

Universidade Federal de Ouro Preto
Redes de Computadores
Lívia Stéffanny de Sousa

Lista de Exercícios II

1) [P1] Nesta questão, consideramos alguns dos prós e dos contras de redes de circuitos virtuais e redes de datagramas.

- a) Suponha que roteadores foram submetidos a condições que poderiam levá-los a falhar com muita frequência. Isso seria um argumento em favor de um CV ou arquitetura de datagrama? Por quê?

R: A favor de uma arquitetura de datagrama, uma vez que em uma arquitetura de circuitos virtuais, caso um roteador venha a falhar, toda a conexão falha em consequência disso, enquanto que em uma arquitetura em datagrama, por ser possível enviar pacotes por diferentes rotas, as conexões são menos afetadas.

- b) Suponha que um nó de origem e um de destino solicitem que uma quantidade fixa de capacidade esteja sempre disponível em todos os roteadores no caminho entre o nó de origem e de destino, para o uso exclusivo de fluxo de tráfego entre esse nós. Essas ações favorecem uma arquitetura de circuitos virtuais ou de datagramas? Por quê?

R: Favorece a arquitetura de circuitos virtuais, pois esta é orientado a reserva de recursos.

- c) Suponha que os enlaces e os roteadores da rede nunca falhem e que os caminhos de roteamento usados entre as duplas de origem/destino permaneçam constantes. Nesse cenário, a arquitetura de circuitos virtuais ou de datagramas possui mais sobrecarga de tráfego de controle? Por quê?

R: A arquitetura de circuitos virtuais possui maior sobrecarga, já que todo o fluxo de transferência de dados seguirá pelos recursos reservados, diferentemente da arquitetura de datagrama, em que os pacotes podem seguir diferentes rotas.

2) [P4] Considere a rede a seguir.

- a) Suponha que seja uma rede de datagramas. Mostre a tabela de repasse no roteador A, de modo que todo o tráfego destinado ao hospedeiro H3 seja encaminhado pela interface 3.

R:

Endereço de destino	Interface de enlace
H3	3

- b) Suponha que esta rede seja uma rede de datagramas. Você consegue compor uma tabela de repasse no roteador A, de modo que todo o tráfego de H1 destinado ao hospedeiro H3 seja encaminhado pela interface 3, enquanto todo o tráfego de H2 destinado ao hospedeiro H3 seja encaminhado pela interface 4? (Dica: esta é uma pergunta capciosa.)

R: Não, pois a regra de encaminhamento é baseada apenas no endereço de destino, por isso não se consegue compor a tabela.

- c) Suponha, agora, que esta rede seja uma rede de circuitos virtuais e que haja uma chamada em andamento entre H1 e H3, e outra chamada em andamento entre H2 e H3. Elabore uma tabela de repasse no roteador A, de modo que todo o tráfego de H1 destinado ao hospedeiro

H3 seja encaminhado pela interface 3, enquanto todo o tráfego de H2 destinado ao hospedeiro H3 seja encaminhado pela interface 4.

R:

Interface de entrada	Vc de entrada	Interface de saída	Vc de saída
1	12	3	22
2	63	4	18

d) Admitindo o mesmo cenário de (c), elabore tabelas de repasse nos nós B, C e D.

R:

Tabela do roteador B

Interface de entrada	Vc de entrada	Interface de saída	Vc de saída
1	77	2	24

Tabela do roteador C

Interface de entrada	Vc de entrada	Interface de saída	Vc de saída
1	32	2	7

Tabela do roteador D

Interface de entrada	Vc de entrada	Interface de saída	Vc de saída
1	24	3	105
2	7	3	43

3) [P10] Considere uma rede de datagramas que usa endereços de hospedeiro de 32 bits. Suponha que um roteador tenha quatro enlaces, numerados de 0 a 3, e que os pacotes têm de ser repassados para as interfaces de enlaces desta forma:

Faixa do endereço de destino	Interface de enlace
11100000 00000000 00000000 00000000 até 11100000 00111111 11111111 11111111	0
11100000 01000000 00000000 00000000 até 11100000 01000000 11111111 11111111	1
11100000 01000001 00000000 00000000 até 11100001 01111111 11111111 11111111	2
senão	3

a) Elabore uma tabela de repasse que tenha cinco registros, use correspondência do prefixo mais longo e repasse pacotes para as interfaces de enlace corretas.

R:

11100000 00	0
11100000 01000000	1
11100000	2
11100001 1	3
Senão	3

b) Descreva como sua tabela de repasse determina a interface de enlace apropriada para

datagramas com os seguintes endereços:

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

R: O prefixo que combina com o primeiro endereço é a quinta entrada da tabela de repasse, que corresponde a interface 3.

O prefixo que combina com o segundo endereço é a terceira entrada da tabela de repasse, que corresponde a interface 2.

O prefixo que combina com o terceiro endereço é a quarta entrada da tabela de repasse, que corresponde a interface 3.

4) [P13] Considere um roteador que interconecta três sub-redes: 1, 2 e 3. Suponha que todas as interfaces de cada uma dessas três sub-redes tenha de ter o prefixo 223.1.17/24. Suponha também que a sub-rede 1 tenha de suportar até 60 interfaces, a sub-rede 2 tenha de suportar até 90 interfaces e a sub-rede 3, 12 interfaces. Dê três endereços de rede (da forma a.b.c.d/x) que satisfaçam essas limitações.

R:

Endereço de destino
223.1.17.0/26
223.1.17.128/25
223.1.17.192/28

5) [P15] No Problema P10, solicitamos que você elaborasse uma tabela de repasse (usando a correspondência de prefixo mais longo). Reescreva a tabela usando a notação a.b.c.d/x em vez da notação de cadeia binária.

R: Conversão Binário para decimal da interface de enlace 0

Binário: 11100000 00

Decimal: 224 0

Conversão binário para decimal da interface de enlace 1

Binário 11100000 01000000

Decimal: 224 64

Conversão Binário para decimal da interface de enlace 2

Binário 1110000

Decimal 224

Conversão Binário para decimal da interface de enlace 3

Binário: 11100001 1

Decimal: 225

Endereço de destino	Interface do enlace
224.0/10	0
224.64/16	1
224.8	2
225.128/9	3
Senão	3

6) [P19] Considere enviar um datagrama de 2.400 bytes por um enlace que tem uma MTU de 700 bytes. Suponha que o datagrama original esteja marcado com o número de identificação 422. Quantos fragmentos são gerados? Quais são os valores em vários campos dos datagramas IP gerados em relação à fragmentação?

R:

Fragmento	Bytes	ID	Deslocamento	Flag
1	680	422	0	1 = significa que ainda há fragmentos
2	680	422	85 = 680 / 8	1 = significa que ainda há fragmentos
3	680	422	170 = 1360/8	1 = significa que ainda há fragmentos
4	360	422	300 = 2400/8	0 = significa ultimo fragmento

7) [P20] Suponha que entre o hospedeiro de origem A e o hospedeiro destinatário B os datagramas estejam limitados a 1.500 bytes (incluindo cabeçalho). Admitindo um cabeçalho IP de 20 bytes, quantos datagramas seriam necessários para enviar um arquivo MP3 de 5 milhões de bytes? Explique como você obteve a resposta

R: Resposta: Seja o tamanho do arquivo MP3 de 5 milhões de bytes,

Seja o datagrama limitado a 1500 bytes, então cada datagrama pode transportar 1460 bytes, pois $1500 - 40(\text{cabeçalho})$, do arquivo MP3.

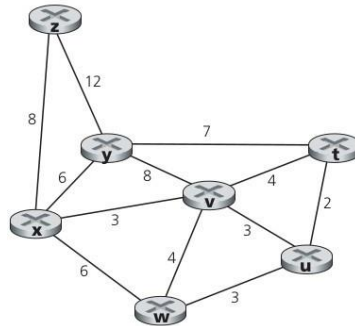
Logo, o número de diagramas necessários seriam 3425, pois tamanho do arquivo / tamanho do datagrama = $5 \times 10^6 / 1460 = 3425$ datagramas.

Deste modo, o último datagrama será $960 + 40 = 1000$ bytes.

8) [P23] Neste problema estudaremos o impacto das NATs sobre aplicações P2P. Suponha que um parceiro com nome de usuário Arnold descubra, por meio de consulta, que um parceiro com nome de hospedeiro Bernard tem um arquivo que ele, Arnold, quer descarregar. Suponha também que Bernard e Arnold estejam por trás de uma NAT. Tente elaborar uma técnica que permita a Arnold estabelecer uma conexão TCP com Bernard sem a configuração da NAT específica da aplicação. Se você tiver dificuldade na elaboração dessa técnica, discuta o motivo.

R: Não é possível conceber tal técnica. A fim de estabelecer uma ligação TCP direta entre Arnold e Bernard, quer Arnold ou Bob, deve-se iniciar uma ligação para o outro. Mas os NATs cobrindo Arnold e Bob, derrubam os pacotes SYN que chegam do lado da WAN. Assim, nem Arnold nem Bob, podem iniciar uma conexão TCP para o outro, se ambos possuem NATs por trás.

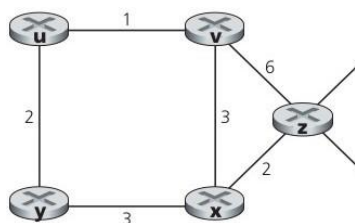
9) [P26] Considere a seguinte rede. Com os custos de enlace indicados, use o algoritmo do caminho mais curto de Dijkstra para calcular o caminho mais curto de x até todos os nós da rede. Mostre como o algoritmo funciona calculando uma tabela semelhante à Tabela 4.3.



R:

Etapa	Nº	D(y).p(y)	D(v).p(v)	D(w).p(w)	D(z).p(z)	D(u).p(u)	D(t).p(t)
0	x	6, x	3, x	6, x	8, x		
1	xv	6, x		6, x	8, x	6, v	7, v
2	xvy			6, x	8, x	6, v	7, v
3	xvyw				8, x	6, v	7, v
4	xvywu				8, x		7, v
5	xvywut				8, x		
6	xvywutz						

10) [P28] Considere a rede mostrada a seguir e admita que cada nó inicialmente conheça os custos até cada um de seus vizinhos. Considere o algoritmo de vetor de distâncias e mostre os registros na tabela de distâncias para o nó z.



R:

	u	v	x	y	z
v					
x					
z		6	2		0

	u	v	x	y	z
v	1	0	3		6
x		3	0	3	2
z	7	5	2	5	0

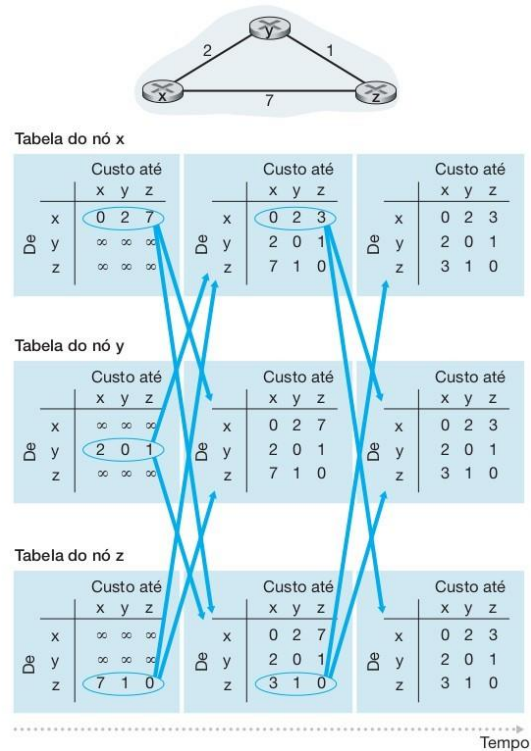
	u	v	x	y	z
v	1	0	3	3	5
x	4	3	0	3	2

z	6	5	2	5	0
---	---	---	---	---	---

	u	v	x	y	z
v	1	0	3	3	5
x	4	3	0	3	2
z	6	5	2	5	0

11) [P31] Considere a topologia de três nós mostrada na Figura 4.30. Em vez de ter os custos de enlace da Figura 4.30, os custos de enlace são: $c(x, y) = 3$, $c(y, z) = 6$, $c(z, x) = 4$. Calcule as tabelas de distâncias após a etapa de inicialização e após cada iteração de uma versão síncrona do algoritmo de vetor de distâncias (como fizemos em nossa discussão anterior da Figura 4.30).

FIGURA 4.30 ALGORITMO DE VETOR DE DISTÂNCIAS (DV)



Capítulo 5

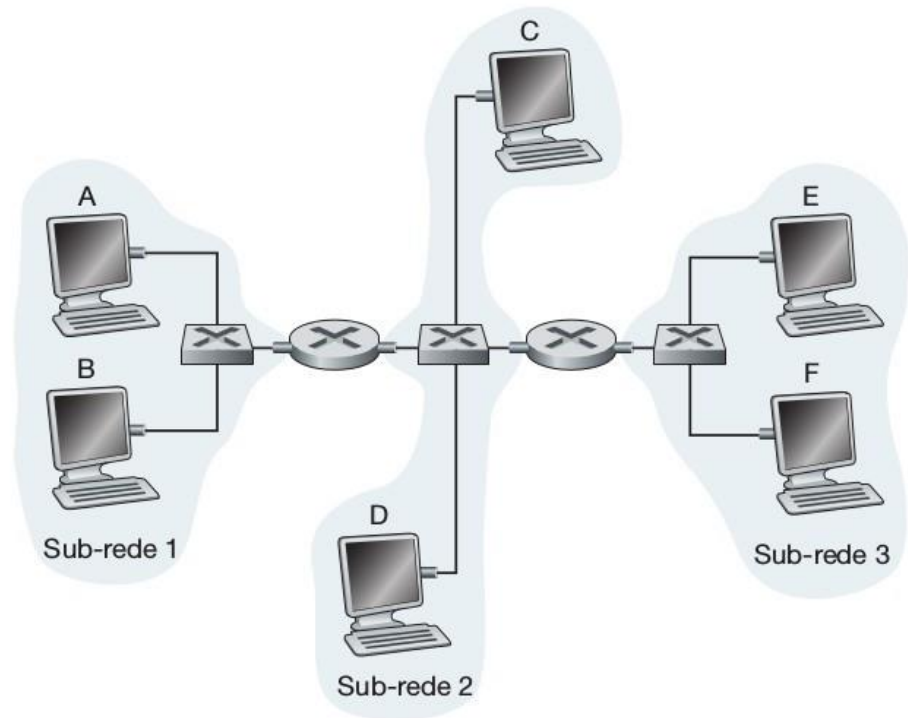
- 12) [P14] Considere três LANs interconectadas por dois roteadores, como mostrado na Figura 5.33.
- Atribua endereços IP a todas as interfaces. Para a Sub-rede 1, use endereços do tipo 192.168.1.xxx; para a Sub-rede 2, use endereços do tipo 192.168.2.xxx, e para a Sub-rede 3 use endereços do tipo 192.168.3.xxx.
 - Atribua endereços MAC a todos os adaptadores.
 - Considere o envio de um datagrama IP do hospedeiro A ao hospedeiro F. Suponha que todas as tabelas ARP estejam atualizadas. Enumere todas as etapas, como foi feito no exemplo de um único roteador na Seção 5.4.1.

R:

- Repita (c), admitindo agora que a tabela ARP do hospedeiro remetente esteja vazia (e que as outras tabelas estejam atualizadas).

R: O ARP em E precisa agora determinar o endereço MAC de 192.168.3.002. O host E envia um pacote pedido ARP dentro de um quadro Ethernet broadcast. O Roteador 2 recebe o pacote pedido e envia ao host E um pacote resposta ARP. O pedido de resposta ARP é carregado em um quadro Ethernet com endereço de destino Ethernet 77-77-77-77-77-77.

FIGURA 5.33 TRÊS SUB-REDES INTERCONECTADAS POR ROTEADORES



13) [P17] Lembre-se de que, com o protocolo CSMA/CD, o adaptador espera $K \cdot 512$ tempos de bits após uma colisão, onde K é escolhido aleatoriamente. Para $K = 100$, quanto tempo o adaptador espera até voltar à etapa 2 para uma Ethernet de 10 Mbits/s? E para canal de difusão de 100 Mbits/s?

R: Para 10 mbps

$$100 \times 512 = 10 \text{ mbps} = 51,2 \times 10^3 \text{ bits} / 10 \times 10^6 = 5,12 \times 10^{-3} \text{ s}$$

Para 100 mbps

$$100512 = 100 \text{ mbps} = 51,2 \times 10^3 \text{ bits} / 10 \times 10^6 = 512 \times 10^{-6} \text{ s}$$

14) [P31] P31. Neste problema, você juntará tudo o que aprendeu sobre protocolos de Internet. Suponha que você entre em uma sala, conecte-se à Ethernet e queira fazer o download de uma página. Quais são as etapas de protocolo utilizadas, desde ligar o computador até receber a página? Suponha que não tenha nada no seu DNS ou nos caches do seu navegador quando você ligar seu computador. (Dica: as etapas incluem o uso de protocolos da Ethernet, DHCP, ARP, DNS, TCP e HTTP.) Indique explicitamente em suas etapas como obter os endereços IP e MAC de um roteador de borda.

R: O computador primeiro usa DHCP para obter um endereço IP. O computador cria pela primeira vez um datagrama IP especial destinado a 255.255.255.255 na etapa de descoberta do servidor DHCP, e o coloca em um quadro Ethernet e o transmite na Ethernet. Então, seguindo os passos do protocolo DHCP, o computador é capaz de obter um endereço IP com um determinado tempo de concessão. Um servidor DHCP na Ethernet também dá ao computador o endereço IP do roteador de primeiro salto, a máscara de (ii) Roteador -> Host EE 192.168.2.1 IPo: 192.168.1.1 IPd: 192.168.2.1 MACo: 66:66:66:11:11:11 MADd: 33:33:33:33:33:33 sub-rede da sub-rede onde o computador reside, e o endereço do servidor DNS. A tabela ARP do computador é inicialmente vazia, assim o computador usará protocolo ARP para obter os endereços MAC do roteador de primeiro salto, do servidor DNS local e assim poder realizar a consulta DNS. Primeiro computador irá obter o endereço IP da página da Web que você gostaria de fazer download. Se o servidor DNS local não tiver o endereço IP, o seu computador irá utilizar DNS protocolo para localizar o endereço IP da

página da Web. Uma vez que o computador tem o endereço IP da página da Web, em seguida, ele irá enviar uma solicitação HTTP, através do roteador de primeiro salto se a página Web não reside em um servidor Web local. O Mensagem de pedido HTTP será segmentado e encapsulados em pacotes TCP e, em seguida ainda encapsuladas em pacotes IP, e finalmente encapsulados em quadros Ethernet. Seu computador envia os quadros Ethernet destinados ao roteador de primeiro salto. Uma vez que o roteador recebe os quadros, os passa na camada IP, verifica sua tabela de roteamento e, em seguida envia os pacotes para a interface fora de todas as suas interfaces. Em seguida, seus pacotes IP serão encaminhadas através da Internet até chegarem ao servidor Web. O servidor que hospeda a página Web irá enviar de volta a página da Web para o seu computador via Mensagens de resposta HTTP. Essas mensagens serão encapsulados em pacotes TCP e em seguida, em pacotes IP. Esses pacotes IP seguem as rotas IP e, finalmente, chega ao seu roteador de primeiro salto, e, em seguida, o roteador irá encaminhar estes pacotes IP para o computador encapsulando-os em quadros de Ethernet.