

**Universidade Federal do Rio Grande do Sul**  
Instituto de Informática  
Departamento de Informática Aplicada

INF01154 - Redes De Computadores

Relatório da Experiência 4

Mairo Pedrini - 2285/01-8  
Paulo Sérgio Morandi Júnior - 2767/01-1  
6 de julho de 2004

## 1 Introdução

Tem-se como objetivo principal a verificação e fixação de alguns conceitos e funções do nível 2, ou nível de enlace de redes, baseado no protocolo OSI. As principais funções a serem observadas são as que dizem respeito à detecção e tratamento de erros no nível de enlace. Também se tem como objetivo a revisão de conceitos da teoria de erros em comunicação de dados, estratégias de correção de erros (paridade e CRC), e também estratégias de correção de erros da família ARQ(stop and wait, sliding window). Por fim é feita a análise do aumento de tráfego em redes utilizando a estratégia ARQ go-back N. Neste relatório, são apresentadas curvas referentes às análises dos esquemas de correção de erros, gráficos estes produzidos com o uso da ferramenta Graphmat.

## 2 Roteiro Experimental

### 2.1 Avaliação de Desempenho dos protocolos ARQ (Nível De Enlace)

#### 2.1.1 Exercício 1

A curva obtida pode ser observada na figura 1. Observamos através do gráfico que a partir de um certo valor de  $a$ , a vazão máxima vai diminuindo rapidamente. Como o valor de  $a$  corresponde a relação entre tempo de propagação e tempo de inserção do frame no canal, podemos concluir que se o tempo de propagação é muito grande, o transmissor fica muito tempo esperando o *ACK*, deixando o canal, a maior parte do tempo, ocioso.

Como  $a = 1$ , então  $S = (1 - 10^{-3})/(1 + 2a) = 1/3 = 0.333$ . Logo a máxima vazão do enlace será  $S \times E1 = 0.33333 \times 2.048 \text{ Mbits/s} = 0.681984 = 681.984 \text{ Kbits/s}$ .

O protocolo *stop and wait* não deveria ser utilizado em enlaces com tempo de propagação muito alto, como por exemplo, comunicação via satélite. Também não deveria ser usado onde o tempo de inserção do frame fosse muito pequeno ( ou tamanho do frame pequeno ou velocidade de transmissão alta), como por exemplo ATM.

#### 2.1.2 Exercício 2

As curvas obtidas podem ser observadas na figura 2. A partir dessas curvas concluímos que os protocolos de janela deslizante com retransmissão seletiva de quadros errados tem uma utilização melhor do canal, pois envia um conjunto de frames, ao invés de um só. Sendo assim, o transmissor permanece enviando frames, utilizando o tempo em que, no protocolo *stop and wait*, ficaria ocioso.

A fórmula para obtermos o tamanho da janela é  $S = W(1 - P)/(1 + 2a)$ , onde  $W$  é o tamanho da janela,  $S$  é a vazão máxima,  $P$  é a probabilidade de erro do quadro no enlace ( $P = 0.001$ ),  $a$  é um fator de performance. Esse fator de performance pode ser escrito como  $a = T.R/L$ , onde  $T$  é o tempo de propagação

pela rede,  $R$  é a taxa de transmissão em  $bit/s$  e  $L$  é o comprimento da informação (quadro) em  $bits$ .  $T$  pode ser obtido considerando uma velocidade média de propagação pelos enlaces de  $0.6 \times$  velocidade da luz no vácuo  $= 180000 \text{ km/s}$ , logo utilizando-se de uma regra de 3 simples concluímos que, para os  $300 \text{ km}$  do enlace,  $T = 0.001666 \text{ s}$ .  $L = 52 \times 8 = 424 \text{ bits}$ , como  $R = 34000000 \text{ bits/s}$ , podemos concluir que  $a = (0.001666 \times 34000000)/424 = 133.6$ . Logo, o tamanho da janela que dá a vazão máxima do enlace será:  $W \geq 2a+1 \rightarrow W \geq 2 \times 133.6 \rightarrow W \geq 267.2$  quadros. Portanto o tamanho da janela seria de 268 quadros.

### 2.1.3 Exercício 3

De acordo com o gráfico da Figura 3, podemos observar que, após *plotados* os gráficos referentes a  $m = 1$  e  $m = 4$ , quando a probabilidade de erro é equivalente a  $10^{-4}$ , o aumento de tráfego dá-se de maneira descontrolada, indicando que esse tipo de protocolo não deve ser utilizado em enlaces com tal probabilidade de erro.

No caso de utilizarmos um protocolo do tipo **SREJ**, a expressão  $R = \frac{W}{2} \cdot \frac{P}{1-P}$  ficaria apenas  $R = \frac{P}{1-P}$ , já que  $\frac{W}{2}$  representa a média de transmissão de um pacote errado no caso de **Go Back N**, que leva em conta o tamanho da janela. No caso do **SREJ**, somente o pacote errado é retransmitido.

Observando o gráfico ?? podemos concluir que as redes com pacotes de que as redes com frames de tamanhos 32, 53 e 100 aceitam janelas de tamanho superior aos frames 500, 1000 e 1500, sem resultar em um aumento do tráfego de rede. Percebemos pelo gráfico que o tamanho ideal do pacote seria o de 32 bytes, pois esse pacote mantém o aumento do tráfego inferior as 20% com uma janela maior que os outros.

## 3 Anexos

### 3.1 Exercícios Sobre Tratamento de Erro

1. Supondo transmissão de dados por caracteres, usando paridade, num canal que apresenta uma taxa de erro de bit de  $5 \times 10^{-5}$ , determine o percentual de erros detectados pelo método de paridade.

A Probabilidade de erro na transmissão de um caracter é:

$$P_e = 1 - (1 - 5 \times 10^{-5})^8 \approx 0,00039993$$

Logo a eficiência da paridade é:  $n = 1 - 0,00039993 = 0,99960007$

2. Um sistema de telecomandos possui ao todo 8 comandos, cada um constituído de 3 bits. Para maior segurança (ambiente **wireless**) você resolveu repetir a informação de cada comando 3 vezes em cada transmissão. Pergunta-se:

a) Qual a DH (Distância de Hamming) deste conjunto de comandos:

$DH = 3$ , repetindo 3 vezes a informação em cada comando, a alteração de 1 bit, provoca a alteração de 3 bits na informação;

b) *Qual a capacidade de Tratamento de Erros destes comandos:*

Esses comandos são capazes de corrigir  $d$  erros, onde  $DH = 2d + 1$ . Logo temos que  $3 = 2d + 1 \rightarrow d = 1$ . É possível detectar  $d$  erros com esses comandos, onde  $DH = d + 1$ . Logo,  $3 = d + 1 \rightarrow d = 2$ . Portanto, esses comandos detectam 2 erros e corrige 1 erro.

### 3.2 Gráficos dos Exercícios

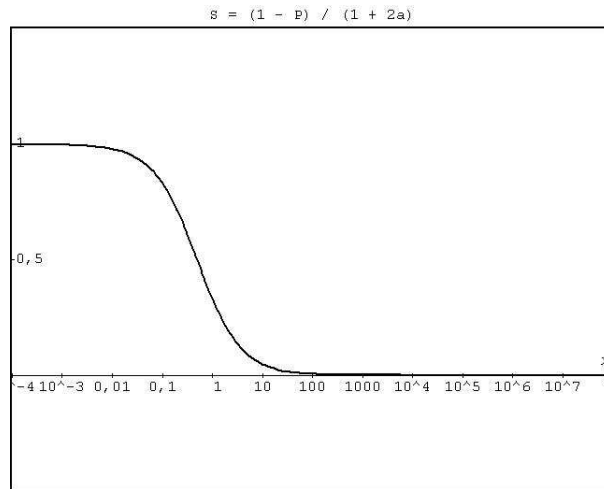
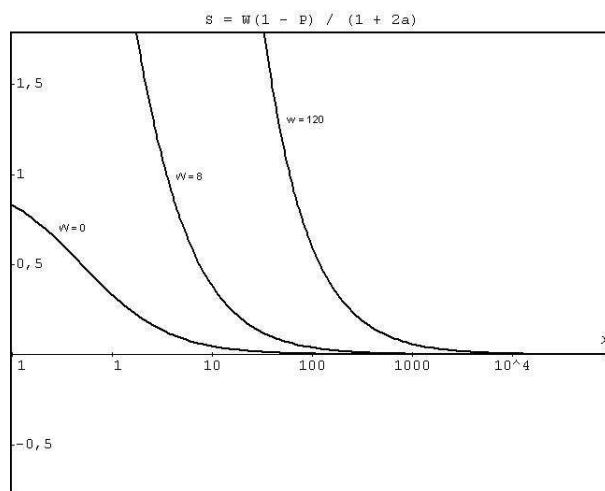
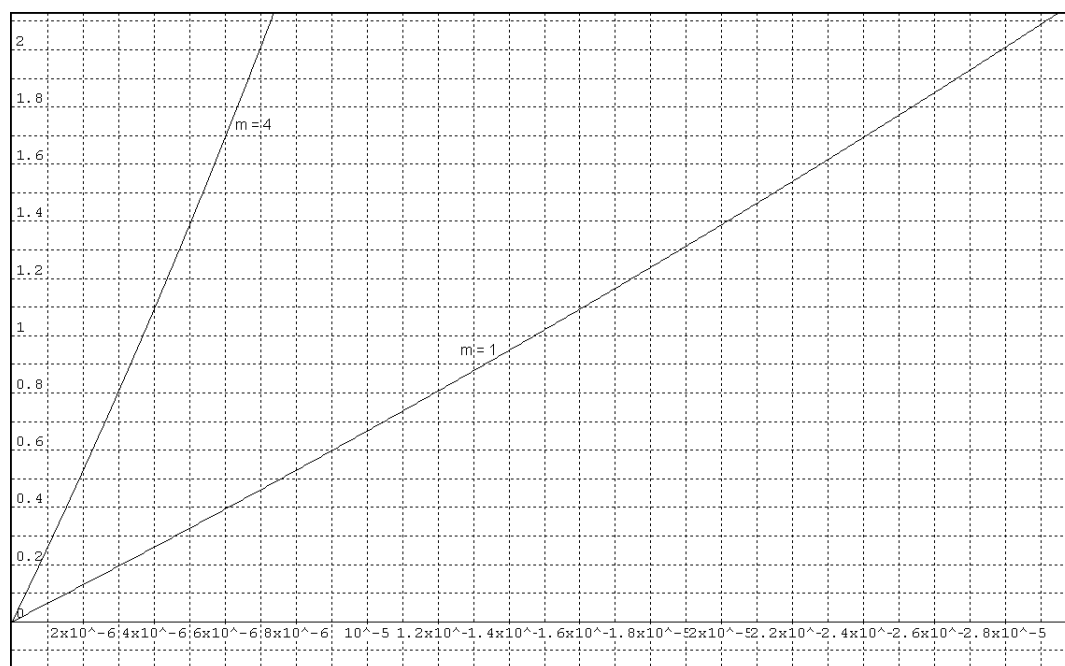


Figura 1:  $S \times a$

Figura 2:  $S \times a$ , variando  $m$ .Figura 3:  $S \times a$ , variando  $W$ .

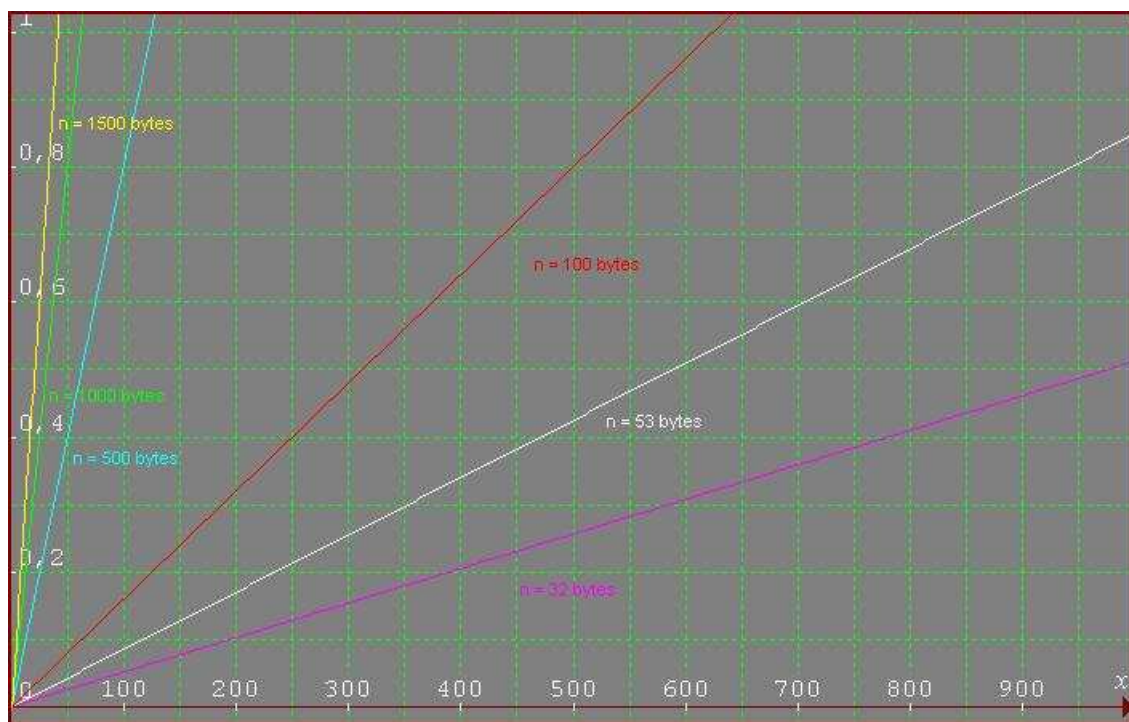


Figura 4:  $R \times W$ , variando  $n$ .