

\*Reginaldo Palazzo Jr.  
Departamento de Telemática  
FEE - UNICAMP, CP 6101  
13081 Campinas, SP

## RESUMO

Este trabalho apresenta uma análise geral de vazão e atraso de propagação para a estratégia de controle de erro utilizando o protocolo múltiplo de repetição seletiva com retransmissões fixas e variáveis. Nesta análise, são levadas em consideração a taxa de erro no canal reverso bem como a extensão de bloqueamento no receptor. Apresentamos uma proposta de um novo protocolo para contornar tal situação adversa bem como análises comparativas.

## 1. Introdução

A técnica de controle de erro amplamente utilizada em sistemas de comunicações convencionais (par transmissor-receptor) tem por objetivo básico proporcionar maior confiabilidade aos dados sendo transmitidos, uma vez que o processo de realimentação inerente à mesma não propicia um aumento da capacidade de canal. Assim, inúmeras pesquisas foram realizadas com o objetivo de adequar cada vez mais o modelo matemático ao real sistema de comunicações. Basicamente, estas pesquisas visavam a obtenção de modelos estocásticos descritivos do comportamento do canal [1]-[5]. Como consequência dos modelos estabelecidos, uma busca de classes de códigos bem como de técnicas de controle de erro, [6]-[8], que melhor se adaptassem aos modelos previamente elaborados foi realizada de tal forma que a transferência de informação entre o par transmissor-receptor alcançasse índices de alta confiabilidade e menor tempo médio de transmissão.

Dentre as várias estratégias utilizadas para o controle de erro, nos ateremos naquela denominada ARQ com repetição seletiva.

Assim, o objetivo deste trabalho visa apresentar uma generalização das análises realizadas em [9] do esquema de controle de erro com repetição seletiva através da consideração da estatística de erros introduzidas pelo canal reverso bem como de apresentar uma estratégia de protocolo geral tal que o sistema seja mais confiável e eficiente em termos de vazão. Por um protocolo geral, queremos dizer que existe um esquema geral onde um número variável de transmissões (TX), retransmissões (RTX) e de reconhecimentos (ACK) são possíveis de ocorrer em cada tentativa. Definiremos uma tentativa como o intervalo de tempo que se inicia com a transmissão de um quadro, pacote ou mensagem e termina quando da recepção do reconhecimento deste quadro, pacote ou mensagem.

Consideraremos também nas análises gerais as situações em que o número de registros no receptor é um múltiplo de um número razoável de quadros (que é igual ao número de registros no transmissor) bem como quando o número de registros no receptor é um inteiro qualquer.

Iremos também considerar nesta análise o efeito de "bloqueamento" que pode ser introduzido por um erro fora da janela. Este evento de erro será considerado à toda recepção de quadro e o mesmo ocorre com probabilidade  $q$ . Embora seja uma restrição forte, este modelo descreve uma situação não desejável. Iremos assumir que a descrição estatística deste evento segue o processo de Bernoulli. Certamente, poderemos utilizar qualquer outro processo.

Assim, na seção 2 iremos descrever e propor generalizações de esquemas de controle de erro. Nas seções 3 e 4, uma análise bastante geral sobre o desempenho destes esquemas sob os critérios da vazão e do atraso de propagação será realizada. Na seção 5, apresentaremos os resultados decorrentes destas análises. Finalmente, na seção 6 as conclusões.

Assim, na seção 2 iremos descrever e propor generalizações de esquemas de controle de erro. Nas seções 3 e 4, uma análise bastante geral sobre o desempenho destes esquemas sob os critérios da vazão e do atraso de propagação será realizada. Na seção 5, apresentaremos os resultados decorrentes destas análises. Finalmente, na seção 6 as conclusões.

## 2. Descrição dos Protocolos

Os esquemas de controle de erro que serão analisados nas seções 3 e 4 podem ser categorizados sob os seguintes grupos de protocolos:

- P1 - Protocolo Múltiplo de Repetição Seletiva (PMRS)- Este protocolo na primeira tentativa envia uma cópia do quadro e recebe  $n$  ACKs. Caso a transmissão não resulte em sucesso, as subseqüentes tentativas transportam  $m$  réplicas do quadro original e  $n$  ACKs são transmitidos a cada réplica recebida. Dessa forma, na primeira tentativa, o número de quadros iguais a  $S$  e nas subseqüentes tentativas iguala a  $S+m-1$ . A duração dos bits é a mesma em cada quadro. O número de registros no receptor é dado por  $RR1 = h.S + (h-1).(m-1)$ , com  $h$  e  $m$  inteiros.
- P2 - Protocolo Múltiplo de Repetição Seletiva com Retransmissões Variáveis - Este protocolo é uma variação do protocolo P1, onde na primeira tentativa uma cópia do quadro é enviada e o transmissor recebe dois ACKs. No caso de insucesso da primeira tentativa, duas cópias do quadro original serão

\*Este trabalho tem o suporte financeiro do Contrato UNICAMP-TELEBRÁS nº 209/87.

enviadas na segunda tentativa e dois ACKs são transmitidos a cada quadro recebido no receptor. Caso ocorra insucesso nesta tentativa, então 4 réplicas do quadro original serão enviadas com a conseqüente transmissão de dois ACKs por réplica. Caso ainda persista a condição de insucesso, então as subseqüentes retransmissões enviarão quatro réplicas do quadro original com a conseqüente transmissão de dois ACKs por réplica. Iremos supor que o receptor contenha  $RR2 = 2S$  registros e o transmissor S.

P3 - Este protocolo é idêntico ao P1, porém, com o número de registros no receptor,  $RR3$ , dado por  $RR3 = 2S+1$ , isto é,  $h=m=2$ . A novidade neste protocolo é a inserção do efeito de "bloqueamento".

### 3. Análise da Vazão

Antes de entrarmos na análise da vazão, iremos fazer uma distinção entre o número de tentativas para a transmissão de um quadro,  $n$ , o qual corresponde ao tempo completo para a condição de transmissão-recepção-transmissão, e o número de quadros utilizados,  $m$ , para os protocolos que enviam múltiplas cópias do quadro errôneo quando retransmissões se fazem necessárias ou se acontece um overflow nos registros.

Dado que os protocolos a serem considerados atuam de formas distintas com relação à primeira tentativa de transmissão de um quadro com relação às tentativas subseqüentes, assim, um conjunto de parâmetros suficientes para a avaliação do desempenho do sistema pode ser estabelecido da seguinte forma:

$P_0$  - probabilidade de recepção com sucesso na primeira tentativa do quadro e do reconhecimento

$P_1$  - probabilidade de recepção com sucesso nas tentativas subseqüentes do quadro e do reconhecimento.

Definindo  $P\{k\}$  como

$P\{k\} = \text{Pr}\{\text{prob. conjunta do quadro e do reconhecimento serem recebidos com sucesso na primeira vez que ocorra a } k\text{-ésima tentativa}\}.$

Dessa forma,  $P\{k\}$  é dada explicitamente segundo as hipóteses estabelecidas por:

$$P\{k\} = \begin{cases} P_0 & , k = 1 \\ (1-p_0) \cdot (1-p_1)^{k-2} P_1 & , k \geq 2 \end{cases}$$

A transformada Z de  $P\{k\}$  pode ser mostrada, após algumas manipulações algébricas ser dada por

$$p(z) = \{z p_0 - z^2 \cdot (p_0 - p_1)\} / \{1 - (1 - p_1)z\} \quad (1)$$

para o protocolo que seja consistente em todas as tentativas para a transmissão de um quadro.

É interessante que especifiquemos o tipo de canal que estaremos adotando nas análises que se seguem. Tanto o canal direto como o reverso será do tipo BEC (Binary Erasure Channel) com probabilidades de apagamento dadas por  $p_d$  e  $p_r$ , respectivamente.

Para o caso em que o protocolo é do tipo simples,

isto é, transmissão única e reconhecimento único, temos que

$$P_0 = P_1 = (1 - p_d) (1 - p_r) \quad (2)$$

onde poderemos obter a distribuição do número de tentativas através da substituição de (2) em (1).

Se o canal reverso utilizado para o reconhecimento for sem ruído, isto é,  $p_r = 0$ , e assumindo que  $p_d = p$ , a média do número de tentativas pode ser obtida através da derivada de  $p(z)$  avaliada em  $z = 1$ . Logo, esta média é dada por

$$E(n) = 1 / (1 - p)$$

Por outro lado, se associarmos tanto ao canal direto como ao canal reverso a mesma taxa de erro, isto é,  $p_d = p_r = p$ , a média do número de tentativas será dada por

$$E(n) = 1 / (1 - p)^2$$

A vazão, propriamente dita, para esses protocolos pode ser obtida através do número médio de quadros necessários para que o transmissor transmita com sucesso o quadro. Note que o reconhecimento deve ser também recebido com sucesso, caso contrário, o transmissor continuará a retransmitir. Pode acontecer que esta não seja a verdadeira situação quando levamos em consideração um número finito de registros no receptor e transmissor. Ocasionalmente, o transmissor pode inferir que um reconhecimento fora transmitido quando na verdade isso não aconteceu.

De modo a simplificar os cálculos, iremos definir  $m_k$  como sendo o número de quadros usados na  $k$ -ésima tentativa de transmissão e computar o número médio de quadros necessários até que ocorra uma transmissão e reconhecimento com sucesso,  $E(m)$ :

$$E(m) = \sum_{k=1}^{\infty} \text{Pr}\{n = k\} \cdot m_k$$

Então, a vazão será dada por:

$$T = 1/E(m)$$

Como os protocolos mencionados na seção 2 serão comparados entre si e com os protocolos de repetição seletiva, é relevante que apresentemos as respectivas vazões para estes últimos protocolos sob as condições de que o número de registros no receptor seja finito e infinito e que o canal reverso seja com ou sem ruído.

Para o protocolo de repetição seletiva sem ruído no canal reverso, temos que  $m_k = 1$  para todo  $k$ , conseqüentemente o número médio de transmissões será dado por

$$E(m) = 1 / (1 - p)$$

Dessa forma, a vazão será

$$T = 1 - p$$

Note que este valor de vazão iguala à capacidade de ca

pacidade de canal do BEC.

Para o protocolo de repetição seletiva com ruído no canal reverso onde tanto a transmissão quanto o reconhecimento é único, temos que  $m_k = 1$  para todo  $k$ , e o número médio de transmissões será

$$E(m) = 1/(1 - p)^2$$

Conseqüentemente, a vazão será

$$T = (1 - p)^2$$

Resta-nos agora considerar o caso em que o receptor possui um número finito de registros para o protocolo de repetição seletiva com transmissão e reconhecimento únicos.

Quando no receptor o número de registros é finito, o problema fica mais complexo, uma vez que deveremos nos preocupar com aqueles quadros que são rejeitados no receptor devido à janela do receptor permanecer parada com a ocorrência de erros. A complexidade inerente à determinação do número exato de quadros que são rejeitados devido a um erro é bastante grande. Assim sendo, iremos propor o seguinte procedimento para a de terminação de um limitante inferior para a vazão.

Considere a ocorrência do primeiro erro no canal. Este evento acarreta o condicionamento da janela do receptor a ficar paralizada até que este quadro em erro seja recebido com sucesso. Uma vez que o quadro é corretamente recebido antes que os registros do receptor estejam carregados, não haverá maiores conseqüências. Por outro lado, suponha que o quadro é recebido com sucesso  $M$  quadros após a primeira transmissão tenha chegado ao receptor e que o mesmo possua  $R$  registros. Se  $M \leq R$ , então nenhum quadro será rejeitado. Se  $M > R$ , então  $(M - R)$  quadros serão perdidos. Como exemplo, suponha que o protocolo P2 esteja sendo utilizado e que o número de registros no receptor é  $R = 2S$ , onde  $S$  é o atraso de propagação, entretanto, se mais de 3 transmissões ocorrerem (a primeira e mais duas transmissões após o atraso  $S$ ) todos os quadros posteriores poderão ser perdidos. Logo, o limitante inferior será aquele decorrente desta hipótese, isto é, que os demais quadros serão perdidos.

Para a obtenção de uma expressão matemática que descreva com um certo grau de precisão o modelo proposto no parágrafo anterior, iremos assumir que: 1) o modelo se aplica somente para o primeiro quadro errôneo, outros quadros errôneos que cheguem ao receptor quando a janela está parada devido a um erro anterior sofrerão pequenas perdas; 2) alguns dos  $S$  quadros que serão descartados poderão estar com erros ou terem sido contados anteriormente, uma vez que podem ser quadros retransmitidos.

Dessa forma, o número de transmissões  $m_k$ , para o protocolo de repetição seletiva com transmissão e reconhecimento únicos, será dado por

$$m_k = \begin{cases} k, & 1 \leq k \leq 3 \\ k + (S - 1)(k - 3), & k \geq 4 \end{cases}$$

Com isso, estamos aptos a iniciar a análise da vazão para os protocolos estabelecidos na seção anterior fazendo uso da hipótese de que um número arbitrário de TX, RTX e ACKs serão possíveis de ocorrer.

Protocolo P1 - Este protocolo consiste em realizar  $m$  retransmissões com  $n$  reconhecimentos a cada retransmissão, isto é,  $m$  RTX/ $n$ ACKs. Este protocolo possui uma representação temporal como mostra a Fig. 1. O número de registros no receptor, RRI, será dado por

$$RRI = hS + (h - 1)(m - 1)$$

A probabilidade de receber corretamente um quadro na primeira tentativa é dada por

$$p_0 = (1 - p_d)(1 - p_r^2)$$

A probabilidade de receber corretamente um quadro na segunda e subseqüentes tentativas é dada por

$$p_1 = \sum_{i=1}^m \binom{m}{i} (1 - p_d)^i p_d^{m-i} (1 - p_r^{n+i-1})$$

Com essas distribuições de probabilidades, o número médio de transmissões com sucesso,  $E_1(m)$ , pode ser mostrada ser dada por

$$E_1(m) = 1 + m(1 - p_0)/p_1 + \{S + (h - 1)(m - 1)\} (1 - p_0)(1 - p_1)^h/p_1 \quad (3)$$

Dessa forma, a vazão  $T_1$  será dada por

$$T_1 = 1/E_1(m)$$

Protocolo P2 - Como visto no início desta seção, os resultados obtidos são idênticos tanto para a situação em que consideramos o número médio de tentativa para a transmissão de um quadro,  $E(n)$ , bem como o número médio de quadros utilizados,  $E(m)$ . Assim, para o protocolo múltiplo de repetição seletiva, a probabilidade de sucesso na primeira tentativa é dada por

$$p_0 = (1 - p_d)(1 - p_r^2)$$

uma vez que o quadro deve ser transmitido corretamente e pelo menos um dos reconhecimentos deve ser recebido também corretamente.

A probabilidade de recepção com sucesso em uma transmissão subseqüente é dada por

$$p_1 = 2p_d \cdot (1 - p_d) \cdot (1 - p_r^2) + (1 - p_d)^2(1 - p_r^3)$$

uma vez que ou a primeira (ou a segunda) transmissão resulta em sucesso, as outras não resultam em sucesso e pelo menos um reconhecimento é resultado em sucesso; ambas transmissões resultam em sucesso e nenhum dos três reconhecimentos são perdidos. Desse modo, quando  $p_d = p_r = p$ , as probabilidades  $p_0$  e  $p_1$  são dadas respectivamente por

$$p_0 = (1 - p) \cdot (1 - p^2) \quad (4)$$

$$p_1 = (1 - p)^2 \cdot (1 + 2p(1 + p) - p^3) \quad (5)$$

O número de tentativas,  $E_2(n)$ , pode ser obtido através da substituição de (4) e (5) em (1), ou equiva-  
lentemente, ao número médio de transmissões com suces-  
so pode ser obtido através da substituição de (4) e  
(5) em (3). A vazão  $T_2$  será então

$$T_2 = 1 / E_2(m)$$

O próximo caso a ser considerado é aquele em que  
no protocolo PMRS existe o efeito de "bloqueamento" no  
receptor. Assim,

Protocolo P3 - O efeito de "bloqueamento" pode ori-  
ginar de um evento de erro "fora da janela" ou qual-  
quer outro evento apropriado. A Fig. 2 ilustra alguns  
dos parâmetros envolvidos neste caso bem como a repre-  
sentação temporal para este protocolo.

As probabilidades  $p_d$  e  $p_r$  continuam tendo os mes-  
mos significados utilizados nos protocolos anteriores.  
Iremos definir  $q$  como a probabilidade de bloqueamento  
que um quadro não será recebido corretamente no recep-  
tor. Seja  $p_o$  a probabilidade de recepção correta de um  
quadro em sua primeira tentativa. Seja  $p_1$  a probabili-  
dade de recepção correta na segunda tentativa bem como  
nas subseqüentes. Essas probabilidades podem ser mos-  
tradas ser dadas por

$$p_o = (1 - p_d) (1 - p_r^2) (1 - q) \quad (6)$$

$$p_1 = 2(1 - p_d) (1 - p_r^2) (1 - q) [q(1 - p_d) + (1 - q)p_d] + \\ + (1 - p_d)^2 (1 - p_r^2) (1 - q)^2 \quad (7)$$

Substituindo (6) e (7) em (3), teremos o número mē-  
dio de transmissões com sucesso. Seja  $E_3(m)$  este núme-  
ro. A vazão  $T_3$  é dada pelo inverso de  $E_3(m)$ . Devemos  
chamar a atenção que o número de registros no receptor  
é  $RR3 = 2S + 1$ .

#### 4. Análise de Atrasos

Nesta seção, iremos nos ater na análise de atraso  
dos seguintes protocolos: a) protocolo múltiplo de re-  
petição seletiva com  $RR = 2S + 1$ ,  $m = 2$  e  $n = 2$ ; b) pro-  
tocolo múltiplo de repetição seletiva com bloqueamento

Dessa forma, iremos a seguir calcular o atraso mē-  
dio do protocolo PMRS onde o efeito de bloqueamento ex-  
iste no receptor. Por definição, o atraso médio é o  
atraso experimentado por um quadro desde a sua trans-  
missão inicial até que o mesmo seja recebido corretamente  
no receptor.

Seja  $p_d$  a probabilidade de erro de quadro no canal  
direto. Seja  $q$  a probabilidade de bloqueamento no re-  
ceptor. Assim, para o protocolo PMRS temos que  $\tilde{p}_o$  é a  
probabilidade de receber corretamente um quadro na pri-  
meira tentativa e  $\tilde{p}_1$  a probabilidade de receber corre-  
tamente um quadro na segunda e subseqüentes tentati-  
vas. Estas probabilidades podem ser mostradas valer

$$\tilde{p}_o = (1 - p_d) (1 - q)$$

$$\tilde{p}_1 = 2(1 - p_d) (1 - q) (q - 2qp_d + p_d) + (1 - p_d)^2 \cdot (1 - q)^2$$

Portanto, o atraso médio com bloqueamento (AMB) se

rã dado por

$$AMB = [(S/2) - 1] \tilde{p}_o + (3S/2) (1 - p_o) (1 - \tilde{p}_1) p_1 + \\ + 7S/2 (1 - \tilde{p}_o) (1 - \tilde{p}_1)^2 \tilde{p}_1 + \dots$$

então,

$$AMB = [(S/2) - 1] \tilde{p}_o + 3S/2 (1 - p_o) + \\ + S(1 - \tilde{p}_o) (1 - p_1) / \tilde{p}_1$$

Para todos os propósitos, o AMB apresenta um compor-  
tamento bastante razoável para valores médios de taxas  
de erro, porém, aumentando rapidamente para altas ta-  
xas. Em geral, isto não é uma surpresa para a maioria  
dos protocolos conhecidos. Todavia, iremos considerar  
uma versão modificada do protocolo PMRS e então calcul-  
lar o respectivo atraso médio. Esta versão modificada  
pode ser descrita da seguinte forma: a cada quadro  
transmitido dois ACKs serão enviados, se no instante  
previsto para a recepção do primeiro ACK do quadro  
transmitido não existir informação sobre o status des-  
te quadro, uma cópia do mesmo é enviada a seguir, se  
no instante previsto para a recepção do segundo ACK  
correspondente ao quadro em questão não houver informa-  
ção sobre o status do quadro, uma nova cópia do mesmo  
será enviada. A Fig. 3 mostra a representação temporal  
do protocolo PMRS modificado.

O atraso com relação à primeira transmissão será

$$[(S/2) - 1] (1 - p_d) (1 - q)$$

O atraso para a primeira recepção na segunda tenta-  
tiva será

$$[(3S/2) - 1] \{ (1 - p_d)^2 q(1 - q) + p_d(1 - p_d)q(1 - q) + \\ + p_d(1 - p_d) (1 - q)^2 \}$$

O atraso para a segunda recepção na segunda tenta-  
tiva será

$$[(3S/2) + 1] \{ (1 - p_d)^3 q^2(1 - q) + 2p_d(1 - p_d)^2 q^2(1 - q) + \\ + 2p_d(1 - p_d)^2 q(1 - q)^2 + 2p_d(1 - p_d)q(1 - q)^2 + \\ + p_d^2(1 - p_d) (1 - q) [q^2 + (1 - q)^2] \}$$

Enumerando todas as possíveis alternativas (even-  
tos) logo antes que o quadro seja corretamente recebi-  
do no receptor, pode-se mostrar que

$$F(n, q, p_d) = \sum_{j=0}^n \binom{n}{j} q^{n-j} (1 - q)^j.$$

$$\cdot \left\{ \sum_{i=j}^n \binom{n-j}{i-j} (1 - p_d)^{n-i} p_d^i \right\} \quad (8)$$

Portanto, a expressão final para o atraso médio com  
bloqueamento para o Protocolo PMRS modificado é dado  
por

$$AMBM = \sum_{n=1}^{\infty} [(2n-1)S/2 + (-1)^{n+k}] (1 - p_d) (1 - q) F(n+k-1, q, p_d)$$

onde  $n$  é o número da tentativa e  $k$  é o número da recep-

## 5. Resultados

Como decorrência da análise geral efetuada nas seções anteriores, iremos nesta seção realizar as comparações entre os diversos protocolos propostos bem como em relação ao protocolo simples, isto é, aquele onde  $m = n = 1$ .

Dessa forma, consideremos o protocolo simples primeiramente. Este protocolo é caracterizado pela retransmissão única de cada quadro em erro. Também um único ACK será enviado a cada quadro recebido corretamente a cada transmissão de um quadro em erro.

A vazão para este protocolo é facilmente obtida através da substituição de  $m = n = 1$  para todo  $i$  na equação (3). Dessa forma,

$$P_0 = P_1 = (1 - p_d) (1 - p_r)$$

para  $p_d = p_r = p$ , teremos

$$RR1 = S, E2(m) = 1/p_0 + S(1 - p_0)^2/p_0, T2 = p_0/[1 + S(1 - p_0)^2]$$

$$RR1 = 2S, E2(m) = 1/p_0 + S(1 - p_0)^3/p_0, T2 = p_0/[1 + S(1 - p_0)^3]$$

$$RR1 = \infty, E2(m) = 1/p_0, T2 = p_0$$

A representação temporal do atraso médio para o protocolo simples é mostrada na Fig. 4.

Seja  $p_d$  a probabilidade de erro de quadro no canal direto. O atraso médio é dado por

$$AM = (S/2) (1 - p_d) + (3S/2) p_d (1 - p_d) + (5S/2) p_d^2 (1 - p_d) + \dots$$

então,

$$AM = (S/2) p_d + S[p_d/(1 - p_d)]$$

A Fig. 5 mostra a representação temporal do protocolo simples com bloqueamento. A partir desta representação, uma expressão que enumera todos os possíveis eventos justamente antes do quadro ser recebido corretamente no receptor é dada pela equação (8). Com isso, o atraso médio com bloqueamento é dado por

$$AMB = (S/2) (1 - p_d) (1 - q) F(0, q, p_d) + (3S/2) (1 - p_d) (1 - q) F(1, q, p_d) +$$

Finalmente,

$$AMB = \sum_{n=0}^{\infty} [(2n + 1)/2] S(1 - p_d) (1 - q) F(n, q, p_d)$$

A seguir, iremos fazer uma análise comparativa dos protocolos PMRS com retransmissões fixas, P1, e variáveis, P2. Incluiremos também nesta comparação os protocolos simples quando o canal reverso é considerado com e sem ruído.

As Figs. 6, 7, 8 e 9 apresentam curvas de vazão versus probabilidade de erro de quadro para a situação

em que  $p_d = p_r = p$ .

As Figs. 10, 11, 12 e 13 apresentam curvas de vazão versus probabilidade de erro de quadro do canal direto parametrizadas em  $p_r = .4, .1, .01$  e  $.0000001$  respectivamente.

Na Tabela I, apresentamos os valores de atraso de propagação dos protocolos P3 com bloqueamento e P3 modificado.

As Figs. 6, 7, 8 e 9 apresentam curvas de vazão versus probabilidade de erro de quadro para os protocolos P1, P2, simples com e sem taxa de erro no canal reverso.

Em todas as curvas relacionadas com as Figs. 6, 7, 8 e 9, foram incluídos os limitantes superior e inferior da vazão. Estes limitantes evidenciam a existência de uma faixa substancial de valores de probabilidade de erro de quadro que poderá ser explorada eficientemente através, da incorporação ao protocolo simples, de regras mais sofisticadas de tal forma que esta faixa fique cada vez menor.

Através do protocolo P1, procuramos explorar as seguintes situações 1) para altas taxas de erro, qual a influência no desempenho se aumentarmos o número de quadros por retransmissão mantendo fixo o número de ACKs por quadro retransmitido? 2) qual a influência no desempenho se aumentarmos o número de ACKs por quadro retransmitido, mantendo fixo o número de retransmissões? 3) como se comporta o protocolo P2 diante das questões anteriores face ao protocolo P1?

A resposta à pergunta 3) é melhor elucidada através do quadro fornecido abaixo: iremos considerar como exemplo a vazão igual a 0.6, RR = 256 para os protocolos P1 e P2, assim

P1	Pe	P2	Pe	Pe (cap. canal)
4 RTX / 3 ACKs	0.3	(2,4) RTX / 2ACKs	0.28	0.4
4 RTX / 2 ACKs	0.275			
4 RTX / 1 ACKs	0.18			

Vemos que o protocolo P2 apresenta um desempenho muito bom em face àquele apresentado pelo protocolo P1 quando existem 4 RTX com 3 ACKs por retransmissão bem como com o 4 RTX / 2 ACKs, pois sua eficiência além de ser relativamente maior em termos do número de quadros enviados na segunda tentativa suporta taxas de erro até 0.28 mantendo a vazão em 0.6. Esta mesma observação continua válida para valores de vazão próximos de 1. Dessa forma, o protocolo P2 é uma alternativa bastante viável.

Com relação às perguntas 1) e 2) que estão relacionadas diretamente com o protocolo P1, temos que mantendo-se fixo o número de ACKs (RTX) e variando-se o número de RTX (ACKs), notamos que o protocolo suporta um aumento da probabilidade de erro de quadro para manter a mesma vazão. O quadro abaixo fornece os va

lores obtidos para o caso particular onde a vazão é 0.6. Note que a curva da capacidade de canal suporta uma taxa de erro até 0.4 para manter a vazão em 0.6.

RTX	ACKs	Pe
1	1	0.07
2	1	0.125
3	1	0.165
4	1	0.18
1	2	0.12
2	2	0.21
3	2	0.25
4	2	0.275
1	3	0.13
2	3	0.23
3	3	0.255
4	3	0.3

Este comportamento se mantém inalterado para valores crescentes da vazão.

As Figs. 10, 11, 12 e 13 apresentam curvas da vazão versus a probabilidade de erro de quadro para o canal direto parametrizadas pela taxa de erro do canal reverso  $p_r = 0.4, 0.1, 0.01$  e  $0.000001$ .

Novamente, em todas as curvas relacionadas com as Figs. 10, 11, 12 e 13 foram incluídos os limitantes superior e inferior da vazão. Estes limitantes novamente evidenciam a existência de uma faixa substancial de valores de probabilidade de erro de quadro que poderá ser explorada eficientemente através, da incorporação ao protocolo simples, de regras mais sofisticadas de tal forma que esta faixa fique cada vez menor.

Notamos que para  $p_r < 0.1$  o desempenho medido pela vazão fica inalterado para os diferentes protocolos considerados, implicando que o canal reverso pode ser visto como sem ruído, conseqüentemente que a perda acentuada da vazão para altas taxas de erro no canal direto fica à espera de uma estratégia inteligente de controle de erro que case com as características do canal.

A curva T1 representa a capacidade do canal BEC, a curva T2, T3 e T4 estão relacionadas com o protocolo P1 quando  $RR = \infty$ ,  $p_r = 0$  e a estratégia é utilizar 1 RTX / 2 ACKs, quando  $RR = 2S$ ,  $p_r = 0$  e a estratégia é utilizar 1 RTX / 2 ACKs, quando  $RR = 2S$ ,  $p_r = 0.4, 0.1, 0.01$  e  $0.000001$  e a estratégia é utilizar 1 RTX / 2 ACKs, respectivamente, e T5 representa o limitante inferior do desempenho do protocolo simples quando  $p_r = 0.4, 0.1, 0.01$  e  $0.000001$  com  $RR = 2S$ .

Notamos para as curvas T4 e T5 que quando  $p_r \geq 0.1$  o desempenho do protocolo apresenta uma queda acentuada nos valores da vazão em todo o intervalo  $0 \leq p_d \leq 1$ . À medida que  $p_r < 0.1$ , a vazão é alta para taxas de erro no intervalo  $0 \leq p_d \leq 0.1$ , porém, decaindo consideravelmente para valores de  $0.1 \leq p_d \leq 1$ . Apesar de não ser uma surpresa, este fato representa uma situação adversa para a utilização eficiente do sistema de comunicações. Todavia, a solução para que o decaimento não seja tão abrupto, é dispor de uma codificação de canal, tal que resulte em  $p_r$  próxima de zero e concomitantemente alocando um número razoavelmente elevado

de registros tanto no receptor como no transmissor. Note que esta última condição não é deveras restritiva quanto à custo quando comparada com aquela relativa à codificação.

Finalmente, na Tabela I apresentamos o atraso de propagação para o protocolo PMRS (P2), AMB, e o correspondente protocolo modificado, AMBM, quando  $S = 128$  e  $q = 0$  e  $q = 0.05$ .

Tabela I

q = 0		q = 0.05	
AMB	AMBM	AMB	AMBM
63	63	69	63
69	70	76	70
76	79	82	79
90	102	96	102
105	132	113	132
124	173	133	173
149	230	159	230
184	314	197	314
239	452	259	452
348	724	379	724
670	1529	736	1529

## 6. Conclusões

Neste trabalho procuramos apresentar uma generalização da técnica de controle de erro do tipo ARQ com repetição seletiva. Para tal, levamos em consideração o efeito de erro do canal reverso bem como o número finito de registros tanto no receptor como no transmissor. Foi também apresentado o efeito de bloqueamento com a avaliação do atraso de propagação. Finalmente, comparações entre os vários protocolos propostos e destes com o protocolo simples foi apresentado.

## 7. Referências Bibliográficas

- [1] L.N. Kanal e A.R.K. Sastry, "Models for channels with memory and their application to error control, Proc. IEEE, pp 726-746, July 1987.
- [2] E.N. Gilbert, "Capacity of a burst noise channel", Bell Syst. Tech. Journal, vol. 39. p. 1253, 1960.
- [3] A.R.K. Sastry, "Improving repeat-request (ARQ) performance on satellite channels under high error rate conditions", IEEE Trans. on Comm., vol. COM 23, pp 426-439, Apr. 1975.
- [4] M. Muntner e J.K. Wolf, "Predicted performance of error control techniques over real channels", IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-14, pp 640-650, Sept 1968.
- [5] A. Kholenberg e D.G. Forney Jr., "Convolutional coding for channels with memory", IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-14, pp. 618 - 628, Sept. 1968.
- [6] S. Lin e P.S. Yu, "An efficient selective repeat ARQ scheme for satellite channels and its throughput analysis", IEEE Trans. on Comm., vol. COM-29, pp. 353-363, Mar 1981.

- [7] -----, "An effective error control scheme for satellite communications", *IEEE Trans. on Comm.*, vol. COM-28, pp. 395-401, Mar. 1980.
- [8] E.J. Weldon, Jr., "An improved selective-repeat ARQ strategy", *IEEE Trans. on Comm.*, vol. COM-30, pp. 480-486, Mar. 1982.
- [9] R. Palazzo, Jr., Estudos Analíticos de Modelos de Protocolos para a Camada 1, Publicação Interna nº 50, DT-FEE- UNICAMP, Março 1988.

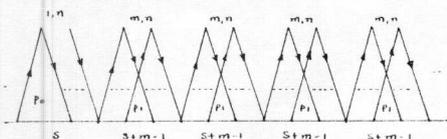


Figura 1

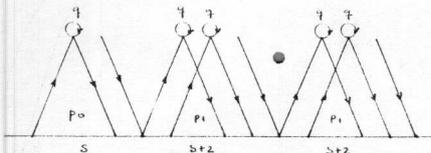


Figura 2

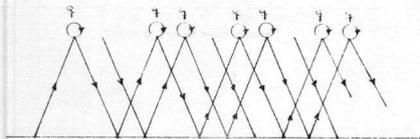


Figura 3

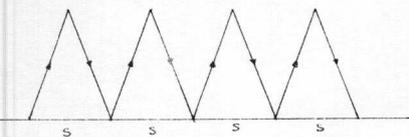


Figura 4

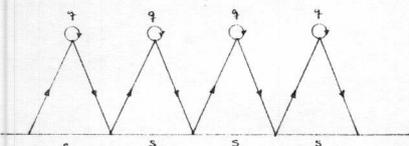


Figura 5

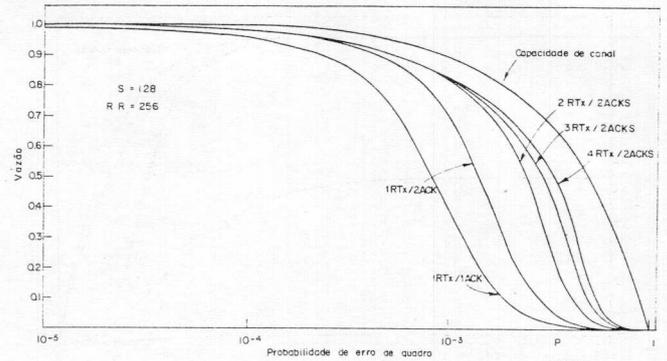


FIGURA 6

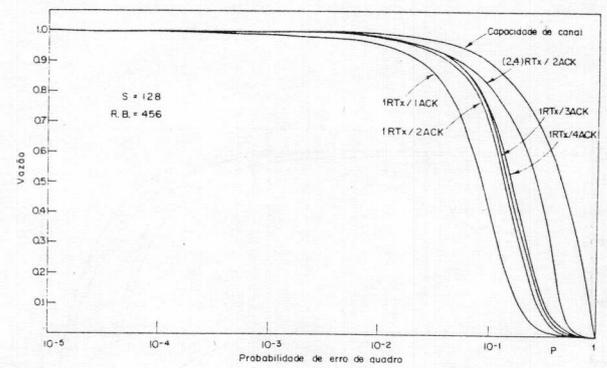


FIGURA 7

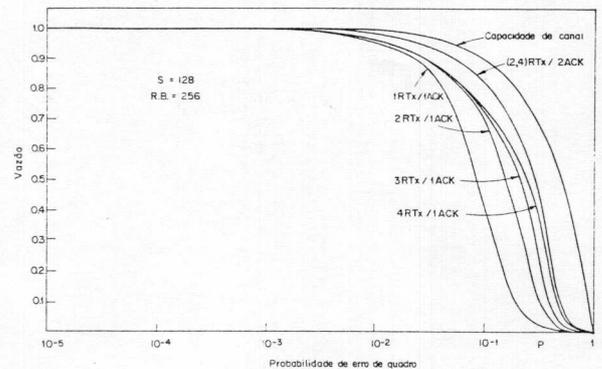


FIGURA 8

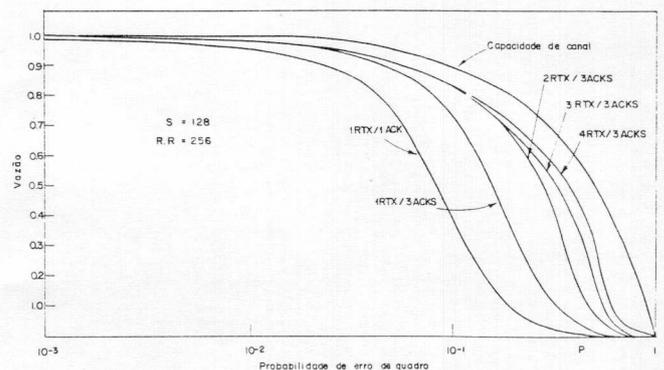


FIGURA 9

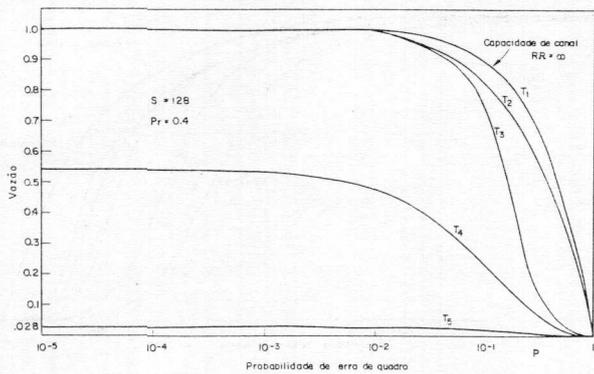


FIGURA 10

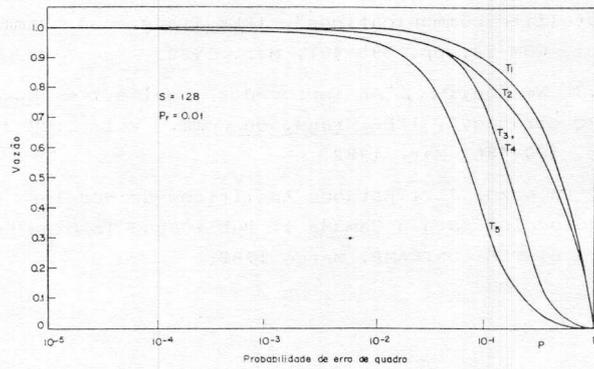


FIGURA 12

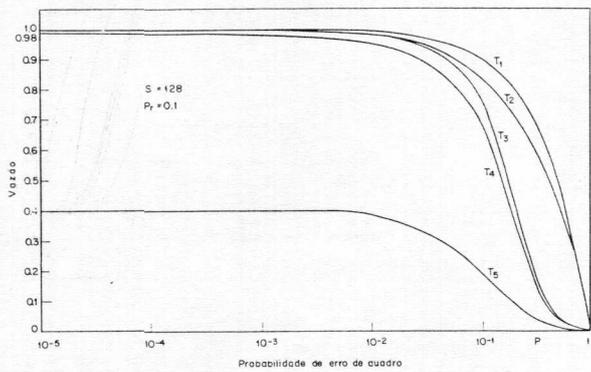


FIGURA 11

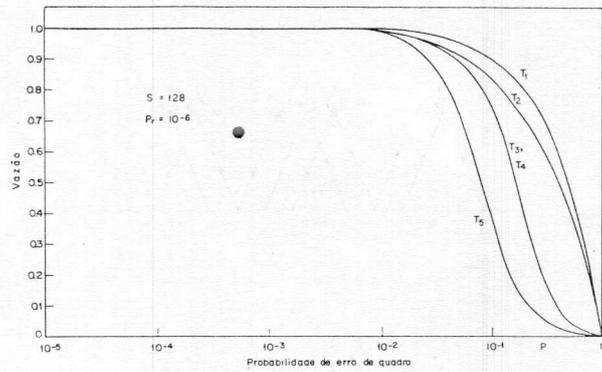


FIGURA 13