

GABARITO LISTA 2

Capítulo 3

1.

Servidores	Número da porta de origem	Número da porta de destino
A para S	467	23
B para S	513	23
S para A	23	467
S para B	23	513

2.

	0	1	0	1	0	1	0	1
+	0	1	1	1	0	0	0	0
	1	1	0	0	0	1	0	1
	1	1	0	0	0	1	0	1
+	0	1	0	0	1	1	0	0
	0	0	0	1	0	0	0	1

Complemento de 1 = 1 1 1 0 1 1 1 0

Para detectar erros, o receptor adiciona as quatro palavras (as três palavras originais e os checksum). Se a soma contém um zero, o receptor sabe que ocorreu um erro.

Todos um bit erros serão detectados, mas dois bits de erro não podem ser detectado (por exemplo, se o último dígito da primeira palavra é convertido para um 0 e o último dígito da segunda palavra é convertido para um 1).

5. A fração de pacotes perdidos L , é a fração de número de pacotes perdidos sobre o número de pacotes enviados. Em um ciclo, 1 pacote é perdido. O número de pacotes enviado em um ciclo é

$$\begin{aligned}
 \frac{W}{2} + \left(\frac{W}{2} + 1 \right) + L + W &= \sum_{n=0}^{W/2} \left(\frac{W}{2} + n \right) \\
 L &= \left(\frac{W}{2} + 1 \right) \frac{W}{2} + \sum_{n=0}^{W/2} n \\
 &= \left(\frac{W}{2} + 1 \right) \frac{W}{2} + \frac{W/2(W/2+1)}{2} \\
 &= \frac{W^2}{4} + \frac{W}{2} + \frac{W^2}{8} + \frac{W}{4} \\
 &= \frac{3}{8} W^2 + \frac{3}{4} W
 \end{aligned}$$

Então a fração de pacotes perdidos é

$$L = \frac{1}{\frac{3}{8}W^2 + \frac{3}{4}W}$$

a) para valores W grandes, $\frac{3}{8}W^2 \gg \frac{3}{4}W$. Então

$$L = \frac{8}{3W^2}$$

$$W = \sqrt{\frac{8}{3L}}$$

Então

$$AT = \frac{3}{4} \sqrt{\frac{8}{3L}} \frac{MSS}{RTT}$$

$$AT = \frac{1.22 \cdot MSS}{RTT \cdot \sqrt{L}}$$

6. Assumindo um pacote de 1500 bytes e um tempo RTT de 100ms. Então

$$10 \text{ Gbps} = \frac{1.22 \cdot (1500 \cdot 8 \text{ bits})}{(0.1 \text{ seg} \cdot \sqrt{L})}$$

$$\sqrt{L} = \frac{14640 \text{ bits}}{10^9 \text{ bits}} = 0.00001464$$

$$L = 2.14 \times 10^{-10}$$

7. Respostas

a)

$$Q = \max \left\{ k: RTT + \frac{S}{R} - \frac{S}{R} 2^{k-1} \geq 0 \right\}$$

$$Q = \max \left\{ k: 2^{k-1} \leq 1 + \frac{RTT}{S/R} \right\}$$

$$Q = \max \left\{ k: k \leq \log_2 \left(1 + \frac{RTT}{S/R} \right) + 1 \right\}$$

$$Q = \left\lceil \log_2 \left(1 + \frac{RTT}{S/R} \right) \right\rceil + 1$$

b)

8. a) K é o número de janelas

$$K = \min \left\{ k: 3^0 + 3^1 + L + 3^{k-1} \geq O/S \right\}$$

$$K = \min \left\{ k: \frac{1-3^k}{1-3} \geq \frac{O}{S} \right\}$$

$$K = \min \left\{ k: 3^k \geq 1 + 2 \frac{O}{S} \right\}$$

$$K = \left\lceil \log_3 \left(1 + 2 \frac{O}{S} \right) \right\rceil$$

b) Q é o número de vezes que o servidor está inativo para um objeto de tamanho infinito.

$$Q = \max \left\{ k: RTT + \frac{S}{R} - \frac{S}{R} 3^{k-1} \geq 0 \right\}$$

$$Q = \left\lceil 1 + \log_3 \left(1 + \frac{RTT}{S/R} \right) \right\rceil$$

c)

$$\text{latência} = \frac{O}{R} + 2 RTT + \sum_{k=1}^P \text{stall}_k$$

$$\text{latência} = \frac{O}{R} + 2 RTT + \sum_{k=1}^P \left(RTT + \frac{S}{R} - \frac{S}{R} 3^{k-1} \right)$$

$$\text{latência} = \frac{O}{R} + 2 RTT + P \left(RTT + \frac{S}{R} \right) - \frac{(3^P - 1) S}{2 R}$$

9. Quando o servidor envia um segmento, ele espera um tempo de $TS/R + RTT$ para o reconhecimento da chegada. Este tempo de transmissão de la k-ésima janela é $(S/R)2^{k-1}$. O tempo de inatividade para a kth janela é

$$Q = \left\lceil \frac{TS}{R} + RTT - 2^{k-1} \frac{S}{R} \right\rceil^+$$

O número de períodos inativos, Q é

$$Q = \max \left\{ k: RTT + \frac{TS}{R} - \frac{S}{R} 2^{k-1} \geq 0 \right\}$$

$$Q = \max \left\{ k: 2^{k-1} \leq T + \frac{RTT}{S/R} \right\}$$

$$Q = \max \left\{ k: k \leq \log_2 \left(T + \frac{RTT}{S/R} \right) + 1 \right\}$$

$$Q = \left\lceil \log_2 \left(T + \frac{RTT}{S/R} \right) \right\rceil + 1$$

O número de vezes que o servidor está inativo é $P = \min(Q, K-1)$. A latência é

$$\text{latência} = 2 \text{RTT} + \frac{O}{R} + \sum_{k=1}^P \left(\text{RTT} + \frac{TS}{R} - \frac{S}{R} 2^{k-1} \right)$$

O qual é simplificado assim

$$\text{latência} = 2 \text{RTT} + \frac{O}{R} + P \left(\text{RTT} + \frac{TS}{R} \right) - (2^P - 1) \frac{S}{R} + (T-1) \frac{S}{R}$$

Capítulo 4

11.

Prefixo a ser comparado	Interface
00000000 - 00 111111	0
01000000 - 01 111111	1
10000000 - 10 111111	2
11000000 - 11 111111	3

Numero de endereços em cada faixa $2^6 = 64$

12.

Paso	N	D(s),p(s)	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	inf	inf	inf	3,x	1,x	6,x	Inf
1	Xw	inf	inf	4,w	2,w		6,x	Inf
2	Xwv	Inf	11,v	3,v			3,v	Inf
3	Xwvu	7,u	5,u				3,v	Inf
4	Xwvuy	7,u	5,u					17,y
5	Xwvuyt	6,t						7,t
6	xwvuyts							7,t

13. resposta

	u	v	x	y	z
V	Inf	Inf	Inf	Inf	inf
X	Inf	Inf	Inf	Inf	Inf
Y	Inf	Inf	Inf	Inf	inf
z	inf	5	2	10	0

		x	y	Y	Z
V	1	0	Inf	15	5
X	2	Inf	0	1	2
Y	Inf	15	1	0	10
z	4	5	2	3	0

		x	y	Y	Z
V	1	0	3	15	5
X	2	3	0	1	2
Y	3	15	1	0	3

z	4	5	2	3	0
---	---	---	---	---	---

		x	y	Y	Z
V	1	0	3	4	5
X	2	3	0	1	2
Y	3	4	1	0	3
z	4	5	2	3	0

22. Suponha que nós começamos com a matriz inicial de paridade de dois dimensões:

$$\begin{array}{ccc|c} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \\ \hline 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 \end{array}$$

Com um bit de erro na linha 2, coluna 3, a paridade da linha 2 e coluna 3 está agora errada na matriz de abaixo:

$$\begin{array}{ccc|c} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ \hline 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 \end{array}$$

Agora suponha há um bit de erro na linha 2, coluna 2 e coluna 3. A paridade da linha 2 está agora certa. A paridade das colunas 2 e 3 estão erradas, mas nós não podemos detectar em qual linha ocorreu o erro.

$$\begin{array}{ccc|c} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \\ \hline 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 \end{array}$$

Um erro de bit dupl não pode ser detectado.

23. a)

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

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

$$E'(p) = N(1-p)^{N-2}((1-p) - p(N-1))$$

$$E'(p) = 0 \Rightarrow p^* = \frac{1}{N}$$

b)

$$E(\rho^*) = N \frac{1}{N} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \frac{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^N}{1 - \frac{1}{N}}$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right) = 1$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^N = \frac{1}{e}$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} E(\rho^*) = \frac{1}{e}$$

24. A espera para 51,200 bit para um 10Mbps é

$$\frac{L}{R} = \frac{51.2 \times 10^3 \text{ bits}}{10 \times 10^3 \text{ bps}} = 5.12$$

Para 100Mbps é 512 μseg .

25. Respostas

a)

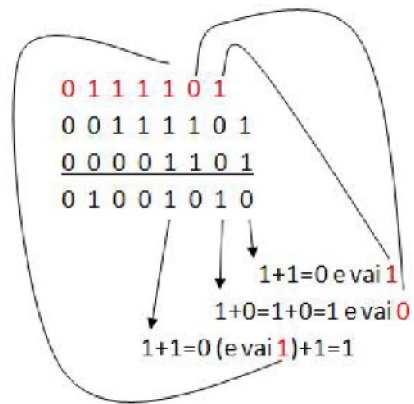
$$\begin{aligned} & \frac{900 \text{ m}}{2 \cdot 10^8 \text{ m/seg}} + 4 \cdot \frac{20 \text{ bits}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} \\ &= (4.5 \times 10^{-6} + 8 \times 10^{-6}) \text{ seg} \\ &= 12.5 \mu\text{seg} \end{aligned}$$

b)

Tempo (t seg)	Evento
0	A e B são transmitidos
12.5 useg	A detecta uma colisão
25 useg	O ultimo bit de B de aborto de transmissão chega a A
37.5useg	Primeiro bit de A de retransmissão chega em B
$37.5 \mu\text{seg} + \frac{1000 \text{ bits}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} = 137.5 \mu\text{seg}$	O pacote A é completamente entregue a B.

c) $12.5 \mu\text{seg} + 5 \cdot 100 \mu\text{seg} = 512.5 \mu\text{seg}$

32



0 1 0 0 1 0 1 0 → novo checksum (das palavras iniciais recebidas)

1 0 1 1 0 1 0 1 → checksum enviado

1 1 1 1 1 1 1 1 → sem erro

0 0 1 1 0 0 0 1

0 0 0 0 1 1 0 1

0 0 1 1 0 1 1 0 → novo checksum

1 0 1 1 0 1 0 1 → checksum enviado

1 1 1 0 1 0 1 1 ≠ 1 1 1 1 1 1 1 1

33.

Codificador

$$\begin{array}{r}
 101110110000 \\
 \underline{10011} \\
 0010001 \\
 \underline{10011} \\
 00010100 \\
 \underline{10011} \\
 0011100 \\
 \underline{10011} \\
 01111 \leftarrow \text{Resto da Divisão}
 \end{array}$$

Mensagem transmitida

101110111111

Decodificador

$$\begin{array}{r}
 101110011111 \\
 \underline{10011} \\
 0010000 \\
 \underline{10011} \\
 00011111 \\
 \underline{10011} \\
 011001 \\
 \underline{10011} \\
 010101 \\
 \underline{10011} \\
 00110 \leftarrow \neq 0,
 \end{array}$$