

Nama : Bayu Hidayat

NIM : 11950515100

Kelas : A

Matakuliah: Jaringan Komputer

Dosen : Abdillah, S.SI, M.I.T

Tugas Terstruktur 2

Review Question and Problem Bab 4-5

BAB 4 Network Layer

Review

BAGIAN 4.1–4.2

R1. Mari kita tinjau beberapa terminologi yang digunakan dalam buku teks ini. Ingatlah bahwa nama paket transport-layer adalah segmen dan itu nama link-layer paket adalah bingkai. Apa nama paket lapisan jaringan? Ingatlah bahwa keduanya router dan switch link-layer disebut packet switch. Apakah yang perbedaan mendasar antara router dan sakelar lapisan tautan? Ingat itu kami menggunakan istilah router untuk jaringan datagram dan jaringan VC.

Jawaban: Paket lapisan jaringan adalah datagram. Router meneruskan paket berdasarkan alamat IP (layer 3) paket tersebut. Sakelar lapisan tautan meneruskan paket berdasarkan alamat MAC (lapisan 2) paket tersebut.

R2. Apa dua fungsi lapisan jaringan yang paling penting dalam jaringan datagram? Apa tiga fungsi lapisan jaringan yang paling penting dalam jaringan sirkuit virtual?

Jawaban:Lapisan jaringan berbasis datagram: penerusan; rute. Fungsi tambahan dari lapisan jaringan berbasis VC: pengaturan panggilan.

R3. Apa perbedaan antara perutean dan penerusan?

Jawaban: Penerusan adalah tentang memindahkan paket dari port input router ke port output yang sesuai. Routing adalah tentang menentukan end-to-rute antara sumber dan tujuan.

R4. Apakah router di kedua jaringan datagram dan jaringan virtual-circuit digunakan untuk meja perawatan? Jika demikian, jelaskan tabel penerusan untuk kedua kelas jaringan.

Jawaban: Ya, keduanya menggunakan tabel penerusan. Untuk deskripsi tabel, lihat Bagian 4.2

R5. Jelaskan beberapa layanan hipotetis yang dapat disediakan oleh lapisan jaringan untuk paket tunggal. Lakukan hal yang sama untuk aliran paket. Apakah ada layanan hipotetis Anda yang disediakan oleh lapisan jaringan Internet? Apakah ada model layanan CBR ATM yang disediakan? Apakah ada model layanan ABR yang disediakan ATM?

Jawaban: Paket tunggal: pengiriman terjamin; jaminan pengiriman dengan jaminan penundaan maksimum. Aliran paket: pengiriman paket secara berurutan; bandwidth minimal dijamin; dijamin jitter maksimal. Tak satu pun dari layanan ini disediakan oleh lapisan jaringan Internet. Layanan CBR ATM memberikan jaminan pengiriman dan waktu. ABR tidak menyediakan layanan ini.

R6. Daftar beberapa aplikasi yang akan mendapat manfaat dari model layanan CBR ATM.

Jawaban: Aplikasi multimedia live interaktif, seperti IP telephony dan video conference, dapat memanfaatkan layanan ATM CBR, yang menjaga waktu.

Bagian 4.3

R7. Diskusikan mengapa setiap port input di router berkecepatan tinggi menyimpan salinan bayangan dari meja penerusan

Jawaban: Dengan salinan bayangan, pencarian penerusan dibuat secara lokal, di setiap port input, tanpa menggunakan prosesor perutean terpusat. Pendekatan terdesentralisasi semacam itu menghindari menciptakan kemacetan pemrosesan pencarian pada satu titik di dalam router.

R8. Tiga jenis fabric switching dibahas dalam Bagian 4.3. Daftar dan secara singkat menggambarkan setiap jenis. Yang, jika ada, dapat mengirim beberapa paket melintasi kain sejajar?

Jawaban: Beralih melalui memori; beralih melalui bus; beralih melalui jaringan interkoneksi. Jaringan interkoneksi dapat meneruskan paket secara paralel selama semua paket diteruskan ke port output yang berbeda.

R9. Jelaskan bagaimana packet loss dapat terjadi pada port input. Jelaskan bagaimana packet loss pada port input dapat dihilangkan (tanpa menggunakan buffer tak terbatas).

Jawaban: Jika kecepatan paket yang sampai ke fabric melebihi kecepatan switching fabric, maka paket perlu mengantri di port input. Jika ketidakcocokan tingkat ini berlanjut, antrian akan semakin besar dan akhirnya meluap buffer port input, menyebabkan hilangnya paket. Kehilangan paket dapat dihilangkan jika kecepatan switching fabric setidaknya sama dengan kecepatan saluran input, di mana n adalah jumlah port input.

R10. Jelaskan bagaimana packet loss dapat terjadi pada port output. Bisakah kerugian ini terjadi? dicegah dengan meningkatkan kecepatan fabric switch?

Jawaban: Dengan asumsi kecepatan jalur input dan output sama, packet loss masih dapat terjadi jika kecepatan paket tiba ke port output tunggal melebihi kecepatan jalur. Jika ketidakcocokan tingkat ini berlanjut, antrian akan semakin besar dan akhirnya meluap buffer port output, menyebabkan hilangnya paket. Perhatikan bahwa peningkatan kecepatan fabric switch tidak dapat mencegah terjadinya masalah ini.

R11. Apa itu pemblokiran HOL? Apakah itu terjadi di port input atau port output?

Jawaban: Pemblokiran HOL: Kadang-kadang sebuah paket yang berada di baris pertama pada antrian port input harus menunggu karena tidak ada ruang buffer yang tersedia di port output yang ingin diteruskan. Ketika ini terjadi, semua paket di belakang paket pertama diblokir, bahkan jika antrian keluarannya memiliki ruang untuk menampungnya. Pemblokiran HOL terjadi pada port input.

Bagian 4.4

R12. Apakah router memiliki alamat IP? Jika demikian, berapa banyak?

Jawaban: Ya. Mereka memiliki satu alamat untuk setiap antarmuka.

R13. Apa ekuivalen biner 32-bit dari alamat IP 223.1.3.27?

Jawaban: 11011111 00000001 00000011 00011100.

R14. Kunjungi host yang menggunakan DHCP untuk mendapatkan alamat IP, network mask, default router, dan alamat IP server DNS lokalnya. Daftar nilai-nilai ini.

Jawaban: Siswa akan mendapatkan jawaban benar yang berbeda untuk pertanyaan ini.

R15. Misalkan ada tiga router antara host sumber dan host tujuan. Mengabaikan fragmentasi, datagram IP yang dikirim dari host sumber ke host tujuan akan melewati berapa banyak antarmuka? Berapa banyak tabel penerusan yang akan diindeks untuk memindahkan datagram dari sumber ke tujuan?

Jawaban: 8 antarmuka; 3 tabel penerusan.

R16. Misalkan sebuah aplikasi menghasilkan potongan 40 byte data setiap 20 mdtk, dan setiap potongan dienkapsulasi dalam segmen TCP dan kemudian menjadi datagram IP. Berapa persentase dari setiap datagram yang akan menjadi overhead, dan berapa persentase yang akan menjadi data aplikasi?

Jawaban: 50% di atas kepala.

R17. Misalkan Host A mengirimkan Host B segmen TCP yang dienkapsulasi dalam datagram IP. Ketika Host B menerima datagram, bagaimana lapisan jaringan di Host B tahu itu harus melewati segmen (yaitu, muatan datagram) ke TCP daripada ke UDP atau ke sesuatu yang lain?

Jawaban: Bidang protokol 8-bit dalam datagram IP berisi informasi tentang protokol lapisan transport mana yang harus dilewati oleh host tujuan.

R18. Misalkan Anda membeli router nirkabel dan menghubungkannya ke modem kabel Anda. Juga anggaplah bahwa ISP Anda secara dinamis memberikan perangkat Anda yang terhubung (yaitu, router nirkabel Anda) satu alamat IP. Anggap juga Anda memiliki lima PC di rumah yang menggunakan 802.11 untuk terhubung secara nirkabel ke router nirkabel Anda. Bagaimana alamat IP ditetapkan ke lima PC? Apakah router nirkabel menggunakan NAT? Mengapa atau mengapa tidak?

Jawaban: Biasanya router nirkabel menyertakan server DHCP. DHCP digunakan untuk menetapkan alamat IP ke 5 PC dan ke antarmuka router. Ya, router nirkabel juga menggunakan NAT karena hanya mendapatkan satu alamat IP dari ISP.

R19. Bandingkan dan kontraskan bidang header IPv4 dan IPv6. Apakah mereka punya? bidang yang sama?

Jawaban: IPv6 memiliki header dengan panjang tetap, yang tidak menyertakan sebagian besar opsi yang dapat disertakan oleh header IPv4. Meskipun header IPv6 berisi dua alamat 128 bit (alamat IP sumber dan tujuan), seluruh header memiliki panjang tetap hanya 40 byte. Beberapa bidang memiliki semangat yang sama. Kelas lalu lintas, panjang muatan, header berikutnya dan batas hop di IPv6 masing-masing mirip dengan jenis layanan, panjang datagram, protokol lapisan atas dan waktu untuk hidup di IPv4.

R20. Dikatakan bahwa ketika terowongan IPv6 melalui router IPv4, IPv6 memperlakukan Terowongan IPv4 sebagai protokol lapisan tautan. Apakah Anda setuju dengan pernyataan ini? Jika ya Mengapa atau jika tidak mengapa?

Jawaban: Ya, karena seluruh datagram IPv6 (termasuk bidang header) dienkapsulasi dalam datagram IPv4.

Bagian 4.5

R21. Bandingkan dan kontraskan algoritma perutean link-state dan distance-vector.

Jawaban: Algoritme status tautan: Menghitung jalur berbiaya paling rendah antara sumber dan tujuan menggunakan pengetahuan global yang lengkap tentang jaringan. Perutean vektor jarak: Perhitungan jalur berbiaya paling rendah dilakukan secara iteratif dan terdistribusi. Sebuah node hanya tahu tetangga yang harus meneruskan paket untuk mencapai tujuan tertentu di sepanjang jalur berbiaya paling rendah, dan biaya jalur itu dari dirinya sendiri ke tujuan.

R22. Diskusikan bagaimana organisasi hierarkis Internet memungkinkannya untuk menskalakan ke jutaan pengguna.

Jawaban: Router diatur ke dalam sistem otonom (AS). Dalam AS, semua router menjalankan protokol perutean intra-AS yang sama. Masalah skala terpecahkan karena router di AS hanya perlu tahu tentang router di dalam AS-nya dan subnet yang terhubung ke AS. Untuk merutekan melintasi AS, protokol antar-AS didasarkan pada grafik AS dan tidak memperhitungkan masing-masing router.

R23. Apakah perlu setiap sistem otonom menggunakan perutean intra-AS yang sama? algoritma? Mengapa atau mengapa tidak?

Jawaban: Tidak. Setiap AS memiliki otonomi administratif untuk perutean dalam AS.

R24. Perhatikan Gambar 4.37. Dimulai dengan tabel asli di D, seandainya D menerima dari A iklan berikut:

Subnet Tujuan	Router Berikutnya	Jumlah Hop ke Tujuan
z	C	10
w	—	1
x	—	1
....

Akankah meja masuk? D mengubah? Jika demikian bagaimana?

Jawaban: Tidak. Iklan tersebut memberi tahu D bahwa ia dapat mencapai z dalam 11 lompatan melalui A. Namun, D sudah dapat mencapai z melalui B dalam 7 lompatan. Oleh karena itu, tidak perlu mengubah entri untuk z dalam tabel. Sebaliknya, jika iklan mengatakan bahwa A hanya berjarak 4 hop dari z melalui C, maka D memang akan memodifikasi tabel penerusannya.

R25. Bandingkan dan kontraskan iklan yang digunakan oleh RIP dan OSPF.

Jawaban: Dengan OSPF, sebuah router secara berkala menyiarkan informasi routing ke semua router lain di AS, tidak hanya ke router tetangganya. Informasi perutean yang dikirim oleh perute ini memiliki satu entri untuk setiap tetangga perute; entri memberikan jarak dari router ke tetangga. Iklan RIP yang dikirim oleh router berisi informasi tentang semua jaringan di AS, meskipun informasi ini hanya dikirim ke router tetangganya.

R26. Isi bagian yang kosong: Iklan RIP biasanya mengumumkan jumlah hop ke berbagai destinasi. Pembaruan BGP, di sisi lain, mengumumkan _____ ke berbagai tujuan.

Jawaban: "urutan AS pada rute"

R27. Mengapa protokol antar-AS dan intra-AS berbeda digunakan di Internet?

Jawaban: Kebijakan: Di antara AS, isu kebijakan mendominasi. Mungkin penting bahwa lalu lintas yang berasal dari AS tertentu tidak dapat melewati AS tertentu lainnya. Demikian pula, AS tertentu mungkin ingin mengontrol lalu lintas transit apa yang dibawanya antara AS lainnya. Dalam AS,

semuanya secara nominal di bawah kendali administratif yang sama dan dengan demikian kebijakan mengeluarkan peran yang jauh lebih penting dalam memilih rute dengan di AS. Skala: Kemampuan algoritme perutean dan struktur datanya untuk menskala untuk menangani perutean ke/di antara sejumlah besar jaringan merupakan masalah penting dalam perutean antar-AS. Dalam AS, skalabilitas kurang menjadi perhatian. Untuk satu hal, jika satu domain administratif menjadi terlalu besar, selalu mungkin untuk membaginya menjadi dua AS dan melakukan perutean antar AS di antara dua AS baru. Kinerja: Karena perutean antar-AS sangat berorientasi pada kebijakan, kualitas (misalnya, kinerja) dari rute yang digunakan seringkali menjadi perhatian sekunder (yaitu, rute yang lebih panjang atau lebih mahal yang memenuhi kriteria kebijakan tertentu dapat diambil alih rute yang lebih pendek tetapi tidak memenuhi kriteria tersebut). Memang, kami melihat bahwa di antara AS, bahkan tidak ada gagasan tentang biaya (selain jumlah hop AS) yang terkait dengan rute. Dalam satu AS, bagaimanapun, masalah kebijakan seperti itu kurang penting, memungkinkan perutean untuk lebih fokus pada tingkat kinerja yang direalisasikan pada suatu rute.

R28. Mengapa pertimbangan kebijakan sama pentingnya dengan protokol intra-AS, seperti: OSPF dan RIP, seperti untuk protokol perutean antar-AS seperti BGP?

Jawaban: ISP C dapat menggunakan BGP Multi-Exit Descriptor untuk menyarankan kepada ISP B bahwa rute yang lebih disukai ke ISP D adalah melalui titik peering pantai timur. Misalnya, router BGP pantai timur di ISP C dapat mengiklankan rute ke D dengan nilai MED 5. Router pantai barat di ISP C dapat mengiklankan rute ke D dengan nilai MED 10. Karena nilai yang lebih rendah lebih disukai, ISP B mengetahui bahwa ISP C ingin menerima lalu lintas di pantai timur. Dalam praktiknya, router dapat mengabaikan nilai MED, sehingga ISP B masih dapat menggunakan

perutean kentang panas untuk meneruskan lalu lintas ke ISP C yang ditujukan ke ISP D melalui titik peering pantai barat.

R29. Definisikan dan bedakan istilah-istilah berikut: subjaringan, awalan, dan rute BGP.

Jawaban: Subjaringan adalah bagian dari jaringan yang lebih besar; subnet tidak mengandung router; batas-batasnya ditentukan oleh antarmuka router dan host. Aawalan adalah bagian jaringan dari alamat CDIR; ditulis dalam bentuk abcd/x ; Awalan mencakup satu atau lebih subnet. Ketika sebuah router mengiklankan awalan di sesi BGP, itu termasuk dengan awalan sejumlah atribut BGP. Dalam jargon BGP, awalan beserta atributnya adalah arute BGP (atau hanya rute).

R30. Bagaimana cara BGP menggunakan atribut NEXT-HOP? Bagaimana cara menggunakan AS-PATH atribut?

Jawaban: Router menggunakan atribut AS-PATH untuk mendeteksi dan mencegah pengulangan iklan; mereka juga menggunakannya dalam memilih di antara beberapa jalur ke awalan yang sama. Atribut NEXT-HOP menunjukkan alamat IP dari router pertama di sepanjang jalur yang diiklankan (di luar AS yang menerima iklan) ke awalan yang diberikan. Saat mengonfigurasi tabel penerusannya, router menggunakan atribut NEXT-HOP.

R31. Jelaskan bagaimana administrator jaringan dari ISP tingkat atas dapat mengimplementasikan kebijakan saat mengkonfigurasi BGP.

Jawaban: ISP tingkat-1 B tidak boleh membawa lalu lintas transit antara dua ISP tingkat-1 lainnya, katakanlah A dan C, yang dengannya B memiliki perjanjian peering. Untuk menerapkan kebijakan ini, ISP B tidak akan mengiklankan rute A yang melewati C; dan tidak akan beriklan ke rute C yang melewati A.

Bagian 4.7

R32. Apa perbedaan penting antara menerapkan abstraksi siaran melalui beberapa unicast, dan siaran tunggal yang didukung jaringan (router-)?

Jawaban: Unicast N-way memiliki beberapa kelemahan, antara lain:

- Efisiensi: banyak salinan dari paket yang sama dikirim melalui tautan yang sama untuk kemungkinan banyak tautan; sumber harus menghasilkan banyak salinan dari paket yang sama
- Pengalamatan: sumber harus menemukan alamat semua penerima

R33. Untuk masing-masing dari tiga pendekatan umum yang kami pelajari untuk komunikasi siaran (banjir tidak terkendali, banjir terkendali, dan siaran pohon rentang), apakah pernyataan berikut ini benar atau salah? Anda mungkin berasumsi bahwa tidak ada paket yang hilang karena buffer overflow dan semua paket dikirimkan melalui tautan sesuai urutan pengirimannya.

- A. Sebuah node dapat menerima banyak salinan dari paket yang sama.
- B. Sebuah node dapat meneruskan beberapa salinan paket melalui link keluar yang sama

Jawaban:

- a) banjir tak terkendali: T; banjir terkendali: T; spanning-tree: F
- b) banjir tak terkendali: T; banjir terkendali: F; spanning-tree: F

R34. Ketika sebuah host bergabung dengan grup multicast, haruskah ia mengubah alamat IP-nya ke alamat grup multicast yang diikutinya?

Jawaban: Salah

R35. Apa peran yang dimainkan oleh protokol IGMP dan multicast area luas? protokol perutean?

Jawaban: IGMP adalah protokol yang dijalankan hanya antara host dan router multicast hop pertama. IGMP memungkinkan host untuk menentukan (ke router multicast hop pertama) grup multicast yang ingin bergabung.

Kemudian terserah router multicast untuk bekerja dengan router multicast lainnya (yaitu, menjalankan protokol perutean multicast) untuk memastikan bahwa data untuk grup multicast yang bergabung dengan host dirutekan ke router hop terakhir yang sesuai dan dari sana ke host .

R36. Apa perbedaan antara pohon bersama grup dan pohon berbasis sumber di konteks perutean multicast?

Jawaban: Dalam pohon kelompok bersama, semua pengirim mengirim lalu lintas multicast mereka menggunakan pohon perutean yang sama. Dengan pohon berbasis sumber, datagram multicast dari sumber tertentu dirutekan melalui pohon perutean khusus yang dibuat untuk sumber tersebut; sehingga setiap sumber mungkin memiliki pohon berbasis sumber yang berbeda dan router mungkin harus melacak beberapa pohon berbasis sumber untuk grup multicast tertentu.

Problem

P1. Dalam pertanyaan ini, kami mempertimbangkan beberapa pro dan kontra dari sirkuit virtual dan jaringan datagram.

A. Misalkan router mengalami kondisi yang mungkin menyebabkan mereka sering gagal. Apakah ini akan mendukung arsitektur VC atau datagram? Mengapa?

B. Misalkan node sumber dan tujuan mengharuskan jumlah kapasitas yang tetap selalu tersedia di semua router di jalur antara node sumber dan tujuan, untuk penggunaan eksklusif lalu lintas yang mengalir antara node sumber dan tujuan ini. Apakah ini akan mendukung arsitektur VC atau datagram? Mengapa?

C. Misalkan link dan router dalam jaringan tidak pernah gagal dan jalur perutean yang digunakan antara semua pasangan sumber/tujuan tetap konstan. Dalam skenario ini, apakah arsitektur VC atau datagram memiliki lebih banyak kontrol atas lalu lintas? Mengapa?

Jawaban:

a) Dengan jaringan berorientasi koneksi, setiap kegagalan router akan melibatkan perutean koneksi tersebut. Paling tidak, ini akan membutuhkan router yang "upstream" dari router yang gagal untuk membuat bagian hilir baru dari jalur ke node tujuan, dengan semua pensinyalan yang diperlukan terlibat dalam menyiapkan jalur. Selain itu, semua router di jalur awal yang berada di hilir dari node yang gagal harus menghapus koneksi yang gagal, dengan semua pensinyalan yang diperlukan terlibat untuk melakukan ini. Dengan jaringan datagram tanpa koneksi, tidak diperlukan pensinyalan untuk menyiapkan jalur hilir baru atau menghapus jalur hilir lama. Namun, kita telah melihat bahwa tabel perutean perlu diperbarui (misalnya, baik melalui algoritme vektor jarak atau algoritme status tautan) untuk memperhitungkan perute yang gagal. Kita telah melihat bahwa dengan algoritma distance vector, perubahan tabel routing ini terkadang dapat dilokalisasi ke area dekat router yang gagal. Dengan demikian, jaringan datagram akan lebih disukai. Menariknya, kriteria desain bahwa ARPAnet awal dapat berfungsi di bawah kondisi stres adalah salah satu alasan arsitektur datagram dipilih untuk nenek moyang Internet ini.

b) Agar router dapat mempertahankan jumlah kapasitas tetap yang tersedia di jalur antara node sumber dan tujuan untuk pasangan sumber-tujuan tersebut, router perlu mengetahui karakteristik lalu lintas dari semua sesi yang melewati link tersebut. Artinya, router harus memiliki status per sesi di router. Ini dimungkinkan dalam jaringan berorientasi koneksi, tetapi tidak dengan jaringan tanpa koneksi. Dengan demikian, jaringan VC berorientasi koneksi akan lebih disukai.

c) Dalam skenario ini, arsitektur datagram memiliki lebih banyak kontrol lalu lintas overhead. Hal ini disebabkan oleh berbagai header paket yang diperlukan untuk merutekan datagram melalui jaringan. Tetapi dalam arsitektur VC, setelah semua sirkuit diatur, mereka tidak akan pernah

berubah. Dengan demikian, overhead pensinyalan dapat diabaikan dalam jangka panjang

- P2. Pertimbangkan jaringan sirkuit virtual. Misalkan nomor VC adalah bidang 8-bit.
- A. Berapa jumlah maksimum sirkuit virtual yang dapat dibawa melalui tautan?
- B. Misalkan node pusat menentukan jalur dan nomor VC pada pengaturan koneksi. Misalkan nomor VC yang sama digunakan pada setiap tautan di sepanjang jalur VC. Jelaskan bagaimana node pusat dapat menentukan nomor VC pada pengaturan koneksi. Mungkinkah ada lebih sedikit VC yang sedang berlangsung daripada maksimum yang ditentukan pada bagian (a) namun tidak ada nomor VC gratis yang umum?
- C. Misalkan nomor VC yang berbeda diizinkan di setiap tautan di sepanjang jalur VC. Selama pengaturan koneksi, setelah jalur ujung ke ujung ditentukan, jelaskan bagaimana tautan dapat memilih nomor VC mereka dan mengonfigurasi tabel penerusannya dengan cara yang terdesentralisasi, tanpa bergantung pada simpul pusat.

Jawaban:

- a) Jumlah maksimum VC melalui tautan = $2^8 = 256$.
- b) Node terpusat dapat memilih nomor VC mana pun yang bebas dari himpunan $\{0, 1, \dots, 255\}$. Dengan cara ini, tidak mungkin ada lebih sedikit VC yang sedang berjalan daripada 256 tanpa ada nomor VC gratis yang umum.
- c) Setiap link dapat secara independen mengalokasikan nomor VC dari himpunan $\{0, 1, \dots, 255\}$. Dengan demikian, VC kemungkinan akan memiliki nomor VC yang berbeda untuk setiap tautan di sepanjang jalurnya. Setiap router di jalur VC harus mengganti nomor VC dari setiap paket yang datang dengan nomor VC yang terkait dengan tautan keluar.
- P3. Tabel penerusan tanpa tulang dalam jaringan VC memiliki empat kolom. Apa arti dari nilai-nilai di masing-masing kolom ini? Tabel penerusan tanpa

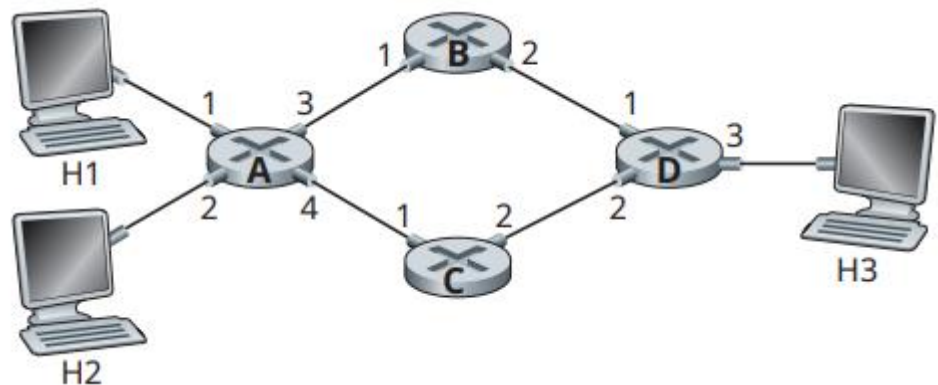
tulang dalam jaringan datagram memiliki dua kolom. Apa arti dari nilai-nilai di masing-masing kolom ini?

Jawaban:

Untuk tabel penerusan VC, kolomnya adalah: Antarmuka Masuk, Nomor VC Masuk, Antarmuka Keluar, Nomor VC Keluar. Untuk tabel penerusan datagram, kolomnya adalah: Alamat Tujuan, Antarmuka Keluar.

P4. Perhatikan rangkaian di bawah ini.

- A. Misalkan jaringan ini adalah jaringan datagram. Tunjukkan tabel penerusan di router A, sehingga semua lalu lintas yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 3.
- B. Misalkan jaringan ini adalah jaringan datagram. Bisakah Anda menuliskan tabel penerusan di router A, sehingga semua lalu lintas dari H1 yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 3, sedangkan semua lalu lintas dari H2 yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 4? (Petunjuk: ini adalah pertanyaan jebakan.)
- C. Sekarang anggaplah bahwa jaringan ini adalah jaringan sirkuit virtual dan ada satu panggilan berkelanjutan antara H1 dan H3, dan panggilan berkelanjutan lainnya antara H2 dan H3. Tuliskan tabel penerusan di router A, sehingga semua lalu lintas dari H1 yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 3, sedangkan semua lalu lintas dari H2 yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 4.
- D. Dengan asumsi skenario yang sama seperti (c), tuliskan tabel penerusan di node B, C, dan D.



Jawaban:

a) Data yang ditujukan ke host H3 diteruskan melalui antarmuka 3

Alamat tujuan	Antarmuka Tautan
H3	3

b) Tidak, karena aturan penerusan hanya berdasarkan alamat tujuan.

c) Salah satu konfigurasi yang mungkin adalah:

Antarmuka masuk	VC masuk#	Antarmuka Keluar	VC keluar#
1	12	3	22
2	63	4	18

Perhatikan, bahwa kedua aliran sebenarnya dapat memiliki nomor VC yang sama.

d) Salah satu konfigurasi yang mungkin adalah:

Router B			
Antarmuka masuk	VC masuk#	Antarmuka Keluar	VC keluar#
1	22	2	24

Router C.			
Antarmuka masuk	VC masuk#	Antarmuka Keluar	VC keluar#
1	18	2	50

Router D			
Antarmuka masuk	VC masuk#	Antarmuka Keluar	VC keluar#
1	24	3	70
2	50	3	76

P5. Pertimbangkan jaringan VC dengan bidang 2-bit untuk nomor VC. Seandainya jaringan ingin mengatur sirkuit virtual melalui empat tautan: tautan A, tautan B, tautan C, dan tautan D. Misalkan masing-masing tautan

ini saat ini membawa dua sirkuit virtual lainnya, dan nomor VC dari VC lainnya adalah sebagai berikut:

Tautan A	Tautan B	Tautan C	Tautan D
00	01	10	11
01	10	11	00

Dalam menjawab pertanyaan berikut, perlu diingat bahwa masing-masing VC yang ada hanya dapat melintasi salah satu dari empat tautan.

A. Jika setiap VC diharuskan menggunakan nomor VC yang sama pada semua tautan di sepanjang jalurnya, nomor VC apa yang dapat diberikan ke VC baru?

B. Jika setiap VC diizinkan memiliki nomor VC yang berbeda di tautan yang berbeda di sepanjang jalurnya (sehingga tabel penerusan harus melakukan terjemahan nomor VC), berapa banyak kombinasi berbeda dari empat nomor VC (satu untuk masing-masing dari empat tautan) yang dapat digunakan?

Jawaban:

a) Tidak ada nomor VC yang dapat diberikan ke VC baru; sehingga VC baru tidak dapat dibuat di jaringan.

b) Setiap tautan memiliki dua nomor VC yang tersedia. Ada empat tautan. Jadi banyaknya kombinasi adalah $2^4 = 16$. Salah satu contoh kombinasi adalah (10,00,00,10).

P6. Dalam teks kami telah menggunakan istilah layanan berorientasi koneksi untuk menggambarkan layanan transport-layer dan layanan koneksi untuk layanan lapisan jaringan. Mengapa nuansa halus dalam terminologi?

Jawaban:

Dalam jaringan sirkuit virtual, ada adalah koneksi ujung ke ujung dalam arti bahwa setiap router di sepanjang jalur harus mempertahankan status koneksi; maka istilahnya layanan koneksi. Dalam layanan transportasi berorientasi koneksi melalui lapisan jaringan tanpa koneksi, seperti TCP melalui IP, sistem akhir mempertahankan status koneksi; namun router tidak memiliki gagasan tentang koneksi apa pun; maka istilahnya layanan berorientasi koneksi

- P7. Misalkan dua paket tiba ke dua port input yang berbeda dari sebuah router dengan tepat waktu yang sama. Juga anggaplah tidak ada paket lain di mana pun di router.
- A. Misalkan dua paket akan diteruskan ke dua berbeda port keluaran. Apakah mungkin untuk meneruskan dua paket melalui fabric switch pada saat yang sama ketika fabric menggunakan bus bersama?
- B. Misalkan dua paket akan diteruskan ke dua berbeda port keluaran. Apakah mungkin untuk meneruskan dua paket melalui fabric switch pada saat yang sama ketika fabric menggunakan amistar gawang?
- C. Misalkan dua paket akan diteruskan kesama pelabuhan keluaran. Apakah mungkin untuk meneruskan dua paket melalui fabric switch pada saat yang sama ketika fabric menggunakan amistar gawang?

Jawaban:

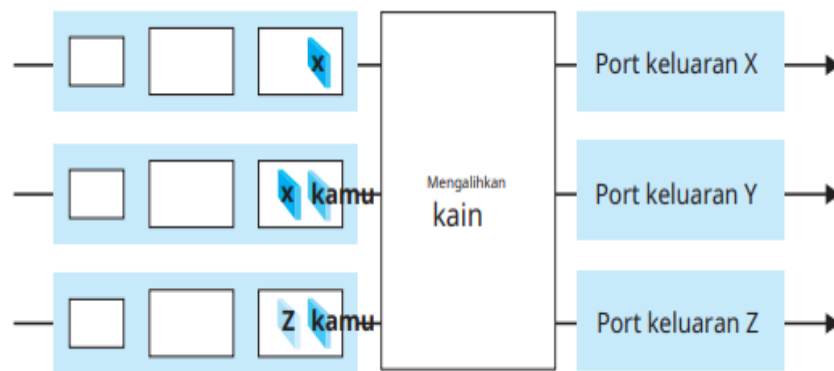
- a) Tidak, Anda hanya dapat mengirimkan satu paket pada satu waktu melalui bus bersama.
- b) Ya, seperti yang dibahas dalam teks, selama kedua paket menggunakan bus input yang berbeda dan bus output yang berbeda, mereka dapat diteruskan secara paralel.
- c) Tidak, dalam hal ini dua paket harus dikirim melalui bus keluaran yang sama pada waktu yang sama, yang tidak mungkin.

- P8. Dalam Bagian 4.3, kami mencatat bahwa penundaan antrian maksimum adalah $(n-1)D$ jika beralih kain adalah n kali lebih cepat dari tarif jalur input. Misalkan semua paket memiliki panjang yang sama, n paket tiba pada saat yang sama ke n port input, dan semua n paket ingin diteruskan ke berbeda port keluaran. Berapakah penundaan maksimum untuk sebuah paket untuk (a) memori, (b) bus, dan (c) fabric switching palang?

Jawaban:

- a) $(n-1)D$
- b) $(n-1)D$
- c) 0

- P9. Pertimbangkan sakelar yang ditunjukkan di bawah ini. Misalkan semua datagram memiliki persamaan panjang tetap, bahwa sakelar beroperasi dengan cara slotted, sinkron, dan bahwa dalam satu slot waktu, datagram dapat ditransfer dari port input ke port output. Kain sakelar adalah palang sehingga paling banyak satu datagram dapat ditransfer ke port output yang diberikan dalam slot waktu, tetapi port output yang berbeda dapat menerima datagram dari port input yang berbeda dalam satu slot waktu. Berapa jumlah minimal slot waktu yang diperlukan untuk mentransfer paket yang ditampilkan dari port input ke port outputnya, dengan asumsi urutan penjadwalan antrian input yang Anda inginkan (yaitu, tidak perlu memiliki pemblokiran HOL)? Berapa jumlah slot terbesar yang dibutuhkan, dengan asumsi urutan penjadwalan kasus terburuk yang dapat Anda buat, dengan asumsi bahwa antrian input yang tidak kosong tidak pernah mengganggu?



Jawaban:

Jumlah minimal slot waktu yang dibutuhkan adalah 3. Penjadwalannya adalah sebagai berikut. Slot 1: kirim X di antrian input teratas, kirim Y di antrian input tengah. Slot 2: kirim X di antrian input tengah, kirim Y di antrian input bawah Slot 3: kirim Z di antrian input bawah.

Jumlah slot terbesar masih 3. Sebenarnya, berdasarkan asumsi bahwa antrian input yang tidak kosong tidak pernah menganggur, kita melihat bahwa slot waktu pertama selalu terdiri dari pengiriman X di antrian input atas dan Y di input tengah atau bawah antrian, dan pada slot waktu kedua, kita selalu dapat mengirim dua datagram lagi, dan datagram terakhir dapat dikirim pada slot waktu ketiga.

CATATAN: Sebenarnya, jika datagram pertama di antrian input bawah adalah X, maka kasus terburuk akan membutuhkan 4 slot waktu

- P10. Pertimbangkan jaringan datagram menggunakan alamat host 32-bit. Misalkan router memiliki empat tautan, diberi nomor 0 hingga 3, dan paket-paket akan diteruskan ke antarmuka tautan sebagai berikut:

Rentang Alamat Tujuan	Antarmuka Tautan
11100000 00000000 00000000 00000000 melalui	0
11100000 00111111 11111111 11111111	
11100000 01000000 00000000 00000000 melalui	1
11100000 01000000 11111111 11111111	
11100000 01000001 00000000 00000000 melalui	2
11100001 01111111 11111111 11111111	
sebaliknya	3

A. Menyediakan tabel penerusan yang memiliki lima entri, menggunakan pencocokan awalan terpanjang, dan meneruskan paket ke antarmuka tautan yang benar.

B. Jelaskan bagaimana tabel penerusan Anda menentukan antarmuka tautan yang sesuai untuk datagram dengan alamat tujuan:

11001000 10010001 01010001 01010101
11100001 01000000 11000011 00111100
11100001 10000000 00010001 01110111

Jawaban:

A) Pertandingan Awalan 11100000 00 11100000 01000000 11100000 11100001 1 sebaliknya Antarmuka Tautan 0 1 2 3 3

B) Pencocokan awalan untuk alamat pertama adalah 5th entri: antarmuka tautan 3 Kecocokan awalan untuk alamat kedua adalah 3dan entri: antarmuka tautan 2 Pencocokan awalan untuk alamat ketiga adalah 4th entri: antarmuka tautan 3

P11. Pertimbangkan jaringan datagram menggunakan alamat host 8-bit. Misalkan router menggunakan pencocokan awalan terpanjang dan memiliki tabel penerusan berikut:

Pertandingan Awalan	Antarmuka
00	0
010	1
011	2
10	2
11	3

Untuk masing-masing dari empat antarmuka, berikan rentang alamat host tujuan yang terkait dan jumlah alamat dalam rentang tersebut.

Jawaban:

Rentang Alamat Tujuan	Antarmuka Tautan
00000000 melalui 00111111	0
01000000 melalui 01011111	1
01100000 melalui 01111111	2
10000000 melalui 10111111	2
11000000 melalui 11111111	3

jumlah alamat untuk antarmuka 0 = $2_6 - 64$

jumlah alamat untuk antarmuka 1 = $2_5 - 32$

jumlah alamat untuk antarmuka 2 = $2_6 - 2_5 - 64 - 32 - 96$

jumlah alamat untuk antarmuka 3 = $2_6 - 64$

- P12. Pertimbangkan jaringan datagram menggunakan alamat host 8-bit. Misalkan a router menggunakan pencocokan awalan terpanjang dan memiliki tabel penerusan berikut:

Pertandingan Awalan	Antarmuka
1	0
10	1
111	2
sebaliknya	3

Untuk masing-masing dari empat antarmuka, berikan rentang alamat host tujuan yang terkait dan jumlah alamat dalam rentang tersebut.

Jawaban:

Rentang Alamat Tujuan	Antarmuka Tautan
11000000 melalui (32 alamat) 11011111	0
10000000 melalui (64 alamat) 10111111	1
11100000 melalui (32 alamat) 11111111	2
00000000 melalui (128 alamat) 01111111	3

- P13. Pertimbangkan router yang menghubungkan tiga subnet: Subnet 1, Subnet 2, dan Subnet 3. Misalkan semua antarmuka di masing-masing dari tiga subnet ini harus memiliki awalan 223.1.17/24. Juga anggaplah bahwa Subnet 1 diperlukan untuk mendukung setidaknya 60 antarmuka, Subnet 2 mendukung setidaknya 90 antarmuka, dan Subnet 3 mendukung setidaknya 12 antarmuka. Berikan tiga alamat jaringan (dalam bentuk abcd/x) yang memenuhi batasan ini.

Jawaban:

223.1.17.0/26
223.1.17.128/25
223.1.17.192/28

- P14. Di Bagian 4.2.2 contoh tabel penerusan (menggunakan pencocokan awalan terpanjang) diberikan. Tulis ulang tabel penerusan ini menggunakan notasi abcd/x alihalih notasi string biner.

Jawaban:

Alamat tujuan**Antarmuka Tautan**

200.23.16/21	0
200.23.24/24	1
200.23.24/21	2
sebaliknya	3

- P15. Dalam Soal P10 Anda diminta untuk menyediakan tabel penerusan (menggunakan terpanjang pencocokan awalan). Tulis ulang tabel penerusan ini menggunakan notasi abcd/ x alih-alih notasi string biner.

Jawaban:

Alamat tujuan**Antarmuka Tautan**

11100000 00 (224.0/10)	0
11100000 01000000 (224.64/16)	1
1110000 (224/8)	2
11100001 1 (225,128/9)	3
sebaliknya	3

- P16. Pertimbangkan subnet dengan awalan 128.119.40.128/26. Berikan contoh salah satunya Alamat IP (dalam bentuk xxx.xxx.xxx.xxx) yang dapat diberikan ke jaringan ini. Misalkan ISP memiliki blok alamat dalam bentuk 128.119.40.64/26. Misalkan ingin membuat empat subnet dari blok ini, dengan setiap blok memiliki jumlah alamat IP yang sama. Apa prefiks (dari bentuk abcd/x) untuk empat subnet?

Jawaban: Alamat IP apa pun dalam kisaran 128.119.40.128 hingga 128.119.40.191

Empat subnet berukuran sama: 128.119.40.64/28, 128.119.40.80/28, 128.119.40.96/28, 128.119.40.112/28

- P17. Perhatikan topologi yang ditunjukkan pada Gambar 4.17. Tunjukkan tiga subnet dengan host (mulai searah jarum jam pada 12:00) sebagai Jaringan A, B, dan C. Menunjukkan subnet tanpa host sebagai Jaringan D, E, dan F.
- A. Tetapkan alamat jaringan ke masing-masing dari enam subnet ini, dengan batasan berikut: Semua alamat harus dialokasikan dari 214.97.254/23; Subnet A harus memiliki alamat yang cukup untuk mendukung 250

antarmuka; Subnet B harus memiliki alamat yang cukup untuk mendukung 120 antarmuka; dan Subnet C harus memiliki alamat yang cukup untuk mendukung 120 antarmuka. Tentu saja, subnet D, E, dan F masing-masing harus dapat mendukung dua antarmuka. Untuk setiap subnet, tugas harus berbentuk $abcd/x$ atau $abcd/x - efgh/y$.

B. Menggunakan jawaban Anda untuk bagian (a), berikan tabel penerusan (menggunakan pencocokan awalan terpanjang) untuk masing-masing dari tiga router.

Jawaban: Dari 214.97.254/23, mungkin tugas adalah

A) Subnet A: 214.97.255/24 (256 alamat)

Subnet B: 214.97.254.0/25 - 214.97.254.0/29 (128-8 = 120 alamat)

Subnet C: 214.97.254.128/25 (128 alamat)

Subnet D: 214.97.254.0/31 (2 alamat)

Subnet E: 214.97.254.2/31 (2 alamat)

Subnet F: 214.97.254.4/30 (4 alamat)

B) Untuk menyederhanakan solusi, asumsikan bahwa tidak ada datagram yang memiliki antarmuka router sebagai tujuan akhir. Juga, beri label D, E, F untuk subnet interior kanan atas, bawah, dan kiri atas, masing-masing.

Router 1

Pertandingan Awalan Terpanjang

```
11010110 01100001 11111111 11010110
01100001 11111110 00000000 11010110
01100001 11111110 00000001
```

Antarmuka Keluar

```
Subnet A
Subnet D
Subnet F
```

Router 2

Pertandingan Awalan Terpanjang

```
11010110 01100001 11111111 00000000
11010110 01100001 11111110 0 11010110
01100001 11111110 00000001
```

Antarmuka Keluar

```
Subnet D
Subnet B
Subnet E
```

Router 3

Pertandingan Awalan Terpanjang

Antarmuka Keluar

11010110 01100001 11111111 000001
11010110 01100001 11111110 0000001
11010110 01100001 11111110 1

Subnet F
Subnet E
Subnet C

- P18. Gunakan layanan whois di American Registry for Internet Numbers (<http://www.arin.net/whois>) untuk menentukan blok alamat IP untuk tiga universitas. Dapatkah layanan whois digunakan untuk menentukan dengan pasti lokasi geografis dari alamat IP tertentu? Gunakan www.maxmind.com untuk menentukan lokasi server Web di masing-masing universitas ini.

Jawaban: Blok alamat IP dari Institut Politeknik Universitas New York adalah:

NetRange: 128.238.0.0 - 128.238.255.255

CIDR: 128.238.0.0/16

Alamat IP yang memblokir Universitas Stanford adalah:

NetRange: 171.64.0.0 - 171.67.255.255

CIDR: 171.64.0.0/14

Alamat IP yang memblokir Universitas Washington adalah:

NetRange: 140.142.0.0 - 140.142.255.255

CIDR: 140.142.0.0/16

Tidak, layanan whois tidak dapat digunakan untuk menentukan dengan pasti lokasi geografis dari alamat IP tertentu.

www.maxmind.com digunakan untuk menentukan lokasi server Web di Institut Politeknik Universitas New York, Universitas Stanford, dan Universitas Washington.

Lokasi server Web di Institut Politeknik Universitas New York adalah

Hostname	Country Code	Country Name	Region	Region Name	City	Postal Code	Latitude	Longitude	ISP	Organization	Metro Code	Area Code
128.238.24.30	US	United States	NY	New York	Brooklyn	11201	40.6944	-73.9906	Polytechnic University	Polytechnic University	501	718

Lokasi server Web Universitas Stanford adalah

Hostname	Country Code	Country Name	Region	Region Name	City	Postal Code	Latitude	Longitude	ISP	Organization	Metro Code	Area Code
171.64.13.26	US	United States	CA	California	Stanford	94305	37.4178	-122.1720	Stanford University	Stanford University	807	650

Lokasi server Web di University of Massachusetts adalah

Hostname	Country Code	Country Name	Region	Region Name	City	Postal Code	Latitude	Longitude	ISP	Organization	Metro Code	Area Code
128.119.103.148	US	United States	MA	Massachusetts	Amherst	01003	42.3896	-72.4534	University of Massachusetts	University of Massachusetts	543	413

- P19. Pertimbangkan untuk mengirim datagram 2400-byte ke tautan yang memiliki MTU 700 byte. Misalkan datagram asli dicap dengan nomor identifikasi 422. Berapa banyak fragmen yang dihasilkan? Apa nilai di berbagai bidang dalam datagram IP yang dihasilkan terkait dengan fragmentasi?

Jawaban: Ukuran maksimum bidang data di setiap fragmen = 680 (karena ada 20 byte IP - 2400 - 20- kepala). Jadi jumlah fragmen yang dibutuhkan - -- 680 - - 4 - Setiap fragmen akan memiliki nomor Identifikasi 422. Setiap fragmen kecuali yang terakhir akan berukuran 700 byte (termasuk header IP). Datagram terakhir akan berukuran 360 byte (termasuk header IP). Offset dari 4 fragmen akan menjadi 0, 85, 170, 255. Masing-masing dari 3 fragmen pertama akan memiliki flag=1; fragmen terakhir akan memiliki flag=0.

- P20. Misalkan datagram dibatasi hingga 1.500 byte (termasuk header) antara sumber Host A dan Host tujuan B. Dengan asumsi header IP 20 byte, berapa banyak datagram yang diperlukan untuk mengirim MP3 yang terdiri dari 5 juta byte? Jelaskan bagaimana Anda menghitung jawaban Anda.

Jawaban: Ukuran file MP3 = 5 juta byte. Asumsikan data dibawa dalam segmen TCP, dengan setiap segmen TCP juga memiliki 20 byte header. Kemudian setiap datagram dapat membawa $1500 - 40 = 1460$ byte file MP3 -5-106 - Jumlah datagram yang dibutuhkan - - - 3425 . Semua kecuali datagram terakhir akan menjadi $1.500 - 1460 = 40$ byte; datagram terakhir adalah $960 + 40 = 1000$ byte. Perhatikan bahwa di sini tidak ada fragmentasi – host sumber tidak membuat datagram yang lebih besar dari 1500 byte, dan datagram ini lebih kecil dari MTU tautan

P21. Perhatikan pengaturan jaringan pada Gambar 4.22. Misalkan ISP sebagai gantinya memberikan router alamat 24.34.112.235 dan alamat jaringan dari jaringan rumah adalah 192.168.1/24. A. Tetapkan alamat ke semua antarmuka di jaringan rumah. B. Misalkan setiap host memiliki dua koneksi TCP yang sedang berlangsung, semuanya ke port 80 di host 128.119.40.86. Berikan enam entri yang sesuai dalam tabel terjemahan NAT.

Jawaban:

A) Alamat rumah: 192.168.1.1, 192.168.1.2, 192.168.1.3 dengan antarmuka router menjadi 192.168.1.4

B)

Tabel Terjemahan NAT	
Sisi WAN	Sisi LAN
24.34.112.235, 4000	192.168.1.1, 3345
24.34.112.235, 4001	192.168.1.1, 3346
24.34.112.235, 4002	192.168.1.2, 3445
24.34.112.235, 4003	192.168.1.2, 3446
24.34.112.235, 4004	192.168.1.3, 3545
24.34.112.235, 4005	192.168.1.3, 3546

P22. Misalkan Anda tertarik untuk mendeteksi jumlah host di belakang NAT. Anda mengamati bahwa lapisan IP memberi cap nomor identifikasi secara berurutan pada setiap paket IP. Nomor identifikasi paket IP pertama yang dihasilkan oleh host adalah nomor acak, dan nomor identifikasi paket IP

berikutnya ditetapkan secara berurutan. Asumsikan semua paket IP yang dihasilkan oleh host di belakang NAT dikirim ke dunia luar.

A. Berdasarkan pengamatan ini, dan dengan asumsi Anda dapat mengendus semua paket yang dikirim oleh NAT ke luar, dapatkah Anda menguraikan teknik sederhana yang mendeteksi jumlah host unik di belakang NAT? Justifikasi jawaban Anda.

B. Jika nomor identifikasi tidak ditetapkan secara berurutan tetapi ditetapkan secara acak, apakah teknik Anda akan berhasil? Justifikasi jawaban Anda.

Jawaban:

a) Karena semua paket IP dikirim ke luar, maka kita dapat menggunakan packet sniffer untuk merekam semua paket IP yang dihasilkan oleh host di belakang NAT. Karena setiap host menghasilkan urutan Paket IP dengan nomor urut dan nomor identifikasi awal (ID) yang berbeda (sangat mungkin, karena dipilih secara acak dari ruang yang besar), kita dapat mengelompokkan paket IP dengan ID berurutan ke dalam sebuah cluster. Jumlah cluster adalah jumlah host di belakang NAT. Untuk algoritma yang lebih praktis, lihat makalah berikut.

“A Technique for Counting NATted Hosts”, oleh Steven M. Bellovin, muncul di IMW'02, 6-8 November 2002, Marseille, Prancis.

“Mengeksploitasi bidang IPID untuk menyimpulkan jalur jaringan dan karakteristik sistem akhir.” Weifeng Chen, Yong Huang, Bruno F. Ribeiro, Kyoungwon Suh, Honggang Zhang, Edmundo de Souza e Silva, Jim Kurose, dan Don Towsley.

Workshop PAM'05, 31 Maret - 01 April 2005. Boston, MA, USA.

b) Namun, jika nomor identifikasi tersebut tidak ditetapkan secara berurutan tetapi ditetapkan secara acak, teknik yang disarankan pada bagian (a) tidak akan berfungsi, karena tidak akan ada cluster dalam data yang diendus

P23. Dalam masalah ini kita akan mengeksplorasi dampak NAT pada aplikasi P2P. Misalkan rekan dengan nama pengguna Arnold menemukan melalui kueri bahwa rekan dengan nama pengguna Bernard memiliki file yang ingin diunduh. Juga anggaplah bahwa Bernard dan Arnold keduanya berada di belakang NAT. Cobalah untuk merancang teknik yang memungkinkan Arnold membuat koneksi TCP dengan Bernard tanpa konfigurasi NAT khusus aplikasi. Jika Anda kesulitan merancang teknik seperti itu, diskusikan alasannya.

Jawaban: Tidak mungkin untuk merancang teknik seperti itu. Untuk membuat koneksi TCP langsung antara Arnold dan Bernard, baik Arnold atau Bob harus memulai koneksi ke yang lain. Tetapi NAT yang mencakup Arnold dan Bob menjatuhkan paket SYN yang datang dari sisi WAN. Jadi baik Arnold maupun Bob tidak dapat memulai koneksi TCP ke yang lain jika keduanya berada di belakang NAT

P24. Melihat Gambar 4.27, menghitung jalur darikamu ke kamu yang tidak mengandung loop apapun.

Jawaban:

yxu, yxvu, yxwu, yxwvu,
ywu, ywvu, ywxu, ywxvu, ywvxu, yzwvxu, yzwxu,
yzwxvu, yzwvxu,

P25. Ulangi Soal P24 untuk jalur darix ke z, z ke kamu, dan z ke w.

Jawaban:

x ke z:
xyz, xywz,
xwz, xwyz,
xvwz, xvwyz,
xuwz, xuwyz,
xuvwz, xuvwyz

z untuk kamu:

zwu,

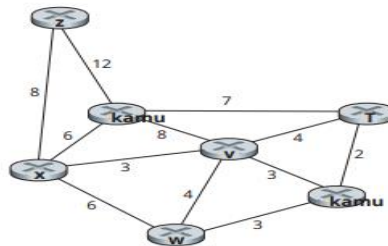
zwvu, zwxu, zwvxu, zwxvu, zwyxu, zwyxvu, zyxu, zyxvu,

zyxwu, zyxwyu, zyxvwu,

zywvu, zywxu, zywxvu, zywxvu, zywyxu, zywyxvu

z ke w: zw, zy, zyxw, zyxvw, zyxuw, zyxuvw, zyxvuw

- P26. Perhatikan rangkaian berikut. Dengan biaya tautan yang ditunjukkan, gunakan Dijkstra's algoritma jalur terpendek untuk menghitung jalur terpendek dari x ke semua node jaringan. Tunjukkan bagaimana algoritma bekerja dengan menghitung tabel yang mirip dengan Tabel 4.3.



Jawaban:

Melangkah	N'	$D(t), p(t)$	$D(u), p(u)$	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(y), p(y)$	$D(z), p(z)$
0	x	∞	∞	3,x	6,x	6,x	8,x
1	xv	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x
2	xvu	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x
3	xvuw	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x
4	xvuwy	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x
5	xvuwyt	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x
6	xvuwytz	7,v	6,v	3,x	6,x	6,x	8,x

- P27. Pertimbangkan jaringan yang ditunjukkan pada Soal P26. Menggunakan algoritma Dijkstra, dan menunjukkan pekerjaan Anda menggunakan tabel yang mirip dengan Tabel 4.3, lakukan hal berikut:
- Hitung jalur terpendek dari T ke semua node jaringan.
 - Hitung jalur terpendek dari kamu ke semua node jaringan.
 - Hitung jalur terpendek dari v ke semua node jaringan.
 - Hitung jalur terpendek dari w ke semua node jaringan.
 - Hitung jalur terpendek dari kamu ke semua node jaringan.

F. Hitung jalur terpendek dari ke semua node jaringan.

Jawaban:

A)

Melangkah	N'	$D(x), p(x)$	$D(u), p(u)$	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(y), p(y)$	$D(z), p(z)$
0	T	∞	2, untuk	4, untuk	∞	7, untuk	∞
1	tu	∞	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	∞
2	tuv	7,v	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	∞
3	tuvw	7,v	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	∞
4	tuvwx	7,v	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	15,x
5	tuvwxy	7,v	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	15,x
6	tuvwxyz	7,v	2, untuk	4, untuk	5,u	7, untuk	15,x

B)

Melangkah	N'	$D(x), p(x)$	$D(t), p(t)$	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(y), p(y)$	$D(z), p(z)$
	kamu	∞	2,u	3,u	3,u	∞	∞
	ut	∞	2,u	3,u	3,u	9,t	∞
	utv	6,v	2,u	3,u	3,u	9,t	∞
	utvw	6,v	2,u	3,u	3,u	9,t	∞
	utvwx	6,v	2,u	3,u	3,u	9,t	14,x
	utvwxy	6,v	2,u	3,u	3,u	9,t	14,x
	utvwxyz	6,v	2,u	3,u	3,u	9,t	14,x

D)

Melangkah	N'	$D(x), p(x)$	$D(u), p(u)$	$D(v), p(v)$	$D(t), p(t)$	$D(y), p(y)$	$D(z), p(z)$
	w	6, w	3, w	4, w	∞	∞	∞
	Wu	6, w	3, w	4, w	5,u	∞	∞
	wuv	6, w	3, w	4, w	5,u	12,v	∞
	wuvt	6, w	3, w	4, w	5,u	12,v	∞
	wuvtx	6, w	3, w	4, w	5,u	12,v	14,x
	wuvtxy	6, w	3, w	4, w	5,u	12,v	14,x
	wuvtxyz	6, w	3, w	4, w	5,u	12,v	14,x

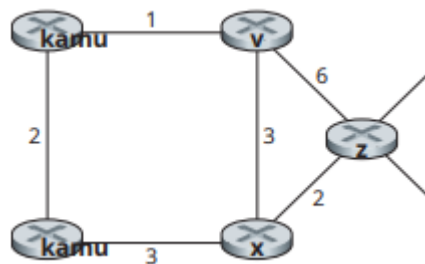
e)

Melangkah	N'	$D(x), p(x)$	$D(u), p(u)$	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(t), p(t)$	$D(z), p(z)$
	kamu	6, kamu	∞	8,y	∞	7, kamu	12, y
	yx	6, kamu	∞	8,y	12,x	7, kamu	12, y
	yxt	6, kamu	9,t	8,y	12,x	7, kamu	12, y
	yxtv	6, kamu	9,t	8,y	12,x	7, kamu	12, y
	yxtvu	6, kamu	9,t	8,y	12,x	7, kamu	12, y
	yxtvuw	6, kamu	9,t	8,y	12,x	7, kamu	12, y
	yxtvuwx	6, kamu	9,t	8,y	12,x	7, kamu	12, y

F)

Melangkah	N'	$D(x), p(x)$	$D(u), p(u)$	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(y), p(y)$	$D(t), p(t)$
	z	8,z	∞	∞	∞	12,z	∞
	zx	8,z	∞	11,x	14,x	12,z	∞
	zxv	8,z	14,v	11,x	14,x	12,z	15,v
	zxvy	8,z	14,v	11,x	14,x	12,z	15,v
	zxvyu	8,z	14,v	11,x	14,x	12,z	15,v
	zxvyuw	8,z	14,v	11,x	14,x	12,z	15,v
	zxvyuwt	8,z	14,v	11,x	14,x	12,z	15,v

P28. Pertimbangkan jaringan yang ditunjukkan di bawah ini, dan asumsikan bahwa setiap node awalnya tahu biaya untuk masing-masing tetangganya. Pertimbangkan algoritma distance-vector dan tunjukkan entri tabel jarak pada nodez.



Jawaban:

		Biaya untuk					
		kamu	v	x	kamu	z	
Dari	v	∞	∞	∞	∞	∞	
	x	∞	∞	∞	∞	∞	
	z	∞	6	2	∞	0	

		Biaya untuk					
		kamu	v	x	kamu	z	
Dari	v	1	0	3	∞	6	
	x	∞	3	0	3	2	
	z	7	5	2	5	0	

		biaya untuk				
		kamu v		x	kamu z	
Dari	v	1	0	3	3	5
	x	4	3	0	3	2
	z	6	5	2	5	0

		Biaya untuk				
		kamu v		x	kamu z	
Dari	v	1	0	3	3	5
	x	4	3	0	3	2
	z	6	5	2	5	0

P29. Pertimbangkan topologi umum (yaitu, bukan jaringan spesifik yang ditunjukkan di atas) dan a versi sinkron dari algoritma vektor jarak. Misalkan pada setiap iterasi, sebuah simpul menukar vektor jaraknya dengan tetangganya dan menerima vektor jaraknya. Dengan asumsi bahwa algoritma dimulai dengan setiap node hanya mengetahui biaya untuk tetangga terdekatnya, berapa jumlah maksimum iterasi yang diperlukan sebelum algoritma terdistribusi konvergen? Justifikasi jawaban Anda.

Jawaban: Kata-kata dari pertanyaan ini agak ambigu. Kami bermaksud ini berarti, "jumlah iterasi dari saat algoritma dijalankan untuk pertama kalinya" (yaitu, dengan asumsi satu-satunya informasi yang dimiliki node pada awalnya adalah biaya ke tetangga terdekatnya). Kami berasumsi bahwa algoritma berjalan secara sinkron (yaitu, dalam satu langkah, semua node menghitung tabel jarak mereka pada waktu yang sama dan kemudian bertukar tabel).

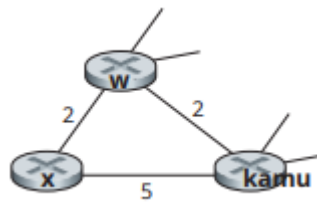
Pada setiap iterasi, sebuah node menukar tabel jarak dengan tetangganya. Jadi, jika Anda adalah simpul A, dan tetangga Anda adalah B, semua tetangga B (yang semuanya akan menjadi satu atau dua hop dari Anda) akan mengetahui jalur biaya terpendek dari satu atau dua hop ke Anda setelah satu iterasi (yaitu, setelah B memberi tahu mereka biayanya untuk Anda).

Membiarkan D menjadi "diameter" jaringan - panjang jalur terpanjang tanpa loop antara dua node dalam jaringan. Menggunakan alasan di atas, setelah D - 1 iterasi, semua node akan mengetahui biaya jalur

terpendek D atau lebih sedikit hop ke semua node lainnya. Karena setiap jalur dengan lebih besar dari D hop akan memiliki loop (dan dengan demikian memiliki biaya lebih besar daripada jalur itu dengan loop dihapus), algoritma akan berkumpul paling banyak $D - 1$ iterasi.

ASIDE: jika algoritme DV dijalankan sebagai akibat dari perubahan biaya tautan, tidak ada apriori terikat pada jumlah iterasi yang diperlukan hingga konvergensi kecuali jika ada juga yang menentukan terikat pada biaya tautan.

- P30. Pertimbangkan fragmen jaringan yang ditunjukkan di bawah ini. x hanya memiliki dua tetangga yang melekat w , y , dan z . w memiliki jalur biaya minimum ke tujuan z (tidak ditampilkan) dari 5, dan z memiliki jalur biaya minimum ke z dari 6. Jalur lengkap dari w dan z ke z (dan antara w dan z) tidak ditampilkan. Semua biaya tautan dalam jaringan memiliki nilai bilangan bulat positif yang ketat.



- Memberi vektor jarak untuk tujuan w , y , dan z .
- Berikan perubahan biaya tautan untuk keduanya $C(x,w)$ atau $C(x,y)$ seperti yang x akan memberi tahu tetangganya tentang jalur biaya minimum baru untuk z sebagai hasil dari eksekusi algoritma distance-vector.
- Berikan perubahan biaya tautan untuk keduanya $C(x,w)$ atau $C(x,y)$ seperti yang x akan bukan menginformasikan tetangganya tentang jalur biaya minimum baru untuk z sebagai hasil dari eksekusi algoritma distance-vector.

Jawaban:

a) $D_x(w) = 2$, $D_x(y) = 4$, $D_x(z) = 7$

- b) Pertama pertimbangkan apa yang terjadi jika $c(x,y)$ berubah. Jika $c(x,y)$ menjadi lebih besar atau lebih kecil (selama $c(x,y) \geq 1$) , jalur biaya terkecil dari x ke u masih akan memiliki biaya setidaknya 7. Jadi perubahan $c(x, y)$ (jika $c(x,y) \geq 1$) tidak akan menyebabkan x memberi tahu tetangganya tentang perubahan apa pun. Jika $c(x,y) = -6$, maka jalur biaya terkecil sekarang melewati y dan memiliki biaya 11; lagi x akan memberi tahu tetangganya tentang biaya baru ini.
- c) Setiap perubahan dalam biaya tautan $c(x,y)$ (dan selama $c(x,y) \geq 1$) tidak akan menyebabkan x memberi tahu tetangganya tentang jalur biaya minimum baru ke u .

P31. Perhatikan topologi tiga simpul yang ditunjukkan pada Gambar 4.30. Daripada memiliki biaya tautan yang ditunjukkan pada Gambar 4.30, biaya tautan adalah $C(x,y) = 3$, $C(y,z) = 6$, $C(z,x) = 4$. Hitung tabel jarak setelah langkah inisialisasi dan setelah setiap iterasi dari versi sinkron dari algoritma vektor jarak (seperti yang kita lakukan dalam diskusi sebelumnya tentang Gambar 4.30).

Jawaban:

simpul x tabel

Biaya untuk

	x	kamu z
x	0	3 4

Dari	kamu	∞	∞	∞
	z	∞	∞	∞

		Biaya untuk		
		x	kamu	z
	x	0	3	4
Dari	kamu	3	0	6
	z	4	6	0

tabel simpul y

		Biaya untuk		
		x	kamu	z
	x	∞	∞	∞
Dari kamu		3	0	6
	z	∞	∞	∞

		Biaya untuk		
		x	kamu	z
	x	0	3	4
Dari	kamu	3	0	6
	z	4	6	0

tabel simpul z

		Biaya untuk		
		x	kamu	z
	x	∞	∞	∞
Dari kamu		∞	∞	∞
	z	4	6	0

		Biaya untuk		
		x	kamu	z
	x	0	3	4
Dari	kamu	3	0	6
	z	4	6	0

P32. Pertimbangkan masalah hitung hingga tak terhingga dalam perutean vektor jarak. Akankah masalah count-to-infinity terjadi jika kita menurunkan biaya link? Mengapa? Bagaimana jika kita menghubungkan dua node yang tidak memiliki link?

Jawaban: TIDAK, ini karena penurunan link cost tidak akan menyebabkan loop (disebabkan oleh hubungan nexthop antara dua node dari link tersebut). Menghubungkan dua node dengan sebuah link sama dengan menurunkan bobot link dari tak hingga menjadi bobot hingga.

P33. Anggap bahwa untuk algoritma distance-vector pada Gambar 4.30, masing-masing nilai dalam jarak vektor $D(x)$ tidak meningkat dan pada akhirnya akan stabil dalam jumlah langkah yang terbatas.

Jawaban: Pada setiap langkah, setiap pembaruan vektor jarak simpul didasarkan pada persamaan BellmanFord, yaitu, hanya menurunkan nilai-nilai dalam vektor jaraknya. Tidak ada peningkatan nilai. Jika tidak ada pembaruan, maka tidak ada pesan yang akan dikirim. Jadi, $D(x)$ tidak naik. Karena biaya tersebut terbatas, maka pada akhirnya vektor jarak akan distabilkan dalam langkah-langkah yang terbatas.

P34. Perhatikan Gambar 4.31. Misalkan ada router lain w , terhubung ke router y dan z . Biaya semua tautan diberikan sebagai berikut: $C(x,y) = 4$, $C(x,z) = 50$, $C(y, w) = 1$, $C(z,w) = 1$, $C(y,z) = 3$. Anggaplah reverse yang diracuni digunakan dalam algoritma routing distance-vector.

A. Ketika perutean vektor jarak distabilkan, router w , y , dan z menginformasikan jarak mereka ke x satu sama lain. Berapa nilai jarak yang mereka katakan satu sama lain?

B. Sekarang anggaplah bahwa biaya tautan antara x dan y meningkat menjadi 60. Apakah akan ada masalah hitung hingga tak terhingga bahkan jika kebalikan beracun digunakan? Mengapa atau mengapa tidak? Jika ada masalah count-to-infinity, lalu berapa banyak iterasi yang diperlukan untuk routing distance-vector untuk mencapai keadaan stabil lagi? Justifikasi jawaban Anda.

C. Bagaimana Anda memodifikasi $C(y,z)$ sehingga tidak ada masalah hitung hingga tak terhingga sama sekali jika $C(y,x)$ berubah dari 4 menjadi 60?

Jawaban:

A)

Router z	Memberitahu w, $D_z(x)=-$
	Menginformasikan y, $D_z(x)=6$
Router dengan	Menginformasikan y, $D_w(x)=-$
	Menginformasikan z, $D_w(x)=5$
Router y	Memberitahu w, $D_w(x)=4$
	Menginformasikan z, $D_w(x)=4$

b) Ya, akan ada masalah hitung hingga tak terhingga. Tabel berikut menunjukkan proses konvergensi perutean. Asumsikan bahwa pada waktu t_0 , terjadi perubahan biaya link. Pada waktu t_1 , y memperbarui vektor jaraknya dan menginformasikan tetangga w dan z. Pada tabel berikut, "-" singkatan dari "menginformasikan".

waktu	t_0	t_1	t_2	t_3	t_4
Z	- w, $D_z(x)=-$ - y, $D_z(x)=6$		Tidak ada perubahan	- w, $D_z(x)=-$ - y, $D_z(x)=11$	
W	- y, $D_w(x)=-$ - z, $D_w(x)=5$		- y, $D_w(x)=-$ - z, $D_w(x)=10$		Tidak ada perubahan
kamu	- w, $D_{kamu}(x)=4$ - z, $D_{kamu}(x)=4$	- w, $D_{kamu}(x)=9$ - z, $D_{kamu}(x)=-$		Tidak ada perubahan	- w, $D_{kamu}(x)=14$ - z, $D_{kamu}(x)=-$

Kita melihat bahwa w, y, z membentuk loop dalam perhitungan biaya ke router x. Jika kita melanjutkan iterasi yang ditunjukkan pada tabel di atas, maka kita akan melihat bahwa, pada t_{27} , z mendeteksi bahwa biaya terkecilnya ke x adalah 50, melalui hubungan langsungnya dengan x. Pada t_{29} , w mengetahui biaya terkecilnya ke x adalah 51 melalui z. Pada t_{30} , y memperbarui biaya terkecilnya menjadi x menjadi 52 (melalui w). Akhirnya, pada waktu t_{31} , tidak ada pembaruan, dan perutean distabilkan.

waktu	t_{27}	t_{28}	t_{29}	t_{30}	t_{31}
Z	- w, $D_z(x)=50$ - y, $D_z(x)=50$				melalui w, - melalui y, 55 melalui z, 50
W		- y, $D_w(x)=-$ - z, $D_w(x)=50$	- y, $D_w(x)=51$ - z, $D_w(x)=-$		melalui w, - melalui y, - melalui z, 51
kamu		- w, $D_{kamu}(x)=53$ - z, $D_{kamu}(x)=-$		- w, $D_{kamu}(x)=-$ - z, $D_{kamu}(x)=52$	melalui w, 52 melalui y, 60 melalui z, 53

P35. Jelaskan bagaimana loop di jalur dapat dideteksi di BGP?

Jawaban: Karena informasi jalur AS lengkap tersedia dari AS ke tujuan di BGP, deteksi loop sederhana – jika rekan BGP menerima rute yang berisi nomor AS sendiri di jalur AS, maka menggunakan rute itu akan menghasilkan loop.

P36. Apakah router BGP akan selalu memilih rute bebas loop dengan AS terpendek? panjang jalan? Justifikasi jawaban Anda.

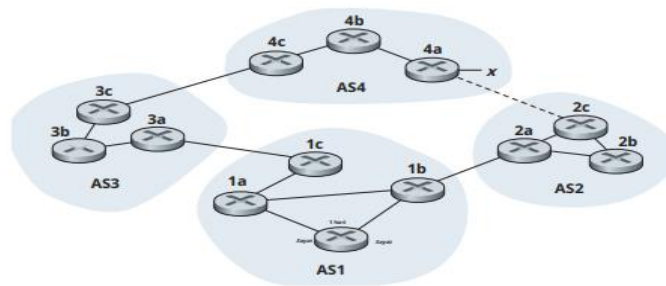
Jawaban: Jalur yang dipilih belum tentu jalur AS terpendek. Ingatlah bahwa ada banyak masalah yang harus dipertimbangkan dalam proses pemilihan rute. Sangat mungkin bahwa jalur bebas loop yang lebih panjang lebih disukai daripada jalur bebas loop yang lebih pendek karena alasan

ekonomi. Misalnya, AS mungkin lebih suka mengirim lalu lintas ke satu tetangga daripada tetangga lain dengan jarak AS yang lebih pendek.

P37. Perhatikan jaringan yang ditunjukkan di bawah ini. Misalkan AS3 dan AS2 menjalankan OSPF untuk protokol perutean intra-AS mereka. Misalkan AS1 dan AS4 menjalankan RIP untuk protokol perutean intra-AS mereka. Misalkan eBGP dan iBGP digunakan untuk protokol perutean antar-AS. Awalnya misalkan aditidak hubungan fisik antara AS2 dan AS4.

A. Router 3c belajar tentang awalanx dari protokol perutean mana: OSPF, RIP, eBGP, atau iBGP? B. Router 3a mempelajari tentangx dari protokol routing mana?

C. Router 1c mempelajari tentangx dari protokol routing mana? D. Router 1d mempelajari tentangx dari protokol routing mana?



Jawaban:

- a) eBGP
- b) iBGP
- c) eBGP
- d) iBGP

P38. Mengacu pada masalah sebelumnya, setelah router 1d mempelajari tentangx itu akan menempatkan pintu masuk (x, Saya) di tabel penerusannya.

A. AkanSaya sama dengan Saya1 atau Saya2 untuk entri ini? Jelaskan mengapa dalam satu kalimat.

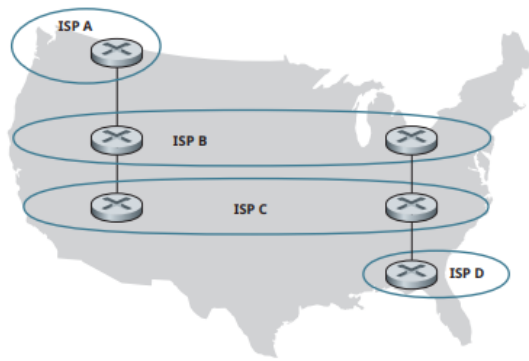
B. Sekarang anggaplah ada hubungan fisik antara AS2 dan AS4, yang ditunjukkan oleh garis putus-putus. Misalkan router 1d mengetahui bahwa dapat diakses melalui AS2 serta melalui AS3. Akan Saya diatur ke Saya1 atau Saya2? Jelaskan mengapa dalam satu kalimat.

C. Sekarang anggaplah ada AS lain, yang disebut AS5, yang terletak di jalur antara AS2 dan AS4 (tidak ditunjukkan dalam diagram). Misalkan router 1d mengetahui bahwa dapat diakses melalui AS2 AS5 AS4 serta melalui AS3 AS4. Akan Saya diatur ke Saya1 atau Saya2? Jelaskan mengapa dalam satu kalimat.

Jawaban:

- a) I1 karena antarmuka ini memulai jalur dengan biaya paling rendah dari 1d menuju router gateway 1c.
- b) I2. Kedua rute memiliki panjang AS-PATH yang sama tetapi I2 memulai jalur yang memiliki router NEXT-HOP terdekat.
- c) I1. I1 memulai jalur yang memiliki AS-PATH terpendek.

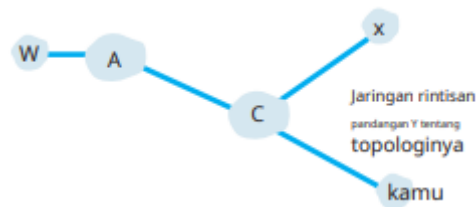
P39. Perhatikan rangkaian berikut. ISP B menyediakan layanan tulang punggung nasional ke ISP regional A. ISP C menyediakan layanan backbone nasional ke ISP regional D. Setiap ISP terdiri dari satu AS. B dan C saling peer di dua tempat menggunakan BGP. Pertimbangkan lalu lintas dari A ke D. B lebih memilih untuk menyerahkan lalu lintas itu ke C di Pantai Barat (sehingga C harus menanggung biaya pengangkutan lalu lintas lintas negara), sedangkan C lebih memilih untuk mendapatkan lalu lintas melalui titik mengintip Pantai Timur dengan B (sehingga B akan membawa lalu lintas melintasi negara). Mekanisme BGP apa yang mungkin digunakan C, sehingga B akan menyerahkan lalu lintas A-to-D di Pantai Timurnya? titik mengintip? Untuk menjawab pertanyaan ini, Anda perlu menggali spesifikasi BGP.



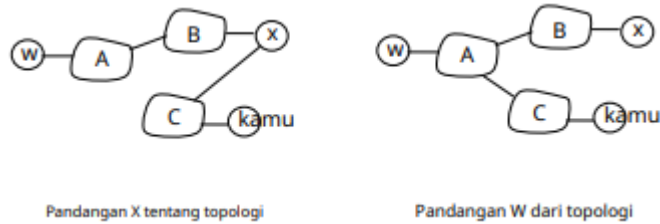
Jawaban:

Salah satu cara C untuk memaksa B menyerahkan semua lalu lintas B ke D di pantai timur adalah agar C hanya mengumumkan rutennya ke D melalui titik peering pantai timurnya dengan C.

P40. Pada Gambar 4.42, perhatikan informasi jalur yang mencapai jaringan rintisan W, X, dan Y. Berdasarkan informasi yang tersedia di W dan X, apa pandangan masing-masing tentang topologi jaringan? Justifikasi jawaban Anda. Tampilan topologi di Y ditunjukkan di bawah ini.



Jawaban:



Dalam solusi di atas, X tidak mengetahui tentang tautan AC karena X tidak menerima rute yang diiklankan ke w atau ke y yang berisi tautan AC (yaitu, X tidak menerima iklan yang mengandung AS A dan AS C pada jalur ke a tujuan.

- P41. Perhatikan Gambar 4.42. B tidak akan pernah meneruskan lalu lintas yang ditujukan ke Y melalui X berdasarkan perutean BGP. Tetapi ada beberapa aplikasi yang sangat populer dimana paket data pergi ke X terlebih dahulu dan kemudian mengalir ke Y. Identifikasi salah satu aplikasi tersebut, dan jelaskan bagaimana paket data mengikuti jalur yang tidak diberikan oleh perutean BGP.

Jawaban:

Berbagi file BitTorrent dan aplikasi Skype P2P.

Pertimbangkan jaringan berbagi file BitTorrent di mana rekan 1, 2, dan 3 masing-masing berada di jaringan rintisan W, X, dan Y. Karena mekanisme berbagi file BitTorrent, ada kemungkinan bahwa rekan 2 mendapatkan potongan data dari rekan 1 dan kemudian meneruskan potongan data tersebut ke 3. Ini setara dengan B meneruskan data yang akhirnya ditujukan ke jaringan stub Y.

- P42. Pada Gambar 4.42, misalkan ada jaringan rintisan V lain yang merupakan pelanggan ISPA. Misalkan B dan C memiliki hubungan peering, dan A adalah pelanggan dari B dan C. Misalkan A ingin agar trafik yang ditujukan ke W datang dari B saja, dan trafik yang ditujukan ke V dari B atau C. Bagaimana seharusnya A mengiklankan rutenya ke B dan C? Rute AS apa yang diterima C?

Jawaban:

A harus menyarankan ke B dua rute, jalur AS AW dan AV. A

harus menyarankan ke C hanya satu rute, AV.

C menerima jalur AS: BAW, BAV, AV.

- P43. Misalkan ASs X dan Z tidak terhubung langsung tetapi dihubungkan oleh AS Y. Selanjutnya anggaplah bahwa X memiliki perjanjian peering dengan Y, dan bahwa Y memiliki perjanjian mengintip dengan Z. Akhirnya, anggaplah Z ingin mentransmisikan semua lalu lintas Y tetapi tidak ingin mentransmisikan lalu lintas X. Apakah BGP mengizinkan Z untuk menerapkan kebijakan ini?

Jawaban:

Karena Z ingin mentransmisikan lalu lintas Y, Z akan mengirimkan iklan rute ke Y. Dengan cara ini, ketika Y memiliki datagram yang ditujukan ke IP yang dapat dijangkau melalui Z, Y akan memiliki opsi untuk mengirim datagram melalui Z. Namun, jika Z mengiklankan rute ke Y, Y dapat mengiklankan kembali rute tersebut ke X. Oleh karena itu, dalam kasus ini, Z tidak dapat melakukan apa pun untuk mencegah lalu lintas dari X ke transit melalui Z.

- P44. Pertimbangkan jaringan tujuh simpul (dengan simpul berlabel T ke Z) dalam Soal P26. Tunjukkan pohon berbiaya minimal yang berakar di Z yang mencakup (sebagai host akhir) node kamu, v, w, dan kamu. Berdebat secara informal mengapa pohon Anda adalah pohon dengan biaya minimal.

Jawaban:

Pohon merentang minimal memiliki Z terhubung ke Y melalui X dengan biaya 14(=8+6). Z

terhubung ke V melalui X dengan biaya 11(=8+3);

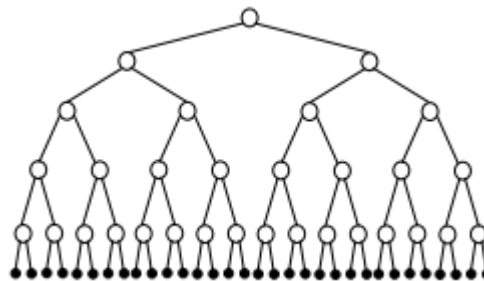
Z terhubung ke U melalui X dan V, dengan biaya 14(=8+3+3);

Z terhubung ke W melalui X, V, dan U, dengan biaya 17(=8+3+3+3).

Ini dapat diperoleh dengan algoritma Prim untuk menumbuhkan pohon merentang minimum.

- P45. Pertimbangkan dua pendekatan dasar yang diidentifikasi untuk mencapai siaran, unicast emulasi dan siaran lapisan jaringan (yaitu, bantuan router), dan anggaplah siaran pohon rentang digunakan untuk mencapai siaran lapisan jaringan. Pertimbangkan satu pengirim dan 32 penerima. Misalkan pengirim terhubung ke penerima oleh pohon biner router. Berapa biaya pengiriman paket siaran, dalam kasus emulasi unicast dan siaran lapisan jaringan, untuk topologi ini? Di sini, setiap kali sebuah paket (atau salinan paket) dikirim melalui satu tautan, itu menimbulkan satu unit biaya. Apa topologi untuk interkoneksi pengirim, penerima, dan router akan membawa biaya emulasi unicast dan siaran lapisan jaringan yang sebenarnya sejauh mungkin? Anda dapat memilih router sebanyak yang Anda inginkan.

Jawaban:

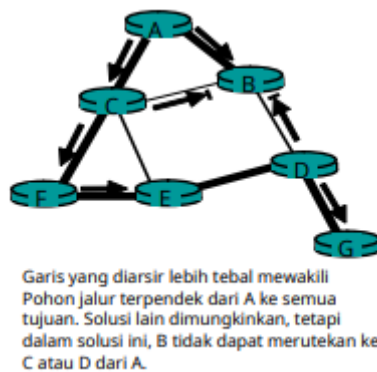


32 penerima ditampilkan terhubung ke pengirim dalam konfigurasi pohon biner yang ditunjukkan di atas. Dengan siaran lapisan jaringan, salinan pesan diteruskan melalui setiap tautan tepat satu kali. Dengan demikian ada 62 perlintasan penghubung ($2+4+8+16+32$). Dengan emulasi unicast, pengirim mengirimkan salinan unicast ke setiap penerima melalui jalur dengan 5 hop. Dengan demikian ada 160 perlintasan penghubung (5×32).

Sebuah topologi di mana semua penerima berada dalam satu saluran, dengan pengirim di salah satu ujung saluran, akan memiliki perbedaan terbesar antara biaya siaran lapisan jaringan dan emulasi unicast.

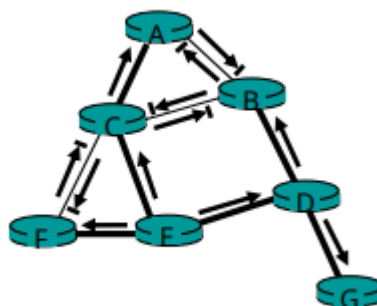
- P46. Pertimbangkan operasi algoritma reverse path forwarding (RPF) pada Gambar 4.44. Menggunakan topologi yang sama, temukan satu set jalur dari semua node ke node sumber A (dan tunjukkan jalur ini dalam grafik menggunakan garis yang diarsir lebih tebal seperti pada Gambar 4.44) sedemikian rupa sehingga jika jalur ini adalah jalur dengan biaya paling rendah, maka simpul B akan menerima salinan Apesan siaran dari node A, C, dan D di bawah RPF.

Jawaban:



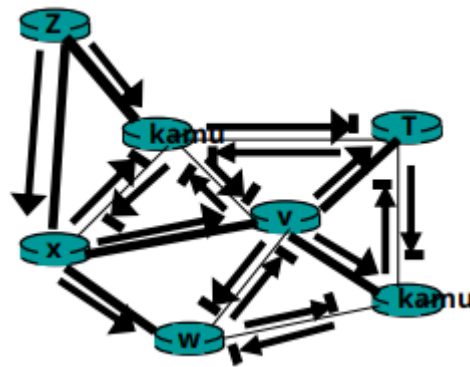
- P47. Perhatikan topologi yang ditunjukkan pada Gambar 4.44. Misalkan semua tautan memiliki unit biaya dan simpul itu E adalah sumber siaran. Menggunakan panah seperti yang ditunjukkan pada Gambar 4.44 menunjukkan tautan di mana paket akan diteruskan menggunakan RPF, dan tautan di mana paket tidak akan diteruskan, mengingat node itu E adalah sumbernya.

Jawaban:



- P48. Ulangi Soal P47 menggunakan grafik dari Soal P26. Asumsikan bahwa adalah sumber siaran, dan bahwa biaya tautan seperti yang ditunjukkan pada Soal P26.

Jawaban:



- P49. Perhatikan topologi yang ditunjukkan pada Gambar 4.46, dan anggaplah bahwa setiap tautan memiliki biaya satuan. Misalkan simpul C dipilih sebagai pusat dalam algoritma perutean multicast berbasis pusat. Dengan asumsi bahwa setiap router yang terpasang menggunakan jalur berbiaya paling rendah ke node C untuk mengirim pesan bergabung ke C, menggambar pohon perutean berbasis pusat yang dihasilkan. Apakah pohon yang dihasilkan merupakan pohon dengan biaya minimum? Justifikasi jawaban Anda.

Jawaban:

Pohon berbasis pusat untuk topologi yang ditunjukkan pada gambar asli menghubungkan A ke C; B ke C; E ke C; dan F ke C (semua secara langsung). D terhubung ke C melalui E, dan G terhubung ke C melalui D, E.

Pohon berbasis pusat ini berbeda dari pohon merentang minimal yang ditunjukkan pada gambar.

- P50. Ulangi Soal P49, menggunakan grafik dari Soal P26. Asumsikan bahwa simpul tengah adalah v.

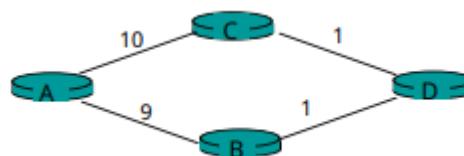
Jawaban:

Pohon berbasis pusat untuk topologi yang ditunjukkan pada gambar asli menghubungkan t ke v; u ke v; w ke v; x ke v; dan y ke v (semua secara langsung). Dan z terhubung ke v melalui x. Pohon berbasis pusat ini berbeda dengan pohon merentang minimal.

- P51. Dalam Bagian 4.5.1 kami mempelajari algoritma perutean link-state Dijkstra untuk menempatkan jalur unicast yang secara individual merupakan jalur berbiaya paling rendah dari sumber ke semua tujuan. Penyatuan jalan-jalan ini mungkin dianggap sebagai membentuk pohon jalur dengan biaya unicast terkecil (atau pohon jalur unicast terpendek, jika semua biaya tautan identik). Dengan membuat contoh tandingan, tunjukkan bahwa pohon jalur berbiaya paling rendah adalah bukan selalu sama dengan pohon merentang minimum.

Jawaban:

Algoritma Dijkstra untuk jaringan di bawah ini, dengan simpul A sebagai sumbernya, menghasilkan pohon jalur berbiaya unicast terkecil dari tautan AC, AB, dan BD, dengan biaya bebas keseluruhan 20. Pohon rentang minimum berisi tautan AB, BD, dan DC, dengan biaya 11.

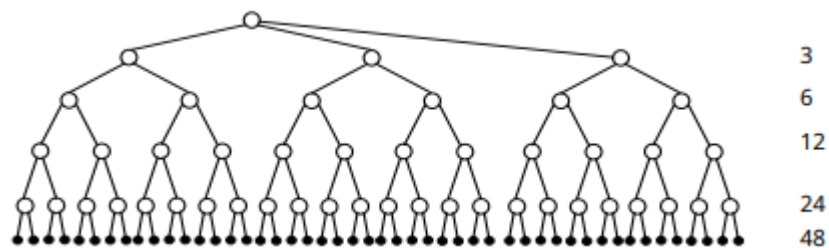


- P52. Pertimbangkan jaringan di mana semua node terhubung ke tiga node lainnya. Di dalam satu langkah waktu, sebuah node dapat menerima semua paket broadcast yang ditransmisikan dari tetangganya, mengandakan

paket, dan mengirimkannya ke semua tetangganya (kecuali ke node yang mengirim paket tertentu). Pada langkah waktu berikutnya, node tetangga dapat menerima, menggandakan, dan meneruskan paket-paket ini, dan seterusnya. Misalkan banjir yang tidak terkendali digunakan untuk menyediakan siaran di jaringan seperti itu. Pada langkah waktu T , berapa banyak salinan paket siaran yang akan ditransmisikan, dengan asumsi bahwa selama langkah waktu 1, paket siaran tunggal ditransmisikan oleh node sumber ke tiga tetangganya.

Jawaban:

Setelah 1 langkah 3 salinan ditransmisikan, setelah 2 langkah 6 salinan ditransmisikan. Setelah 3 langkah, 12 salinan ditransmisikan, dan seterusnya. Setelah k langkah, $3 \cdot 2^{k-1}$ salinan akan ditransmisikan dalam langkah itu.



- P53. Kami melihat di Bagian 4.7 bahwa tidak ada protokol lapisan jaringan yang dapat digunakan untuk mengidentifikasi host yang berpartisipasi dalam grup multicast. Mengingat hal ini, bagaimana aplikasi multicast dapat mempelajari identitas host yang berpartisipasi dalam grup multicast?

Jawaban:

Protokol harus dibangun pada lapisan aplikasi. Sebagai contoh, sebuah aplikasi mungkin secara berkala melakukan multicast identitasnya ke semua anggota grup lainnya dalam pesan lapisan aplikasi.

- P54. Rancang (berikan deskripsi pseudocode tentang) protokol tingkat aplikasi yang mempertahankan alamat host dari semua host yang berpartisipasi dalam grup multicast. Identifikasi secara spesifik layanan jaringan (unicast

atau multicast) yang digunakan oleh protokol Anda, dan tunjukkan apakah protokol Anda mengirim pesan masuk atau keluar-band (berkenaan dengan aliran data aplikasi di antara peserta grup multicast) dan alasannya.

Jawaban:

Protokol lapisan aplikasi sederhana yang memungkinkan semua anggota mengetahui identitas semua anggota lain dalam grup adalah untuk setiap contoh aplikasi mengirim pesan multicast yang berisi identitasnya ke semua anggota lainnya. Protokol ini mengirimkan pesan inband, karena saluran multicast digunakan untuk mendistribusikan pesan identifikasi serta data multicast dari aplikasi itu sendiri. Penggunaan pensinyalan in-band memanfaatkan mekanisme distribusi multicast yang ada, yang mengarah ke desain yang sangat sederhana.

- P55. Berapa ukuran ruang alamat multicast? Misalkan sekarang dua multikelompok cor secara acak memilih alamat multicast. Berapa peluang mereka memilih alamat yang sama? Misalkan sekarang 1.000 grup multicast sedang berlangsung pada saat yang sama dan memilih alamat grup multicast mereka secara acak. Berapa probabilitas bahwa mereka saling mengganggu?

Jawaban:

32 - 4 = 28 bit tersedia untuk alamat multicast. Dengan demikian, ukuran ruang alamat

multicast adalah $n = 2^{28}$.

Peluang dua kelompok memilih alamat yang sama adalah

$$\frac{1}{n} = 2^{-28} = 3,73 \cdot 10^{-9}$$

Peluang 1000 grup memiliki alamat yang berbeda adalah

$$\frac{n - (n-1) - (n-2) - \dots - (n-999)}{n^{1000}} = 1 - \frac{1}{n} - \frac{2}{n} - \dots - \frac{999}{n}$$

Mengabaikan istilah lintas produk, ini kira-kira sama dengan

$$1 - \frac{1 + 2 + \dots + 999}{n} = 1 - \frac{999 \cdot 1000}{2n} = 0.998$$

BAB 5 LAPISAN LINK: LINK, JARINGAN AKSES, DAN LAN

Review

BAGIAN 5.1–5.2

R1. Pertimbangkan analogi transportasi di Bagian 5.1.1. Jika penumpang adalah analog dengan datagram, apa yang analog dengan frame layer link?

Jawaban: Moda transportasi, misalnya mobil, bus, kereta api, mobil

R2. Jika semua tautan di Internet menyediakan layanan pengiriman yang andal, akankah layanan pengiriman TCP yang andal menjadi berlebihan? Mengapa atau mengapa tidak?

Jawaban: Meskipun setiap tautan menjamin bahwa datagram IP yang dikirim melalui tautan akan diterima di ujung lain tautan tanpa kesalahan, tidak ada jaminan bahwa datagram IP akan tiba di tujuan akhir dalam urutan yang benar. Dengan IP, datagram dalam koneksi TCP yang sama dapat mengambil rute yang berbeda dalam jaringan, dan karena itu tiba di luar urutan. TCP masih diperlukan untuk menyediakan aliran byte ke aplikasi penerima dalam urutan yang benar. Juga, IP dapat kehilangan paket karena loop perutean atau kegagalan peralatan.

R3. Apa saja kemungkinan layanan yang dapat ditawarkan oleh protokol lapisan tautan? lapisan jaringan? Manakah dari layanan lapisan tautan berikut yang memiliki layanan yang sesuai dalam IP? Di TCP?

Jawaban: Framing: ada juga framing di IP dan TCP; akses tautan; pengiriman yang andal: ada juga pengiriman yang andal di TCP; kontrol aliran: ada juga kontrol aliran di TCP; deteksi kesalahan: ada juga deteksi

kesalahan di IP dan TCP; koreksi kesalahan; duplex penuh: TCP juga duplex penuh.

BAGIAN 5.3

R4. Misalkan dua node mulai mengirimkan pada saat yang sama sebuah paket panjang L melalui saluran siaran tarif R . Tunjukkan penundaan propagasi antara dua node sebagai D menumpang. Apakah akan terjadi tabrakan jika D menumpang $< L / R$? Mengapa atau mengapa tidak?

Jawaban: Akan terjadi tabrakan dalam artian saat sebuah node sedang melakukan transmisi, node tersebut akan mulai menerima paket dari node yang lain

R5. Dalam Bagian 5.3, kami mencantumkan empat karakteristik saluran siaran yang diinginkan. Manakah dari karakteristik ini yang dimiliki ALOHA slotted? Manakah dari karakteristik ini yang dimiliki token passing?

Jawaban: Slotted Aloha: 1, 2 dan 4 (Slotted ALOHA hanya terdesentralisasi sebagian, karena memerlukan sinkronisasi jam di semua node). Cincin token: 1, 2, 3, 4.

R6. Dalam CSMA/CD, setelah tumbukan kelima, berapa peluang bahwa sebuah node memilih $K = 4$? Hasil $K = 4$ sesuai dengan penundaan berapa detik pada Ethernet 10 Mbps?

Jawaban: Setelah 5th tabrakan, adaptor memilih dari $\{0, 1, 2, \dots, 31\}$. Peluang terambilnya 4 adalah $1/32$. Itu menunggu 204,8 mikrodetik.

R7. Jelaskan protokol polling dan token-passing menggunakan analogi koktail interaksi pihak.

Jawaban: Dalam polling, seorang pemimpin diskusi hanya mengizinkan satu peserta untuk berbicara pada satu waktu, dengan setiap peserta mendapat kesempatan untuk berbicara secara round-robin. Untuk token ring, tidak ada pemimpin diskusi, tetapi ada gelas anggur yang dipegang oleh para peserta secara bergiliran. Seorang peserta hanya diperbolehkan berbicara jika peserta memegang gelas anggur.

R8. Mengapa protokol token-ring menjadi tidak efisien jika LAN memiliki jaringan yang sangat besar keliling?

Jawaban: Ketika sebuah node mentransmisikan sebuah frame, node tersebut harus menunggu frame tersebut menyebar ke seluruh ring sebelum node dapat melepaskan token tersebut. Jadi, jika L/R kecil dibandingkan dengan t menapang, maka protokol akan menjadi tidak efisien.

BAGIAN 5.4

R9. Seberapa besar ruang alamat MAC? Ruang alamat IPv4? IPv6 ruang alamat?

Jawaban: 2_{48} alamat MAC; 2_{32} alamat IPv4; 2_{128} alamat IPv6

R10. Misalkan node A, B, dan C masing-masing terhubung ke LAN siaran yang sama (melalui adaptor mereka). Jika A mengirim ribuan datagram IP ke B dengan setiap bingkai enkapsulasi yang dialamatkan ke alamat MAC B, akankah adaptor C memproses bingkai ini? Jika demikian, apakah adaptor C akan meneruskan datagram IP dalam bingkai ini ke lapisan jaringan C? Bagaimana jawaban Anda akan berubah jika A mengirim frame dengan alamat broadcast MAC?

Jawaban: Adaptor C akan memproses frame, tetapi adaptor tidak akan meneruskan datagram ke tumpukan protokol. Jika alamat broadcast LAN digunakan, maka adaptor C akan memproses frame dan meneruskan datagram ke tumpukan protokol.

R11. Mengapa kueri ARP dikirim dalam bingkai siaran? Mengapa ARP tanggapan dikirim dalam bingkai dengan alamat MAC tujuan tertentu?

Jawaban: Permintaan ARP dikirim dalam bingkai siaran karena host yang meminta tidak alamat adaptor mana yang sesuai dengan alamat IP yang bersangkutan. Untuk respons, node pengirim mengetahui alamat adaptor ke mana respons harus dikirim, jadi tidak perlu mengirim bingkai siaran (yang harus diproses oleh semua node lain di LAN).

R12. Untuk jaringan pada Gambar 5.19, router memiliki dua modul ARP, masing-masing dengan: tabel ARP-nya sendiri. Apakah mungkin alamat MAC yang sama muncul di kedua tabel?

Jawaban: Tidak, itu tidak mungkin. Setiap LAN memiliki set adaptor yang berbeda yang melekat padanya, dengan masing-masing adaptor memiliki alamat LAN yang unik.

R13. Bandingkan struktur rangka untuk 10BASE-T, 100BASE-T, dan Gigabit Ethernet. Bagaimana perbedaannya?

Jawaban: Ketiga teknologi Ethernet memiliki struktur rangka yang identik.

R14. Perhatikan Gambar 5.15. Berapa banyak subjaringan yang ada, dalam pengalamatan pengertian Bagian 4.4?

Jawaban: 2(subnet internal dan internet eksternal).

R15. Berapa jumlah maksimum VLAN yang dapat dikonfigurasi pada sakelar? mendukung protokol 802.1Q? Mengapa?

Jawaban: Dalam 802.1Q ada pengenalan VLAN 12-bit. Jadi $2^{12} = 4.096$ VLAN dapat didukung.

R16. Seandainya n sakelar yang mendukung K Grup VLAN harus dihubungkan melalui protokol trunking. Berapa banyak port yang diperlukan untuk menghubungkan sakelar? Justifikasi jawaban Anda.

Jawaban: Kita bisa merangkai N switch bersama-sama. Switch pertama dan terakhir akan menggunakan satu port untuk trunking; switch N-2 tengah akan menggunakan dua port. Jadi jumlah total port adalah $2 + 2(N-2) = 2N-2$ port.

Problem

P1. Misalkan isi informasi suatu paket adalah pola bit 1110 0110 1001 1101 dan skema paritas genap sedang digunakan. Berapa nilai bidang yang berisi bit paritas untuk kasus skema paritas dua dimensi? Jawaban Anda harus sedemikian rupa sehingga bidang checksum panjang minimum digunakan.

Jawaban: 1 1 1 0 1

0 1 1 0 0

1 0 0 1 0

1 1 0 1 1

1 1 0 0 0

- P2. Tunjukkan (berikan contoh selain yang ada pada Gambar 5.5) bahwa dua dimensi pemeriksaan paritas dapat memperbaiki dan mendeteksi kesalahan bit tunggal. Tunjukkan (berikan contoh) kesalahan bit ganda yang dapat dideteksi tetapi tidak diperbaiki.

Jawaban: 0 0 0 0

1 1 1 1

0 1 0 1

1 0 1 0

Dengan sedikit kesalahan pada baris 2, kolom 3, paritas baris 2 dan kolom 3 sekarang salah dalam matriks di bawah ini:

0 0 0 0

1 1 0 1

0 1 0 1

1 0 1 0

Sekarang misalkan ada sedikit kesalahan pada baris 2, kolom 2 dan kolom 3. Paritas baris 2 sekarang benar! Paritas kolom 2 dan 3 salah, tetapi kami tidak dapat mendeteksi di baris mana kesalahan terjadi!

0 0 0 0

1 0 0 1

0 1 0 1

1 0 1 0

Contoh di atas menunjukkan bahwa kesalahan bit ganda dapat dideteksi (jika tidak diperbaiki).

P3. Misalkan bagian informasi dari sebuah paket (D pada Gambar 5.3) berisi 10 byte yang terdiri dari representasi ASCII biner 8-bit unsigned dari string "Jaringan." Hitung checksum Internet untuk data ini.

Jawaban: 01001100 01101001

+01101110 01101011

10111010 11010100

+ 00100000 01001100

11011011 00100000

+ 01100001 01111001

00111100 10011010 (meluap, lalu membungkus)

+01100101 01110010

--10100010 00001100

Komplemen satu dari jumlah tersebut adalah 01011101 11110011

P4. Pertimbangkan masalah sebelumnya, tetapi anggaplah 10 byte ini berisi

A. representasi biner dari angka 1 sampai 10.

B. representasi ASCII dari huruf B sampai K (huruf besar).

C. representasi ASCII dari huruf b sampai k (huruf kecil). Hitung checksum Internet untuk data ini.

Jawaban: a) Untuk menghitung checksum Internet, kami menambahkan nilai pada jumlah 16-bit:

0000001 00000010

00000011 00000100

00000101 00000110

00000111 00001000

00001001 00001010

--00011001 00011110

Komplemen satu dari jumlah tersebut adalah 11100110 11100001.

b) Untuk menghitung checksum Internet, kami menjumlahkan nilai pada jumlah 16-bit:

01000010 01000011

01000100 01000101

01000110 01000111

01001000 01001001

01001010 01001011

--10011111 10100100

Komplemen satu dari jumlah tersebut adalah 01100000 01011011

c) Untuk menghitung checksum Internet, kami menambahkan nilai pada jumlah 16-bit:

01100010 01100011

01100100 01100101

01100110 01100111

01101000 01101001

01101010 01101011

-- 00000000 00000101

Komplemen satu dari jumlah tersebut adalah 11111111 1111010.

P5. Pertimbangkan generator 7-bit, $G=10011$, dan anggaplah D memiliki nilai 1010101010. Berapakah nilai R ?

Jawaban: Jika kita membagi 10011 menjadi 1010101010 0000, kita mendapatkan 1011011100, dengan sisa $R=0100$. Perhatikan bahwa, $G=10011$ adalah standar CRC-4-ITU.

P6. Pertimbangkan masalah sebelumnya, tetapi anggaplah bahwa D memiliki nilai

A. 1001010101.

B. 0101101010.

C. 1010100000.

Jawaban: a) kita mendapatkan 1000100011, dengan sisa $R=0101$.

b) kita mendapatkan 1011111111, dengan sisa $R=0001$.

c) kita mendapatkan 0101101110, dengan sisa $R=0010$.

P7. Dalam masalah ini, kami mengeksplorasi beberapa properti dari CRC. Untuk generator $G (=1001)$ yang diberikan dalam Bagian 5.2.3, jawablah pertanyaan berikut.

A. Mengapa dapat mendeteksi kesalahan bit tunggal dalam data D ?

B. Bisakah G di atas mendeteksi kesalahan bit dalam jumlah ganjil? Mengapa?

Jawaban: A) Tanpa kehilangan keumuman, misalkan bit ke- i dibalik, di mana $0 \leq i \leq d+r-1$ dan asumsikan bahwa bit paling tidak signifikan adalah bit ke-0. Kesalahan bit tunggal berarti data yang diterima adalah $K=D*2^r \text{ XOR } R + 2^i$. Jelas bahwa jika kita membagi K dengan G , maka pengingatnya tidak nol. Secara umum, jika G berisi setidaknya dua 1, maka kesalahan bit tunggal selalu dapat dideteksi.

B) Pemahaman utama di sini adalah bahwa G dapat dibagi dengan 11 (bilangan biner), tetapi sejumlah bilangan ganjil dari 1 tidak dapat dibagi dengan 11. Jadi, urutan (tidak harus bersebelahan) dari kesalahan bit bilangan ganjil tidak dapat dibagi 11, jadi tidak bisa dibagi G .

P8. Dalam Bagian 5.3, kami memberikan garis besar turunan dari efisiensi berlubang ALOHA. Dalam masalah ini kita akan menyelesaikan derivasi.

A. Ingatlah bahwa ketika ada n node aktif, efisiensi slotted ALOHA adalah $Np(1 - P)^{n-1}$. Carilah nilai dari P yang memaksimalkan ekspresi ini.

B. Menggunakan nilai P ditemukan di (a), temukan efisiensi ALOHA slotted dengan membiarkan n mendekati tak terhingga. Petunjuk: $(1 - 1/n)$ mendekati $1/e$ sebagai n mendekati tak terhingga.

Jawaban:

$$\begin{aligned}
 \text{A) } E(p) &= Np(1-p)^{N-1} \\
 E(p) &= Np(1-p)^{N-1} - Np(N-1)(1-p)^{N-2} \\
 &= N(1-p)^{N-2}((1-p) - p(N-1)) \\
 E(p) = 0 &\Rightarrow p^* = \frac{1}{N} \\
 \text{B) } E(p^*) &= N \frac{1}{N} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \frac{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^N}{1 - \frac{1}{N}} \\
 \lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right) &= 1 \quad \lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^N = \frac{1}{e} \\
 \lim_{N \rightarrow \infty} E(p^*) &= \frac{1}{e}
 \end{aligned}$$

P9. Tunjukkan bahwa efisiensi maksimum ALOHA murni adalah $1/(2e)$. Catatan: Ini Soal nya mudah jika anda sudah menyelesaikan soal diatas!

Jawaban: $E(p) = Np(1-p)^{2(N-1)}$

$$\begin{aligned}
 E(p) &= N(1-p)^{2(N-2)} \\
 &= Np(1-p)^{2(N-3)}((1-p) - p2(N-1)) \\
 E(p) = 0 &\Rightarrow p^* = \frac{1}{2N-1} \\
 E(p^*) &= \frac{N}{2N-1} \left(1 - \frac{1}{2N-1}\right)^{2(N-1)} \\
 \lim_{N \rightarrow \infty} E(p^*) &= \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{e} = \frac{1}{2e}
 \end{aligned}$$

P10. Pertimbangkan dua node, A dan B, yang menggunakan protokol ALOHA slotted untuk menghubungkan cenderung untuk saluran. Misalkan node A memiliki lebih banyak data untuk ditransmisikan daripada node B, dan

probabilitas transmisi ulang node A P_A lebih besar dari probabilitas transmisi ulang node B, P_B .

- A. Berikan formula untuk throughput rata-rata node A. Berapa efisiensi total protokol dengan dua node ini?
- B. Jika $P_A = 2p_B$, apakah throughput rata-rata node A dua kali lebih besar dari node B? Mengapa atau mengapa tidak? Jika tidak, bagaimana Anda bisa memilih P_A dan P_B untuk mewujudkannya?
- C. Secara umum, misalkan ada n node, di antaranya node A memiliki probabilitas transmisi ulang $2p$ dan semua node lain memiliki probabilitas transmisi ulang P . Berikan ekspresi untuk menghitung throughput rata-rata node A dan node lainnya.

Jawaban:

- A. Throughput rata-rata A diberikan oleh $p_A(1-p_B)$. Efisiensi total adalah $p_A(1-p_B) + p_B(1-p_A)$.
- B. Throughput A adalah $p_A(1-p_B) = 2p_B(1-p_B) = 2p_B - 2(p_B)^2$. Throughput B adalah $p_B(1-p_A) = p_B(1-2p_B) = p_B - 2(p_B)^2$. Jelas, throughput A tidak dua kali lebih besar dari B. Untuk membuat $p_A(1-p_B) = 2 p_B(1-p_A)$, kita membutuhkan $p_A = 2 - (p_A / p_B)$.
- C. Throughput A adalah $2p(1-p)^{N-1}$, dan setiap node lain memiliki throughput $p(1-p)^{N-2}(1-2p)$.

- P11. Misalkan empat node aktif — node A, B, C, dan D — bersaing untuk mendapatkan akses ke saluran menggunakan slotted ALOHA. Asumsikan setiap node memiliki jumlah paket yang tidak terbatas untuk dikirim. Setiap node mencoba untuk mengirimkan di setiap slot dengan probabilitas P . Slot pertama diberi nomor slot 1, slot kedua diberi nomor slot 2, dan seterusnya.
- A. Berapa probabilitas bahwa simpul A berhasil untuk pertama kalinya di slot 5?
 - B. Berapa probabilitas bahwa beberapa node (baik A, B, C atau D) berhasil di slot 4?

C. Berapa probabilitas bahwa keberhasilan pertama terjadi di slot 3?

D. Berapa efisiensi sistem empat simpul ini?

Jawaban:

A. $(1 - p(A))^4 p(A)$ di mana, $p(A)$ = probabilitas A berhasil dalam slot $p(A) = p(A \text{ mentransmisikan dan B tidak dan C tidak dan D tidak}) = p(A \text{ mengirimkan}) p(B \text{ tidak mengirimkan}) p(C \text{ tidak mengirimkan}) p(D \text{ tidak mengirimkan}) = p(1 - p) (1 - p)(1 - p) = p(1 - p)^3$

Oleh karena itu, $p(A \text{ berhasil untuk pertama kalinya di slot 5}) = (1 - p(A))^4$

$$p(A) = (1 - p(1 - p)^3)^4 p(1 - p)^3$$

B. $p(A \text{ berhasil di slot 4}) = p(1 - p)^3 p(B \text{ berhasil di slot 4}) = p(1 - p)^3 p(C \text{ berhasil di slot 4}) = p(1 - p)^3 p(D \text{ berhasil di slot 4}) = p(1 - p)^3$

$p(\text{baik A atau B atau C atau D berhasil di slot 4}) = 4 p(1 - p)^3$ (karena kejadian ini saling lepas)

C. $p(\text{beberapa node berhasil dalam slot}) = 4 p(1 - p)^3 p(\text{tidak ada node yang berhasil dalam slot}) = 1 - 4 p(1 - p)^3$

Jadi, $p(\text{sukses pertama terjadi di slot 3}) = p(\text{tidak ada node yang berhasil di 2 slot pertama}) p(\text{beberapa node berhasil di slot 3}) = (1 - 4 p(1 - p)^3)^2 4 p(1 - p)^3$

D. efisiensi = $p(\text{berhasil dalam slot}) = 4 p(1 - p)^3$

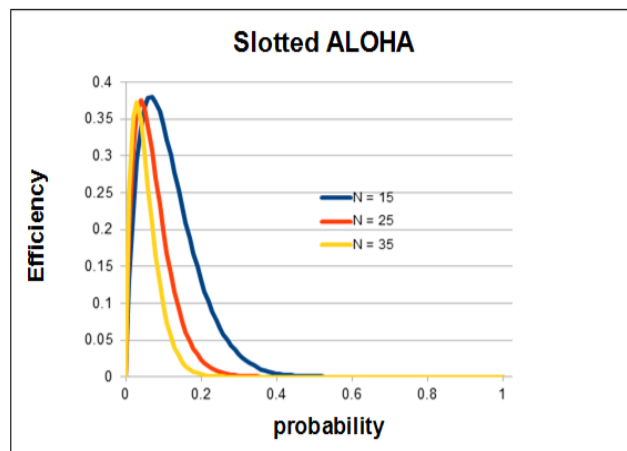
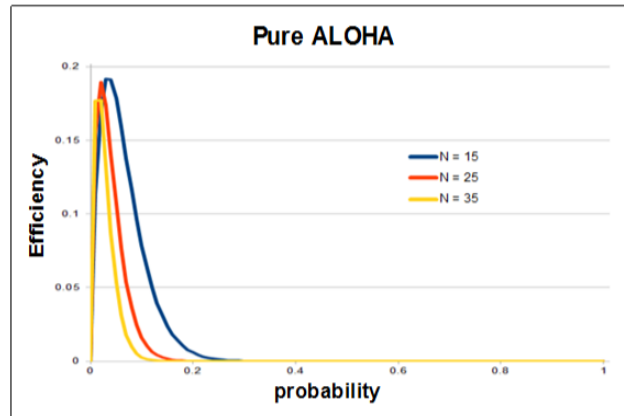
P12. Grafik efisiensi ALOHA slotted dan ALOHA murni sebagai fungsi dari P untuk nilai berikut n :

A. N=15

B. N=25

C. N=35.

Jawaban:



P13. Pertimbangkan saluran siaran dengan n node dan tingkat transmisi R bps. Misalkan saluran siaran menggunakan polling (dengan node polling tambahan) untuk akses ganda. Misalkan jumlah waktu dari saat sebuah node menyelesaikan transmisi sampai node berikutnya diizinkan untuk mengirimkan (yaitu, polling delay) adalah D pemilihan. Misalkan dalam putaran polling, node yang diberikan diizinkan untuk mengirimkan paling banyak Q bit. Berapa throughput maksimum saluran siaran?

Jawaban: Panjang putaran pengumungutan suara adalah

$$N\left(\frac{Q}{R} + d_{poll}\right)$$

Jumlah bit yang ditransmisikan dalam putaran pemungutan suara adalah NQ . Throughput maksimum oleh karena itu adalah

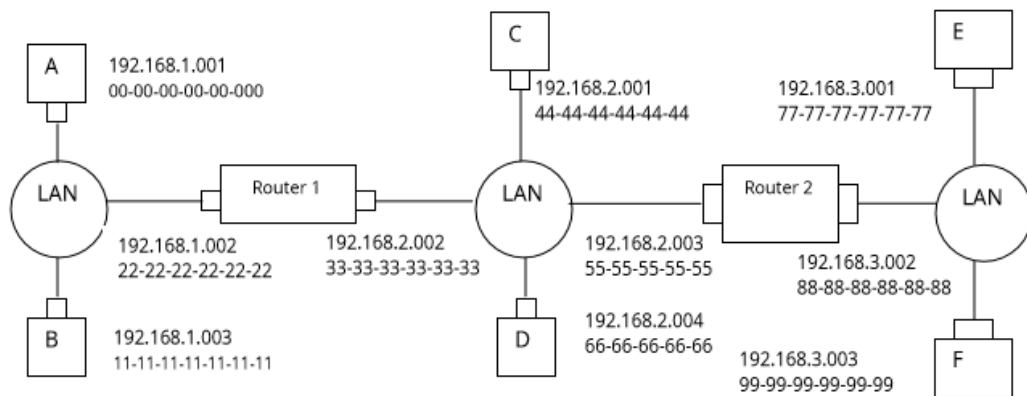
$$\frac{NQ}{N\left(\frac{Q}{R} + d_{poll}\right)} = \frac{R}{1 + d_{poll}R}$$

P14. Pertimbangkan tiga LAN yang saling terhubung oleh dua router, seperti yang ditunjukkan pada Gambar 5.33.

- A. Tetapkan alamat IP ke semua antarmuka. Untuk Subnet 1 gunakan alamat dengan format 192.168.1.xxx; untuk Subnet 2 menggunakan alamat dengan format 192.168.2.xxx; dan untuk Subnet 3 gunakan alamat dengan format 192.168.3.xxx.
- B. Tetapkan alamat MAC ke semua adaptor.
- C. Pertimbangkan untuk mengirim datagram IP dari Host E ke Host B. Misalkan semua tabel ARP sudah diperbarui. Hitung semua langkah, seperti yang dilakukan untuk contoh router tunggal di Bagian 5.4.1.
- D. Ulangi (c), sekarang dengan asumsi bahwa tabel ARP di host pengirim kosong (dan tabel lainnya up to date).

Jawaban:

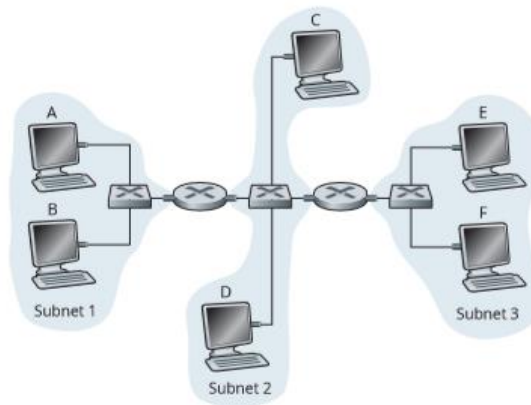
- A. Lihat gambar dibawah
- B. Lihat Gambar dibawah



- C. 1. Tabel penerusan di E menentukan bahwa datagram harus dirutekan ke antarmuka 192.168.3.002.
- 2. Adaptor di E membuat dan paket Ethernet dengan alamat tujuan Ethernet 88- 88-88-88-88-88.
- 3. Router 2 menerima paket dan mengekstrak datagram. Tabel penerusan di router ini menunjukkan bahwa datagram akan dirutekan ke 198.162.2002.

4. Router 2 kemudian mengirimkan paket Ethernet dengan alamat tujuan 33-33-33- 33-33-33 dan alamat sumber 55-55-55-55-55-55 melalui interfacenya dengan alamat IP 198.162.2003 .
 5. Proses berlanjut hingga paket telah mencapai Host B.
- D. ARP di E sekarang harus menentukan alamat MAC 198.162.3002. Host E mengirimkan paket kueri ARP dalam bingkai Ethernet siaran. Router 2 menerima paket query dan mengirimkan paket respon ARP ke Host E. Paket respons ARP ini dibawa oleh bingkai Ethernet dengan alamat tujuan Ethernet 77-77-77-77-77-77.

P15. Perhatikan Gambar 5.33. Sekarang kita ganti router antara subnet 1 dan 2 dengan sakelar S1, dan beri label router antara subnet 2 dan 3 sebagai R1.



- A. Pertimbangkan untuk mengirim datagram IP dari Host E ke Host F. Akankah Host E meminta router R1 untuk membantu meneruskan datagram? Mengapa? Dalam bingkai Ethernet yang berisi datagram IP, apakah alamat IP dan MAC sumber dan tujuan?
- B. Misalkan E ingin mengirim datagram IP ke B, dan menganggap bahwa cache ARP E tidak berisi alamat MAC B. Akankah E melakukan kueri ARP untuk menemukan alamat MAC B? Mengapa? Dalam bingkai Ethernet (berisi datagram IP yang ditujukan ke B) yang dikirimkan ke router R1, apakah alamat IP dan MAC sumber dan tujuan?
- C. Misalkan Host A ingin mengirim datagram IP ke Host B, dan baik cache ARP A tidak berisi alamat MAC B maupun cache ARP B tidak berisi alamat

MAC A. Selanjutnya anggaplah bahwa tabel penerusan switch S1 berisi entri untuk Host B dan router R1 saja. Dengan demikian, A akan menyiarkan pesan permintaan ARP. Tindakan apa yang akan dilakukan switch S1 setelah menerima pesan permintaan ARP? Apakah router R1 juga akan menerima pesan permintaan ARP ini? Jika demikian, apakah R1 akan meneruskan pesan ke Subnet 3? Setelah Host B menerima pesan permintaan ARP ini, ia akan mengirim kembali ke Host A pesan respons ARP. Tetapi apakah itu akan mengirim pesan permintaan ARP untuk meminta alamat MAC A? Mengapa? Apa yang akan dilakukan switch S1 setelah menerima pesan respons ARP dari Host B?

Jawaban:

- A. Tidak. E dapat memeriksa awalan subnet alamat IP Host F, dan kemudian mengetahui bahwa F berada di LAN yang sama. Dengan demikian, E tidak akan mengirim paket ke router default R1.

Ethernet frame from E to F:

Source IP = E's IP address

Destination IP = F's IP address

Source MAC = E's MAC address

Destination MAC = F's MAC address

- B. Tidak, karena mereka tidak berada di LAN yang sama. E dapat mengetahuinya dengan memeriksa alamat IP B.

Ethernet frame from E to R1:

Source IP = E's IP address

Destination IP = B's IP address

Source MAC = E's MAC address

Destination MAC = The MAC address of R1's interface connecting to Subnet 3.

- C. Switch S1 akan menyiarkan frame Ethernet melalui kedua antarmukanya karena alamat tujuan frame ARP yang diterima adalah alamat broadcast. Dan ia mengetahui bahwa A berada di

Subnet 1 yang terhubung ke S1 pada antarmuka yang terhubung ke Subnet 1. Dan, S1 akan memperbarui tabel penerusannya untuk menyertakan entri untuk Host A.

Ya, router R1 juga menerima pesan permintaan ARP ini, tetapi R1 tidak akan meneruskan pesan tersebut ke Subnet 3.

B tidak akan mengirim pesan kueri ARP yang meminta alamat MAC A, karena alamat ini dapat diperoleh dari pesan kueri A.

Setelah switch S1 menerima pesan respons B, switch akan menambahkan entri untuk host B dalam tabel penerusannya, dan kemudian menghapus frame yang diterima karena host tujuan A berada pada antarmuka yang sama dengan host B (yaitu, A dan B berada di LAN yang sama segmen).

P16. Pertimbangkan masalah sebelumnya, tetapi misalkan sekarang bahwa router antara subjaring 2 dan 3 diganti dengan saklar. Jawab pertanyaan (a)–(c) dalam masalah sebelumnya dalam konteks baru ini.

Jawaban: Mari kita panggil peralihan antara subnet 2 dan 3 S2. Itu adalah, router R1 antara subnet 2 dan 3 sekarang diganti dengan sakelar S2.

A. Tidak. E dapat memeriksa awalan subnet alamat IP Host F, dan kemudian mengetahui bahwa F berada di segmen LAN yang sama. Dengan demikian, E tidak akan mengirim paket ke S2.

Ethernet frame from E to F:

Source IP = E's IP address

Destination IP = F's IP address

Source MAC = E's MAC address

Destination MAC = F's MAC address

B. Ya, karena E ingin mencari alamat MAC B. Dalam hal ini, E akan mengirimkan paket kueri ARP dengan alamat MAC tujuan sebagai alamat broadcast. Paket kueri ini akan disiarkan ulang oleh sakelar 1, dan akhirnya diterima oleh Host B.

Ethernet frame from E to S2:

Source IP = E's IP address

Destination IP = B's IP address

Source MAC = E's MAC address

Destination MAC = broadcast MAC address: FF-FF-FF-FF-FF-FF

C. Switch S1 akan menyiarkan frame Ethernet melalui kedua antarmukanya karena alamat tujuan frame ARP yang diterima adalah alamat broadcast. Dan ia mengetahui bahwa A berada di Subnet 1 yang terhubung ke S1 pada antarmuka yang terhubung ke Subnet 1. Dan, S1 akan memperbarui tabel penerusannya untuk menyertakan entri untuk Host A.

Ya, router S2 juga menerima pesan permintaan ARP ini, dan S2 akan menyiarkan paket kueri ini ke semua antarmukanya.

B tidak akan mengirim pesan kueri ARP yang meminta alamat MAC A, karena alamat ini dapat diperoleh dari pesan kueri A.

Setelah switch S1 menerima pesan respons B, switch akan menambahkan entri untuk host B dalam tabel penerusannya, dan kemudian menghapus frame yang diterima karena host tujuan A berada pada antarmuka yang sama dengan host B (yaitu, A dan B berada di LAN yang sama segmen).

P17. Ingatlah bahwa dengan protokol CSMA/CD, adaptor menunggu K - 512 bit kali setelah tumbukan, dimana K ditarik secara acak. Untuk K = 100, berapa lama adaptor menunggu hingga kembali ke Langkah 2 untuk saluran siaran 10 Mbps? Untuk saluran siaran 100 Mbps?

Jawaban: Tunggu 51.200 bit kali. Untuk 1m Mbps, penantian ini adalah

$$\frac{51.2 \times 10^3 \text{ bits}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} = 5.12 \text{ msec}$$

Untuk 100Mbps, menunggu adalah 512-detik

P18. Misalkan node A dan B berada pada saluran siaran 10 Mbps yang sama, dan delay propagasi antara dua node adalah 325 bit kali. Misalkan paket CSMA/CD dan Ethernet digunakan untuk saluran siaran ini. Misalkan node A mulai mentransmisikan sebuah frame dan, sebelum selesai, node B mulai mentransmisikan sebuah frame. Dapatkah A menyelesaikan transmisi sebelum mendeteksi bahwa B telah mengirimkan? Mengapa atau mengapa tidak? Jika jawabannya ya, maka A salah percaya bahwa framenya berhasil ditransmisikan tanpa tabrakan. Petunjuk: Misalkan pada waktu $T = 0$ bit, A mulai mentransmisikan sebuah frame. Dalam kasus terburuk, A mentransmisikan bingkai berukuran minimum $512 + 64$ bit kali. Jadi A akan menyelesaikan transmisi frame pada $T = 512 + 64$ bit kali. Jadi, jawabannya tidak, jika sinyal B mencapai A sebelum waktu bit $T = 512 + 64$ bit. Dalam kasus terburuk, kapan sinyal B mencapai A?

Jawaban: Pada $T = 0$ A mentransmisikan. Pada $T = 576$, A akan menyelesaikan transmisi. Dalam kasus terburuk, B mulai mentransmisikan pada waktu $t=324$, yang merupakan waktu tepat sebelum bit pertama frame A tiba di B. Pada waktu $t=324+325=649$ B 'bit pertama tiba di A. Karena $649 > 576$, A selesai mentransmisikan sebelum mendeteksi bahwa B telah mentransmisikan. Jadi A salah mengira bahwa framenya berhasil ditransmisikan tanpa tabrakan.

P19. Misalkan node A dan B berada pada saluran siaran 10 Mbps yang sama, dan penundaan propagasi antara dua node adalah 245 bit kali. Misalkan A dan B mengirim frame Ethernet pada saat yang sama, frame bertabrakan, dan kemudian A dan B memilih nilai yang berbeda dari K dalam algoritma CSMA/CD. Asumsi tidak ada node lain yang aktif, dapatkah transmisi ulang dari A dan B bertabrakan? Untuk tujuan kita, cukup dengan mengerjakan contoh berikut. Misalkan A dan B memulai transmisi pada $T = 0$ bit kali. Mereka berdua mendeteksi tabrakan di $T = 245$ bit kali. Memperkirakan $K_A = 0$ dan $K_B = 1$. Pada jam berapa B menjadwalkan transmisi ulangnya? Pada

jam berapa A memulai transmisi? (Catatan : Node harus menunggu saluran idle setelah kembali ke Langkah 2—lihat protokol.) Pada jam berapa sinyal A mencapai B? Apakah B menahan diri dari transmisi pada waktu yang dijadwalkan?

Jawaban:

Waktu, T	Peristiwa
0	A dan B mulai transmisi
245	A dan B mendeteksi tabrakan
293	A dan B selesai mentransmisikan sinyal macet
$293+245 = 538$	B's bit terakhir tiba di A; A mendeteksi saluran idle
$538+96=634$	A mulai mentransmisikan
$293+512 = 805$	B kembali ke Langkah 2 B harus merasakan saluran idle selama 96 kali sebelum mentransmisikan
$634+245=879$	Transmisi A mencapai B

Karena A's transmisi ulang mencapai B sebelum B's waktu transmisi ulang terjadwal ($805+96$), B menahan diri dari transmisi sementara A mentransmisi ulang. Dengan demikian A dan B tidak bertabrakan. Dengan demikian faktor 512 yang muncul dalam algoritma backoff eksponensial cukup besar.

A. Biarkan kamu menjadi variabel acak yang menunjukkan jumlah slot sampai sukses:

$$P(Y = m) = \beta(1 - \beta)^{m-1}$$

di mana β - adalah peluang keberhasilan.

Ini adalah distribusi geometrik, yang memiliki rata-rata $1/\beta$. Jumlah slot terbuang berturut turut adalah $X = Y-1$

$$x = E[X] = E[Y] - 1 = \frac{1-\beta}{\beta}$$

$$\beta = Np(1 - p)^{N-1}$$

$$x = \frac{1 - Np(1 - p)^{N-1}}{Np(1 - p)^{N-1}}$$

$$= \frac{k}{k+x} = \frac{k}{\frac{1 - Np(1-p)^{N-1}}{Np(1-p)^{N-1}}}$$

efisiensi

- B. Memaksimalkan efisiensi sama dengan meminimalkan x , yang setara dengan memaksimalkan β . Kita tahu dari teks bahwa β dimaksimalkan pada $p = \frac{1}{N}$.

P20. Dalam masalah ini, Anda akan mendapatkan efisiensi akses ganda seperti CSMA/CD protokol. Dalam protokol ini, waktu ditempatkan dan semua adaptor disinkronkan ke slot. Namun, tidak seperti slotted ALOHA, panjang slot (dalam detik) jauh lebih sedikit daripada waktu bingkai (waktu untuk mengirimkan bingkai). Membiarkan S menjadi panjang slot. Misalkan semua bingkai memiliki panjang konstan $L = krs$, di mana R adalah laju transmisi saluran dan k adalah bilangan bulat besar. Misalkan ada n node, masing-masing dengan jumlah frame yang tak terbatas untuk dikirim. Kami juga berasumsi bahwa D menopang $< S$, sehingga semua node dapat mendeteksi tabrakan sebelum akhir slot waktu. Protokolnya adalah sebagai berikut:

- Jika, untuk slot tertentu, tidak ada node yang memiliki saluran, semua node bersaing untuk saluran; khususnya, setiap node mentransmisikan dalam slot dengan probabilitas P . Jika tepat satu node mentransmisikan dalam slot, node tersebut mengambil alih saluran untuk selanjutnya $k - 1$ slot dan mentransmisikan seluruh frame.
- Jika beberapa node memiliki saluran, semua node lain menahan diri dari transmisi sampai node yang memiliki saluran selesai mentransmisikan frame-nya. Setelah node ini mentransmisikan frame-nya, semua node bersaing untuk saluran tersebut.

Perhatikan bahwa saluran bergantian antara dua keadaan: keadaan produktif, yang berlangsung tepat k slot, dan status nonproduktif, yang berlangsung selama sejumlah slot acak. Jelas, efisiensi saluran adalah rasio $k / (k + x)$, di mana x adalah jumlah yang diharapkan dari slot tidak produktif berturut-turut.

- A. Untuk tetap n dan P , menentukan efisiensi protokol ini.
- B. Untuk tetap N , tentukan P yang memaksimalkan efisiensi.
- C. Menggunakan P (yang merupakan fungsi dari n) ditemukan pada (b), tentukan efisiensi sebagai n mendekati tak terhingga.
- D. Tunjukkan bahwa efisiensi ini mendekati 1 saat panjang bingkai menjadi besar.

Jawaban:

- A. Biarkan kamu menjadi variabel acak yang menunjukkan jumlah slot sampai sukses:

$$P(Y = m) = \beta(1 - \beta)^{m-1}$$

di mana β adalah peluang keberhasilan.

Ini adalah distribusi geometrik, yang memiliki rata-rata $1/\beta$. Jumlah slot terbuang berturut turut adalah $X = Y - 1$

$$x = E[X] = E[Y] - 1 = \frac{1-\beta}{\beta}$$

$$\beta = Np(1 - p)^{N-1}$$

$$x = \frac{1 - Np(1 - p)^{N-1}}{Np(1 - p)^{N-1}}$$

$$= \frac{k}{k + x} = \frac{k}{\frac{1 - Np(1 - p)^{N-1}}{Np(1 - p)^{N-1}}}$$

efisiensi

- B. Memaksimalkan efisiensi sama dengan meminimalkan x , yang setara dengan memaksimalkan β . Kita tahu dari teks bahwa β dimaksimalkan pada $p = \frac{1}{N}$

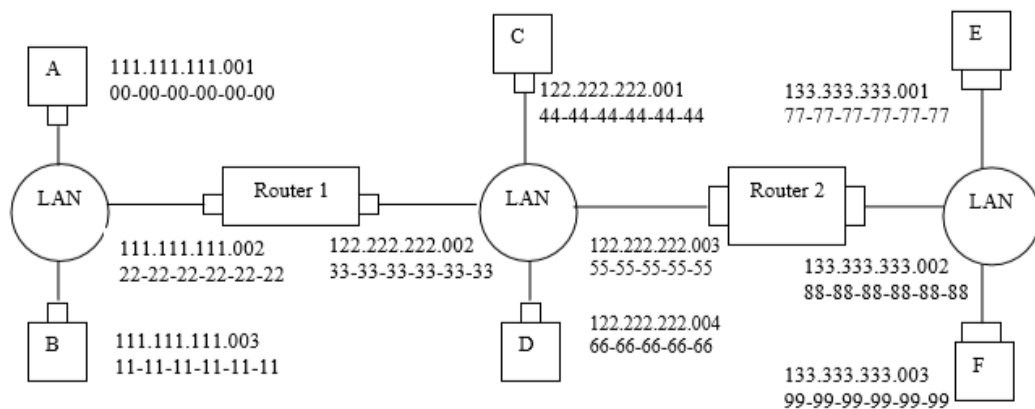
$$C. \text{ efisiensi} = \frac{k}{k + \frac{1 - (1 - \frac{1}{N})^{N-1}}{(1 - \frac{1}{N})^{N-1}}}$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} \text{efisiensi} = \frac{k}{k + \frac{1 - 1/e}{1/e}} = \frac{k}{k + e - 1}$$

D. Jelas, $\frac{k}{k+e-1}$ mendekati 1 sebagai $k \rightarrow \infty$

P21. Perhatikan Gambar 5.33 pada soal P14. Berikan alamat MAC dan IP alamat untuk antarmuka di Host A, kedua router, dan Host F. Misalkan Host A mengirim datagram ke Host F. Berikan alamat MAC sumber dan tujuan dalam bingkai yang merangkum datagram IP ini saat bingkai ditransmisikan (Saya) dari A ke router kiri, (ii) dari router kiri ke router kanan, (aku aku aku) dari router kanan ke F. Juga berikan alamat IP sumber dan tujuan dalam datagram IP yang dienkapsulasi dalam bingkai pada setiap titik waktu ini.

Jawaban:



i) Dari A ke router kiri: Alamat MAC sumber: 00-00-00-00-00-00
 Alamat MAC tujuan: 22-22-22-22-22-22
 Sumber IP: 111.111.111.001 IP Tujuan: 133.333.333.003

ii) Dari router kiri ke router kanan: Alamat MAC sumber: 33-33-33-33-33-33
 Alamat MAC tujuan: 55-55-55-55-55-55
 Sumber IP: 111.111.111.001 IP Tujuan: 133.333.333.003

iii) Dari router kanan ke F: Alamat MAC Sumber: 88-88-88-88-88-88
 Alamat MAC tujuan: 99-99-99-99-99-99

Sumber IP: 111.111.111.001 IP Tujuan:
133.333.333.003

P22. Misalkan sekarang router paling kiri pada Gambar 5.33 digantikan oleh switch. Host A, B, C, dan D dan router kanan semuanya terhubung bintang ke sakelar ini. Berikan alamat MAC sumber dan tujuan dalam bingkai yang merangkum datagram IP ini saat bingkai ditransmisikan (Saya) dari A ke sakelar, (ii) dari switch ke router kanan, (aku aku aku) dari router kanan ke F. Juga berikan alamat IP sumber dan tujuan dalam datagram IP yang dienkapsulasi dalam bingkai pada setiap titik waktu ini.

Jawaban:

i) Dari A ke sakelar: Alamat MAC sumber: 00-00-00-00-00-000

Alamat MAC tujuan: 55-55-55-55-55-55

SumberIP:111.111.111.001

IPTujuan: 133.333.333.003

ii) Dari switch ke router kanan: Alamat MAC sumber: 00-00-00-00-00-000

Alamat MAC tujuan: 55-55-55-55-55-55

Sumber IP: 111.111.111.001 IP

Tujuan: 133.333.333.003

iii) dari router kanan ke F: Alamat MAC sumber: 88-88-88-88-88-88

Alamat MAC tujuan: 99-99-99-99-99-99

Sumber IP: 111.111.111.001 IP Tujuan:

133.333.333.003

P23. Perhatikan Gambar 5.15. Misalkan semua link adalah 100 Mbps. Apa maksitotal throughput agregat itu yang dapat dicapai di antara 9 host dan 2 server di jaringan ini? Anda dapat berasumsi bahwa setiap host atau server dapat mengirim ke host atau server lain. Mengapa?

Jawaban: Jika semua node $11=9+2$ mengirimkan data dengan kecepatan maksimum 100 Mbps, total throughput agregat $11*100 = 1100$ Mbps dimungkinkan.

P24. Misalkan tiga sakelar departemen pada Gambar 5.15 diganti dengan: hub. Semua link 100 Mbps. Sekarang jawablah pertanyaan yang diajukan pada soal P23.

Jawaban: Setiap hub departemen adalah domain tabrakan tunggal yang dapat memiliki throughput maksimum 100 Mbps. Tautan yang menghubungkan server web dan server email memiliki batas maksimum kecepatan 100Mbps. Oleh karena itu, jika tiga domain tabrakan dan server web dan server surat mengirimkan data dengan kecepatan maksimum masing-masing 100 Mbps, total throughput agregat maksimum 500 Mbps dapat dicapai di antara 11 sistem akhir.

P25. Seandainya semua sakelar pada Gambar 5.15 digantikan oleh hub. Semua tautan adalah 100Mbps. Sekarang jawablah pertanyaan yang diajukan pada soal P23.

Jawaban: Semua dari 11 sistem akhir akan terletak pada domain tumbukan yang sama. Dalam hal ini, throughput agregat total maksimum 100 Mbps dimungkinkan di antara 11 sistem akhir.

P26. Mari kita pertimbangkan pengoperasian sakelar pembelajaran dalam konteks jaringan bekerja di mana 6 node berlabel A hingga F terhubung bintang ke sakelar Ethernet. Seandainya (i) B mengirim bingkai ke E, (ii) E menjawab dengan bingkai ke B, (iii) A mengirim bingkai ke B, (iv) B membalas dengan bingkai ke A. Tabel switch awalnya kosong. Tunjukkan status tabel sakelar sebelum dan sesudah setiap peristiwa ini. Untuk masing-masing peristiwa ini, identifikasi tautan di mana frame yang ditransmisikan akan diteruskan, dan jelaskan secara singkat jawaban Anda.

Jawaban:

Tindakan	Ganti Tabel	Paket diteruskan	Penjelasan
B mengirim A bingkai ke E	Beralih belajar antarmuka sesuai ke MAC alamat B	A, C, D, E, dan F	Karena saklar kosong, jadi alihkan tidak tahu

			antarmuka sesuai ke alamat dengan alamat MAC dari E
E membalas dengan bingkai ke B	Beralih belajar antarmuka sesuai ke MAC alamat E	B	Sejak beralih sudah tahu antarmuka sesuai dengan alamat MAC dari B
A mengirim A bingkai ke B	Mengalihkan belajar NS antarmuka sesuai ke alamat MAC dari A	B	Sejak beralih sudah tahu antarmuka sesuai dengan alamat MAC dari B
B membalas dengan bingkai ke A	Mengalihkan meja Negara tetap sama seperti dulu	A	Sejak beralih sudah tahu antarmuka sesuai dengan alamat MAC dari A

P27. Dalam masalah ini, kami mengeksplorasi penggunaan paket kecil untuk aplikasi Voice-over-IP kation. Salah satu kelemahan dari ukuran paket yang kecil adalah bahwa sebagian besar bandwidth link dikonsumsi oleh byte overhead. Untuk tujuan ini, anggaplah paket tersebut terdiri dari: P byte dan 5 byte header.

A. Pertimbangkan untuk mengirim sumber suara yang dikodekan secara digital secara langsung. Misalkan sumber dikodekan pada tingkat konstan 128 kbps. Asumsikan setiap paket terisi penuh sebelum sumber mengirimkan paket ke jaringan. Waktu yang diperlukan untuk mengisi satu paket adalah penundaan paket. Istilah dari L, menentukan penundaan paket dalam milidetik.

- B. Penundaan paket lebih besar dari 20 msec dapat menyebabkan gema yang nyata dan tidak menyenangkan. Tentukan penundaan paket untuk $L = 1.500$ byte (kira-kira sesuai dengan paket Ethernet berukuran maksimum) dan untuk $L = 50$ (sesuai dengan paket ATM).
- C. Hitung penundaan simpan-dan-maju pada satu sakelar untuk laju tautan $R = 622$ Mbps untuk $L = 1.500$ byte, dan untuk $L = 50$ byte.
- D. Berikan komentar tentang keuntungan menggunakan ukuran paket yang kecil.

Jawaban:

- A. Waktu yang diperlukan mengisi L-bit adalah

$$\frac{L - 8}{128 - 10_3} \text{ sec} = \frac{L}{16} \text{ msec.}$$

- B. Untuk $L=1500$, penundaan paket adalah

$$\frac{1500}{16} \text{ msec} = 93.75 \text{ msec.}$$

Untuk $L=50$, penundaan paket adalah

$$\frac{50}{16} \text{ msec} = 3.125 \text{ msec.}$$

- C. Penundaan simpan-dan-maju = $\frac{L-8+40}{R}$

Untuk $L=1500$, penundaannya adalah

$$\frac{1500.8+40}{622 \times 10^6} \text{ sec} \approx 19.4 \mu\text{sec}$$

Untuk $L=50$, penundaan simpan-dan-maju $< \mu\text{sec}$.

- D. Penundaan store-and-forward kecil untuk kedua kasus untuk kecepatan link yang khas. Namun, penundaan paket untuk $L = 1500$ terlalu besar untuk aplikasi suara waktu nyata.

P28. Pertimbangkan VLAN sakelar tunggal pada Gambar 5.25, dan asumsikan eksternal router terhubung ke port switch 1. Tetapkan alamat IP ke host EE dan CS serta antarmuka router. Lacak langkah-langkah yang diambil pada lapisan jaringan dan lapisan tautan untuk mentransfer datagram IP dari host

EE ke host CS (Petunjuk: membaca kembali pembahasan Gambar 5.19 dalam teks).

Jawaban: Alamat IP untuk ketiga komputer tersebut (dari kiri ke kanan) di departemen EE adalah: 111.111.1.1, 111.111.1.2, 111.111.1.3. Subnet masknya adalah 111.111.1/24.

Alamat IP untuk ketiga komputer tersebut (dari kiri ke kanan) di departemen CS adalah: 111.111.2.1, 111.111.2.2, 111.111.2.3. Subnet masknya adalah 111.111.2/24.

Kartu antarmuka router yang terhubung ke port 1 dapat dikonfigurasi untuk memuat dua alamat IP subinterface: 111.111.1.0 dan 111.111.2.0. Yang pertama untuk subnet departemen EE, dan yang kedua untuk subnet departemen CS. Setiap alamat IP dikaitkan dengan ID VLAN. Misalkan 111.111.1.0 dikaitkan dengan VLAN 11, dan 111.111.2.0 dikaitkan dengan VLAN 12. Artinya setiap frame yang berasal dari subnet 111.111.1/24 akan ditambahkan tag 802.1q dengan VLAN ID 11, dan setiap frame yang berasal dari 111.111.2/24 akan ditambahkan tag 802.1q dengan VLAN ID 12.

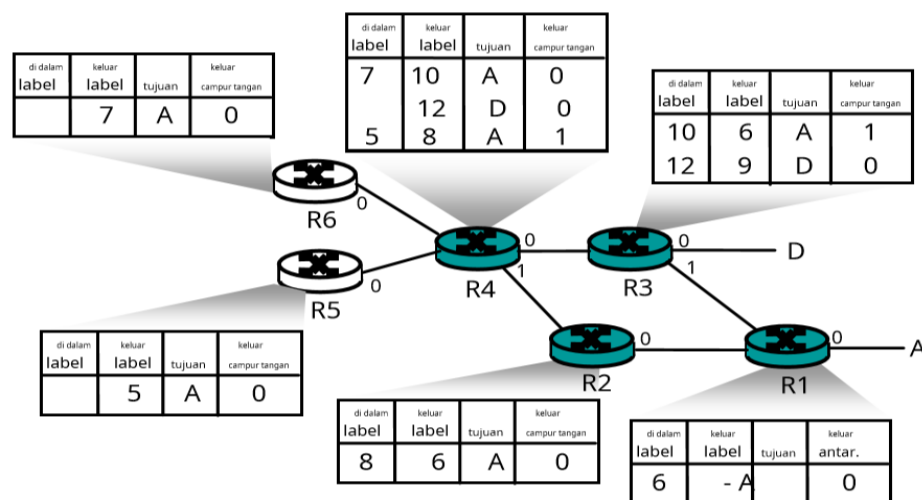
Misalkan host A di departemen EE dengan alamat IP 111.111.1.1 ingin mengirim datagram IP ke host B (111.111.2.1) di departemen CS. Host A pertama-tama mengenkapsulasi datagram IP (ditujukan ke 111.111.2.1) ke dalam bingkai dengan alamat MAC tujuan yang sama dengan alamat MAC dari kartu antarmuka router yang terhubung ke port 1 sakelar. Setelah router menerima frame, kemudian meneruskannya ke lapisan IP, yang memutuskan bahwa datagram IP harus diteruskan ke subnet 111.111.2/24 melalui sub-interface 111.111.2.0. Kemudian router mengenkapsulasi datagram IP ke dalam sebuah frame dan mengirimkannya ke port 1. Perhatikan bahwa frame ini memiliki tag 802.1q VLAN ID 12. Setelah switch menerima frame

port 1, ia mengetahui bahwa frame ini ditujukan ke VLAN dengan ID 12, jadi sakelar akan mengirim bingkai

ke Host B yang ada di departemen CS. Setelah Host B menerima bingkai ini, ia akan menghapus tag 802.1q.

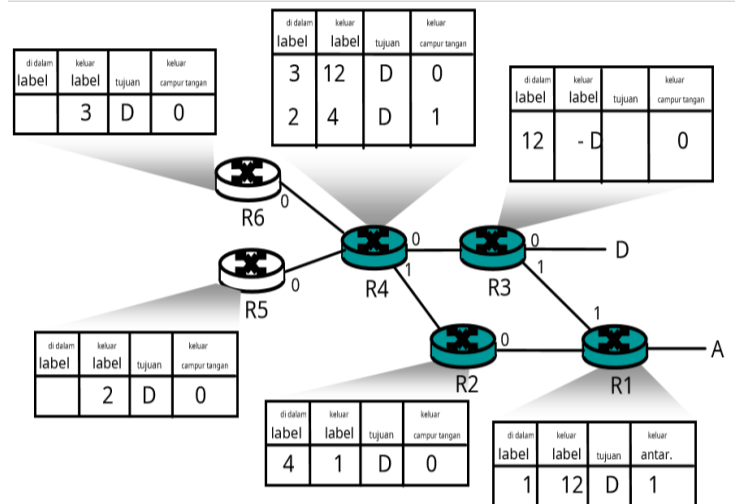
P29. Pertimbangkan jaringan MPLS yang ditunjukkan pada Gambar 5.29, dan anggaplah bahwa router R5 dan R6 sekarang MPLS diaktifkan. Misalkan kita ingin melakukan rekayasa lalu lintas sehingga paket dari R6 yang ditujukan untuk A dialihkan ke A melalui R6-R4-R3-R1, dan paket dari R5 yang ditujukan untuk A dialihkan melalui R5-R4-R2-R1. Tunjukkan tabel MPLS di R5 dan R6, serta tabel yang dimodifikasi di R4, yang memungkinkan hal ini.

Jawaban:



P30. Pertimbangkan lagi skenario yang sama seperti pada masalah sebelumnya, tetapi misalkan bahwa paket dari R6 yang ditujukan untuk D dialihkan melalui R6-R4-R3, sedangkan paket dari R5 yang ditujukan ke D dialihkan melalui R4-R2-R1-R3. Tampilkan tabel MPLS di semua router yang memungkinkan hal ini.

Jawaban:



P31. Dalam masalah ini, Anda akan mengumpulkan banyak dari apa yang telah Anda pelajari protokol internet. Misalkan Anda masuk ke sebuah ruangan, terhubung ke Ethernet, dan ingin mengunduh halaman Web. Apa saja langkah-langkah protokol yang dilakukan, mulai dari menyalakan PC Anda hingga mendapatkan halaman Web? Asumsikan tidak ada apa pun di DNS atau cache browser kami saat Anda menghidupkan PC. (Petunjuk: langkah-langkahnya termasuk penggunaan protokol Ethernet, DHCP, ARP, DNS, TCP, dan HTTP.) Tunjukkan secara eksplisit dalam langkah Anda bagaimana Anda mendapatkan alamat IP dan MAC dari router gateway.

Jawaban: Komputer Anda pertama-tama menggunakan DHCP untuk mendapatkan alamat IP. Komputer Anda pertama-tama membuat datagram IP khusus yang ditujukan ke 255.255.255.255 dalam langkah penemuan server DHCP, dan meletakkannya dalam bingkai Ethernet dan menyiarkannya di Ethernet. Kemudian mengikuti langkah-langkah dalam protokol DHCP, komputer Anda bisa mendapatkan alamat IP dengan waktu sewa yang diberikan.

Server DHCP pada Ethernet juga memberikan komputer Anda daftar alamat IP router firsthop, subnet mask dari subnet tempat komputer Anda berada, dan alamat server DNS lokal (jika ada).

Karena cache ARP komputer Anda awalnya kosong, komputer Anda akan menggunakan protokol ARP untuk mendapatkan alamat MAC dari router hop pertama dan server DNS lokal.

Komputer Anda terlebih dahulu akan mendapatkan alamat IP dari halaman Web yang ingin Anda unduh. Jika server DNS lokal tidak memiliki alamat IP, maka komputer Anda menggunakan protokol DNS untuk menemukan alamat IP halaman Web.

Setelah komputer Anda memiliki alamat IP halaman Web, maka komputer mengirimkan permintaan HTTP melalui router hop pertama jika halaman Web tidak berada di server Web lokal. NS

Pesan permintaan HTTP disegmentasi dan dikapsulasi ke dalam paket TCP, dan kemudian dikapsulasi lebih lanjut ke dalam paket IP, dan akhirnya dikapsulasi ke dalam frame Ethernet. Komputer Anda mengirimkan frame Ethernet yang ditujukan ke router hop pertama. Setelah router menerima frame, ia meneruskannya ke lapisan IP, memeriksa tabel peruteannya, dan kemudian mengirimkan paket ke antarmuka yang benar dari semua antarmukanya.

Kemudian paket IP Anda dirutekan melalui Internet hingga mencapai server Web.

Server yang menghosting halaman Web mengirim kembali halaman Web ke komputer Anda melalui pesan respons HTTP. Pesan-pesan tersebut dikapsulasi ke dalam paket TCP dan selanjutnya menjadi paket IP. Paket IP tersebut mengikuti rute IP dan akhirnya mencapai router hop pertama Anda, dan kemudian router meneruskan paket IP tersebut ke komputer Anda dengan mengenkapsulasinya ke dalam bingkai Ethernet.

- P32. Perhatikan jaringan pusat data dengan topologi hierarkis pada Gambar 5.30. Misalkan sekarang ada 80 pasang aliran, dengan sepuluh aliran antara rak

pertama dan kesembilan, sepuluh aliran antara rak kedua dan kesepuluh, dan seterusnya. Selanjutnya anggaplah bahwa semua tautan dalam jaringan adalah 10 Gbps, kecuali untuk tautan antara host dan sakelar TOR, yaitu 1 Gbps.

- A. Setiap aliran memiliki kecepatan data yang sama; menentukan kecepatan aliran maksimum.
- B. Untuk pola lalu lintas yang sama, tentukan laju aliran maksimum untuk topologi yang sangat saling berhubungan pada Gambar 5.31.
- C. Sekarang anggaplah ada pola lalu lintas yang serupa, tetapi melibatkan 20 host pada setiap host dan 160 pasang arus. Tentukan laju aliran maksimum untuk dua topologi.

Jawaban:

- A. Setiap aliran membagi kapasitas link secara merata dengan aliran lain yang melintasi link tersebut, kemudian 80 aliran yang melintasi B ke access-router Link 10 Gbps (serta router akses ke link router perbatasan) masing-masing hanya akan menerima $10 \text{ Gbps} / 80 = 125 \text{ Mbps}$
 - B. Dalam Topologi Gambar 5.31, ada empat jalur berbeda antara sakelar tingkat-2 pertama dan ketiga, bersama-sama menyediakan 40 Gbps untuk lalu lintas dari rak 1-4 ke rak 9-12. Demikian pula, ada empat tautan antara sakelar tingkat-2 kedua dan keempat, bersama-sama menyediakan 40 Gbps untuk lalu lintas dari rak 5-8 hingga 13-16. Jadi total bandwidth agregat adalah 80 Gbps, dan nilai per laju aliran adalah 1 Gbps.
 - C. Sekarang 20 aliran perlu membagi setiap bandwidth 1 Gbps di antara pasangan sakelar TOR. Jadi bit rate host-to-host akan menjadi 0,5 Gbps..
- P33. Pertimbangkan jaringan hierarkis pada Gambar 5.30 dan anggaplah bahwa data center perlu mendukung distribusi email dan video di antara aplikasi lain. Misalkan empat rak server dicadangkan untuk email dan empat rak

disediakan untuk video. Untuk setiap aplikasi, keempat rak harus berada di bawah satu sakelar tingkat-2 karena tautan tingkat-2 ke tingkat-1 tidak memiliki bandwidth yang cukup untuk mendukung lalu lintas intra-aplikasi. Untuk aplikasi email, misalkan untuk 99,9 persen waktu hanya tiga rak yang digunakan, dan aplikasi video memiliki pola penggunaan yang identik.

- A. Untuk waktu berapa lama aplikasi email perlu menggunakan rak keempat? Bagaimana dengan aplikasi videonya?
- B. Dengan asumsi penggunaan email dan penggunaan video independen, untuk waktu berapa (setara dengan, berapa probabilitas) kedua aplikasi memerlukan rak keempat?
- C. Misalkan aplikasi memiliki kekurangan server selama 0,001 persen waktu atau kurang dapat diterima (menyebabkan periode penurunan kinerja yang jarang bagi pengguna).

Diskusikan bagaimana topologi pada Gambar 5.31 dapat digunakan sehingga hanya tujuh rak yang secara kolektif ditetapkan untuk dua aplikasi (dengan asumsi bahwa topologi dapat mendukung semua lalu lintas).

Jawaban:

- A. Aplikasi email dan video menggunakan rak keempat selama 0,1 persen.
- B. Peluang kedua aplikasi membutuhkan rak keempat adalah $0,001 \times 0,001 = 10^{-6}$.
- C. Misalkan tiga rak pertama untuk video, rak berikutnya adalah rak bersama untuk video dan email, dan tiga rak berikutnya untuk email. Mari kita asumsikan bahwa rak keempat memiliki semua data dan perangkat lunak yang diperlukan untuk aplikasi email dan video. Dengan topologi Gambar 5.31, kedua aplikasi akan memiliki intra-bandwidth yang cukup selama keduanya tidak menggunakan rak keempat secara bersamaan. Dari bagian b, keduanya menggunakan rak keempat tidak lebih dari .00001% dari waktu, yang berada dalam persyaratan .0001%.