Um Novo Protocolo Ponto-a-Multiponto de Retransmissão Seletiva com Previsão de Transbordo de Memória

Heliomar M. de Lima (Banco do Brasil) e Otto Carlos M. B. Duarte (COPPE/UFRJ)

Resumo - Este artigo propõe e analisa o desempenho de um protocolo ponto-a-multiponto com memória limitada que provê uma transferência de dados confiável e altamente eficiente mesmo em ambientes de alta velocidade. A recuperação de erros se faz basicamente através do esquema de retransmissão seletiva associada a retransmissão contínua. Apenas as mensagens reconhecidas com erro ou descartadas por transbordo de memória são retransmitidas. Para se obter, ao mesmo tempo, uma baixa carga de processamento e alta eficiência o protocolo se serve de reconhecimentos acumulativos e modifica a função do reconhecimento seletivo convencional. A expressão analítica da vazão do protocolo é obtida modelando-se o conjunto dos receptores por um processo semi-markoviano de parâmetro discreto. Os resultados numéricos mostram que o protocolo apresenta um bom desempenho que supera vários outros esquemas multidestinatários que possuem os mesmos requesitos de memória.

Abstract - This paper proposes and analyses the performance of a reliable point-to-multipoint selective repeat ARQ protocol with finite buffer. It is simple to implement and well suited for high speed communications. Only messages negatively acknowledged or discarded due to buffer overflows are just single copy retransmitted. Accumulative acknowledgement is employed in order to reduce the processing time. The protocol proposes a modified selective repeat procedure that results in a high throughput efficiency. Analysis uses a semi-Markov process model to derive a lower bound on the throughput of the proposed scheme. The results show that it outperforms all existing similar ARQ schemes.

I. Introdução

Assiste-se hoje em dia a um avanço extraordinário nas comunicações. A tecnologia evoluiu possibilitando transmissões multidestinatárias a alta velocidade. Este novo ambiente possibilita o desenvolvimento de novas aplicações que deverão, em pouco tempo, revolucionar os procedimentos e métodos usados da indústria e comércio.

Embora o avanço tecnológico tenha permitido uma sensível melhora nas taxas de erro de transmissão, estes continuam a existir. Além disso, devido a grande dificuldade de se caracterizar e controlar um tráfego constituído por várias mídias com diferentes características, algumas redes de alta velocidade perdem informação por falta de recursos (memória e processamento). Portanto, aplicações que requerem alta confiabilidade exigem o emprego de esquemas de recuperações de erros.

Os esquemas de recuperação de erros podem ser classificados em: recuperação automática e por pedido de retransmissão. O primeiro se baseia em códigos corretores de erros e o segundo na detecção do erro e o envio de um pedido de retransmissão. A grande complexidade dos códigos corretores de erros e a grande redundância requerida faz com que a correção automática só se justifique em aplicações com fortes restrições temporais que não possam esperar a retransmissão de uma mensagem recebida com erro. O esquema de recuperação de erros por pedido de retransmissão é um método mais simples e confiável de se tratar erros sendo o mais empregado em telecomunicações. Estes esquemas se classificam em três grandes categorias: pára-e-espera (*stop-and-wait* - SW), retransmisão contínua (*go-back*-N - GB(N)) e retransmissão seletiva (*selective repeat* - SR). A retransmissão seletiva é o esquema mais eficiente porém mais complexo.

Nas comunicações a altas velocidades, o desempenho dos protocolos de comunicação e de suas estratégias de recuperação de erros passa a ser limitado pelo seu processamento no transmissor e nos receptores, tendo em vista que o tempo de transmissão/recepção de uma mensagem torna-se muito pequeno, da ordem de alguns μs. Nas comunicações ponto-a-multiponto este problema se agrava do lado do transmissor que tem que processar/controlar reconhecimentos de vários receptores [1]. A eliminação desse problema inclui o projeto de novos protocolos com mecanismos especificamente concebidos para comunicações a alta velocidade com procedimentos simples de recuperação de erros e baixa carga de processamento [2], [3], [4], [5].

Alguns trabalhos propõem esquemas de retransmissão seletiva envolvendo retransmissões de múltiplas cópias [6], [7], [8] ou uso de configurações híbridas com correção automática [8]. Estas técnicas melhoram o desempenho mas implicam em um aumento significativo em complexidade.

O reconhecimento acumulativo simplifica a implementação e elimina a necessidade de um reconhecimento para cada mensagem recebida, permitindo o uso de diferentes freqüências de reconhecimento, o que permite reduzir o número de mensagens de reconhecimento e conseqüentemente a carga de processamento. Além disso, o reconhecimento acumulativo permite que o transmissor mantenha apenas uma variável de controle por receptor, ao invés de uma variável de controle para cada par receptor-mensagem armazenada em sua memória de retransmissão. Esta simplificação no procedimento de reconhecimento proporciona uma redução adicional de processamento no transmissor. Como esta característica reduz principalmente o processamento no transmissor, ela é particularmente útil nas comunicações ponto-a-multiponto.

Entretanto, protocolos de retransmissão seletiva que usam apenas reconhecimento acumulativo apresentam uma queda considerável de rendimento nas comunicações a alta velocidade quando a taxa de erros não é muito baixa, devido à limitação de cada receptor não poder ter mais do que uma recuperação seletiva em andamento simultaneamente.

Este trabalho apresenta e analisa o desempenho de um protocolo ponto-a-multiponto confiável que se serve basicamente da recuperação de erros por pedido de retransmissão seletiva. Apenas as mensagens recebidas com erro ou descartadas por transbordo de memória são retransmitidas. As mensagens de controle fazem uso do mecanismo de reconhecimento acumulativo de forma a diminuir a carga de processamento. Porém, da mesma forma que as recentes propostas de protocolos de alta velocidade [9], [10], a mensagem de pedido de retransmissão seletiva possui a dupla função de reconhecimento negativo individual e reconhecimento positivo acumulativo. Os resultados analíticos obtidos mostram que o protocolo proposto apresenta um bom desempenho para uma larga faixa de taxa de erros e grande número de receptores. Além disto, a versão ponto a ponto deste protocolo (número de receptores igual a um) apresenta um melhor desempenho todos outras propostas similares [11], [12], [13], [14] na região de altas taxas de erros.

Primeiramente,
o ambiente e o modelo matemático usados para a análise são discutidos. Na seção 3 descreve-se o protocolo e analisa-se seu desempenho. A seção 4 apresenta os resultados numéricos e comparações com outros protocolos. Finalmente, as principais conclusões deste trabalho são apresentadas.

II. Modelo Matemático

Ao longo deste trabalho é assumido que o ambiente consiste de um transmissor e M receptores, onde a comunicação entre o transmissor e os receptores se dá através de um canal ponto-a-multiponto. Todos os dados são transmitidos em forma de mensagens de informação de comprimento fixo (L *bits*) cujo tempo de transmissão é definido como a unidade de tempo. Cada mensagem de informação, que tem K *bits* de informação útil, inclui um código de redundância cíclica que permite a cada receptor detectar erros de transmissão e um número de seqüência que identifica de modo único a mensagem e sua posição na seqüência de transmissão.

O transmissor espera receber confirmação de que toda mensagem foi recebida corretamente por todos os M receptores. Enquanto espera essa confirmação as mensagens são armazenadas em uma fila de retransmissão. Através de um canal de retorno separado, considerado livre de erros, os receptores enviam reconhecimentos para o transmissor indicando a correta recepção das mensagens ou solicitando suas retransmissões.

Uma mensagem é dita transferida para um receptor quando ela é recebida corretamente por esse receptor e pode ser imediatamente liberada para o usuário. Isto é, não só a mensagem é recebida corretamente como todas as mensagens com número de seqüência menor já foram também recebidas corretamente. Além disso, uma mensagem é dita comunicada para o conjunto de receptores, ou simplesmente comunicada, quando ela é transferida para todos os receptores.

O rendimento dos protocolos é definido como a relação entre o número de *bits* comunicados ao conjunto de receptores e o número total de *bits* transmitidos e retransmitidos (inclusive os *bits* de controle). Ela é obtida ao se atribuir estados para o conjunto de receptores segundo às condições do processo de recuperação de erros e modelando o conjunto de receptores por um processo semi-Markoviano de parâmetros discretos, cuja seqüência de estados é: $X(0), X(1), X(2), X(3), \cdots, X(n), X(n+1), \ldots$ onde $X(n), n = 0, 1, 2, \ldots$, é uma variável de estado que indica o estado do conjunto dos receptores depois da recepção da n-ésima mensagem.

A probabilidade de uma mensagem de informação ser recebida com pelo menos um *bit* errado por um dado receptor é denotada por P_{be}. Da mesma forma, a probabilidade de uma mensagem de informação ser recebida sem erros por um dado receptor é denotada por $P_{bc} = 1 - P_{be}$. Estas probabilidades são consideradas independentes de mensagem para mensagem e de receptor para receptor.

São adotadas as seguintes premissas. O tempo de ida e volta, definido como o tempo entre a transmissão de uma mensagem e a recepção de seu reconhecimento, é constante e igual a S para todos os receptores. Tem sempre uma mensagem esperando para ser transmitida e o tempo de processamento no transmissor e nos receptores é desprezível.

III. O Protocolo Proposto

O protocolo proposto neste trabalho tem como idéia básica tirar proveito da simplificação que o uso do reconhecimento acumulativo proporciona e evitar o problema de redução de desempenho devido a impossibilidade de se enviar novos pedidos de retransmissões enquanto um processo de recuperação estiver em andamento. A fim de tirar o máximo proveito da retransmissão seletiva e ao mesmo tempo limitar as memórias tanto do transmissor quanto dos receptores, um segundo pedido de retransmissão de uma mesma mensagem (a mensagem B_{e_0}) provoca a retransmissão desta mensagem e a retransmissão contínua a partir da mensagem com número de seqüência S unidades maior que o da mensagem solicitada. Como o protocolo proposto requer uma memória igual a $2S+1$ no transmissor (memória de retransmissão) e igual a $S+1$ nos receptores, este procedimento resulta em um máximo proveito da retransmissão seletiva só utilizando a retransmissão contínua para mensagens que certamente são descartadas por transbordo de memória nos receptores. Toda mensagem com número de seqüência a partir de $B_{e_0}+S+1$ é descartada sempre que recebida antes da recuperação da mensagem B_{e_0} (pelos receptores que receberam B_{e_0} com erro). Além disso, o segundo reconhecimento de quaisquer mensagens com número de seqüência entre $B_{e_0}+1$ e $B_{e_0}+S$ (mensagens $B_{e_i}, 1 \leq i \leq S$) causa apenas a retransmissão desta mensagem, pois o erro na retransmissão destas mensagens não causa transbordo adicional ao causado pelo segundo reconhecimento negativo da mensagem B_{e_0}.

A mensagem de controle convencional de pedido de retransmissão seletiva é denominada SREJ N(R). Ela tem a dupla função de solicitar a retransmissão seletiva da mensagem com número de seqüência N(R) e reconhecer positivamente (como corretamente recebidas) todas as mensagens com número de seqüência menor que N(R). Isto é um fator de degradação de desempenho principalmente em ambientes onde o produto da taxa de transmissão pelo tempo de propagação é elevado, pois não se pode enviar um outro pedido de retransmissão enquanto estiver um processo de recuperação em andamento. Ou seja, o envio de um pedido de retransmissão seletiva SREJ $N_1(R)$, com $N_1(R) > N(R)$, indica que a mensagem com número de seqüência N(R) foi corretamente recebida. A solução para este problema pode ser conseguida eliminando (ou separando em outro campo) a propriedade de reconhecimento acumulativo da mensagem de controle SREJ. No caso de uma solução com uma mensagem de controle de pedido de retransmissão seletiva com dois campos, um dos campos teria a função do reconhecimento positivo acumulativo e o outro a função de reconhecimento negativo individual. Assim, múltiplos pedidos de retransmissão seletiva podem ser enviados por um mesmo receptor agilizando o processo de recuperação de erros.

São definidos três estados para o conjunto de receptores: os estados normal (N), retransmissão seletiva (SR) e Transitório (T).

O conjunto de receptores é dito estar no estado normal quando não existe nenhuma recuperação de erros em andamento e nenhuma mensagem armazenada nas memórias dos receptores aguardando a recuperação de mensagens anteriores. Assim, neste estado, as mensagens são recebidas corretamente e em seqüência sendo prontamente liberadas para os usuários.

O conjunto de receptores passa do estado normal para o estado SR após a recepção de uma mensagem errada por pelo menos um dos receptores. Neste estado, o protocolo funciona com um esquema de retransmissão seletiva ponto-a-multiponto convencional. Armazena-se as mensagens corretamente recebidas e descarta-se as mensagens com erro. Cada receptor, ao detectar uma mensagem errada, simplesmente reserva um espaço na sua memória para a recuperação desta mensagem envia um pedido de retransmissão seletiva (reconhecimento negativo), e passa a processar as mensagens seguintes. Uma transição de volta para o estado normal ocorrerá quando todas as mensagens recebidas com erros forem recuperadas sem que nenhuma delas seja recebida duas vezes com erro pelo mesmo receptor.

O estado T, que é classificado em **ciclos**, começa após a recepção incorreta da primeira retransmissão da mensagem B_{e_0} e só termina após a recuperação das mensagens B_{e_i}.

A análise do rendimento deste protocolo considera um processo semi-markoviano com apenas dois estados: um estado formado pela reunião dos estados N e SR (doravante chamado de estado NS) e o estado T.

Como o rendimento do protocolo é dado pela média ponderada de seu rendimento em cada desses estados, onde os pesos são as probabilidades do conjunto de receptores estar em cada um desses estados, tem-se que:

$$\eta = \frac{K}{L}\left(P(NS)\frac{A_{NS}}{E[t_{NS}]} + P(T)\frac{S+1}{E[t_T]}\right), \qquad (1)$$

onde $P(NS)$ e $P(T)$ são as probabilidades do conjunto de receptores estar nos estados NS e T, respectivamente, e A_{NS} é número médio de mensagens liberadas para os usuários durante o estado NS. Os valores $E[t_{NS}]$ e $E[t_T]$ são os tempos médios de permanência nos estados NS e T, respectivamente (note-se que durante o estado T sempre são liberadas $S+1$ mensagens para os usuários do conjunto de receptores — as mensagens com número de seqüência entre B_{e_0} e $B_{e_0}+S$).

Como não há transições virtuais de um estado para ele mesmo (todas as transições são de um estado para o outro), as probabilidades condicionais de transição são dadas por:

$$P(T \mid NS) = P(NS \mid T) = 1. \qquad (2)$$

Usando-se a equação acima e aplicando-se as propriedades do processo semi-markoviano de parâmetro discreto, calcula-se as probabilidades do conjunto de receptores estar em cada estado. Substituindo-se essas probabilidades e a equação (2) na equação (1), o rendimento pode ser expresso como:

$$\eta = \frac{A_{NS} + S + 1}{E[t_{NS}] + E[t_T]}. \qquad (3)$$

A seguir, é calculado o tempo médio de permanência e o número médio de mensagens liberadas para os usuários durante o estado NS. Como ele só termina após uma mensagem ser recebida com erro na segunda tentativa, o tempo mínimo de permanência neste estado é $S+2$ e este mínimo ocorre quando a primeira mensagem trasmitida é recebida duas vezes com erro. Do mesmo modo, esse tempo de permanência é igual a $S+3$ se a primeira mensagem for recebida corretamente na primeira ou segunda tentativa e a segunda mensagem for recebida com erro duas vezes. E assim sucessivamente. A probabilidade do tempo de permanência no estado NS ser igual a $q(S+1)+k$, para $q \geq 1$ e $k = 1, 2, \cdots, S+1$ é dada por:

$$Pr\{t_{NS} < S+1+1\} = 0$$
$$Pr\{t_{NS} = S+1+1\} = 1 - (1-P_{be}^2)^M$$
$$\vdots$$
$$Pr\{t_{NS} = 2S+2+1\} = P_{bc}^M[(1-P_{be}^2)^M]^S[1-(1-P_{be}^2)^M]$$
$$\vdots$$
$$Pr\{t_{NS} = qS+q+k\} = p_k(q)^{k-1} p_k(q-1)^{S+1-k} p_q(q)$$
$$q \geq 1, 1 \leq k \leq S+1.$$

onde

$$p_k(j) = \begin{cases} 1, \quad j = 0; \\ (1-P_{be}^2)^M, \quad j = 1; \\ P_{bc}^M p_k(j-1) + \left((1-P_{be}^2)^M - P_{bc}^M\right) p_k(j-2), \\ j \geq 2; \end{cases}$$

$$p_q(i) = \begin{cases} 0, \quad i = 0; \\ 1-(1-P_{be}^2)^M, \quad i = 1; \\ P_{bc}^M p_q(i-1) + \left((1-P_{be}^2)^M - P_{bc}^M\right) p_q(i-2), \\ i \geq 2. \end{cases} \qquad (4)$$

A partir dessas probabilidades, calcula-se o tempo médio de permanência no estado NS:

$$E[t_{NS}] = \sum_{i=0}^{\infty} i Pr\{t_{NS} = i\}$$

$$= \sum_{q=1}^{\infty}\sum_{k=1}^{S+1}(qS+q+k) p_k(q)^{k-1} p_k(q-1)^{S+1-k} p_q(q). \qquad (5)$$

O cálculo do número médio de mensagens liberadas para os usuários durante o estado NS será divido em dois casos, de acordo com a duração do tempo de permanência neste estado, conforme abaixo:

a. o tempo de permanência é menor ou igual a $2S+3$;

b. o tempo de permanência é maior do que $2S+3$.

No primeiro caso, o número de mensagens liberadas para o usuário é dado por:

$$A_{NS}(a) = E[t_{NS} \mid t_{NS} \leq 2S+3] - S - 2. \qquad (6)$$

Neste caso, o tempo médio de permanência no estado NS é dado por:

$$E[t_{NS} \mid (a)] =$$

$$\frac{(1-P_{be}^2)^M - [(1-P_{be}^2)^M]^{S+1}(S+1-S(1-P_{be}^2)^M)}{(1-(1-P_{be}^2)^M)\left\{1-[(1-P_{be}^2)^M]^S\left((1-P_{be}^2)^M - P_{bc}^M\right)\right\}}$$

$$+\frac{(S+1)[(1-P_{be}^2)^M]^S P_{bc}^M}{1-[(1-P_{be}^2)^M]^S\left((1-P_{be}^2)^M - P_{bc}^M\right)} + S + 2. \qquad (7)$$

Ou seja,

$$A_{NS}(a) = \frac{(S+1)[(1-P_{be}^2)^M]^S P_{bc}^M}{1-[(1-P_{be}^2)^M]^{S+1} + [(1-P_{be}^2)^M]^S P_{bc}^M} +$$

$$\frac{(1-P_{be}^2)^M - [(1-P_{be}^2)^M]^{S+1}(S+1-S(1-P_{be}^2)^M)}{(1-(1-P_{be}^2)^M)\{1-[(1-P_{be}^2)^M]^{S+1} + [(1-P_{be}^2)^M]^S P_{bc}^M\}}. \qquad (8)$$

No segundo caso, tem-se o seguinte: o tempo de permanência no estado NS até a recepção da primeira transmissão da mensagem B_{e_0} é composto pelo tempo de recepção das seguintes mensagens:

• primeiras transmissões das mensagens com número de seqüência maior ou igual a msg_1 e menor do que B_{e_0} (onde msg_1 é o número da primeira mensagem recebida após a transição para este estado);

• eventuais primeiras retransmissões das mensagens com número de seqüência maior ou igual a msg_1 e menor do que $B_{e_0} - S$ (eventuais retransmissões das mensagens com número de seqüência entre $B_{e_0} - S$ e $B_{e_0} - 1$ são recebidas após a recepção da primeira transmissão da mensagem B_{e_0}).

O número médio de mensagens com número de seqüência entre $B_{e_0} - S$ e $B_{e_0} - 1$ recebidas com erro na primeira transmissão é dado por $S(1-P_{bc}^M)$. Por outro lado, como a transição do estado NS para o GB(N) ocorre sempre $S+1$ unidades de tempo após a recepção da primeira transmissão de B_{e_0}, o tempo médio de permanência no estado NS até o início da recepção da primeira retransmissão de B_{e_0} é dado por: $E[t_{NS}] - S - 2$ (note-se que no momento de

cada transição do estado NS para o GB(N), todas as mensagens com número de seqüência menor do que B_{e_0} já terão sido recebidas corretamente por todos os receptores). Portanto, o número médio de mensagens liberadas para os usuários durante o estado NS no caso (b) acima é tal que:
$A_{NS}(b)P_{bc}^M + 2A_{NS}(b)(1-P_{bc}^M) =$

$$= E[t_{NS} | t_{NS} > 2S+3] - S - 2 + S(1-P_{bc}^M). \qquad (9)$$

Neste caso (b), o tempo médio de permanência no estado NS é dado por:

$$E[t_{NS} \mid (b)] = S + 2 + \frac{\sum_{k=S+2}^{\infty} kPr\{t_{NS} = S+2+k\}}{\sum_{k=S+2}^{\infty} Pr\{t_{NS} = S+2+k\}}. \qquad (10)$$

Ou seja, combinando-se as equações (9) e (10), chega-se a: $A_{NS}(b) =$

$$= \frac{\sum_{k=S+2}^{\infty} kPr\{t_{NS} = S+2+k\}}{(2-P_{bc}^M)\sum_{k=S+2}^{\infty} Pr\{t_{NS} = S+2+k\}} + \frac{S(1-P_{bc}^M)}{2-P_{bc}^M}. \qquad (11)$$

Portanto, o número médio de mensagens liberadas para os usuários durante o estado NS (considerando os dois casos acima) é dado por:
$A_{NS} =$

$$= A_{NS}(a)Pr\{t_{NS} \leq 2S+3\} + A_{NS}(b)Pr\{t_{NS} > 2S+3\}$$

$$= \frac{(1-P_{be}^2)^M - [(1-P_{be}^2)^M]^{S+1}(S+1-S(1-P_{be}^2)^M)}{(1-(1-P_{be}^2)^M)} + (S+1)[(1-P_{be}^2)^M]^S P_{bc}^M + A_{NS}(b)[(1-P_{be}^2)^M]^S\left((1-P_{be}^2)^M - P_{bc}^M\right). \qquad (12)$$

O tempo médio de permanência no estado transitório é determinado analisando-se os ciclos. O primeiro ciclo do estado transitório corresponde às S mensagens recebidas entre as recepções da primeira (que é incorreta) e da segunda retransmissão (pode ser correta ou incorreta) da mensagem B_{e_0}. O último ciclo termina após a recuperação da última mensagem $B_{e_i}, 0 \leq i \leq S$, a ser recuperada. Os ciclos intermediários têm duração de $S+1$ unidades de tempo, o que corresponde ao número de mensagens descartadas. Durante o primeiro ciclo podem ser recebidas mensagens do seguinte tipo (somente após esse ciclo é que são identificadas as mensagens B_{e_i}):

- transmissões de mensagens com número de seqüência maior do que $B_{e_0} + S$. Quanto menor a taxa de erros, maior a probabilidade destas mensagens serem recebidas;
- retransmissões das mensagens com número de seqüência entre $B_{e_0}+1$ e $B_{e_0}+S$;
- transmissões das mensagens com número de seqüência entre $B_{e_0}+1$ e $B_{e_0}+S$.

Durante o segundo ciclo, que começa com a recepção da segunda retransmissão da mensagem B_{e_0}, podem ser recebidas:

- transmissões/retransmissões de mensagens com número de seqüência maior do que $B_{e_0}+S$;
- retransmissões das mensagens $B_{e_i}, 0 \leq i \leq S$.

Se neste segundo ciclo for completada a recuperação de todas as mensagens B_{e_i}, as mensagens com número de seqüência maior do que $B_{e_0}+S$ recebidas neste ciclo não são descartadas e podem ser consideradas parte do próximo estado NS. Neste caso, a duração do ciclo corresponde ao tempo de recepção das mensagens B_{e_i}. Caso contrário, a duração do ciclo é igual a $S+1$. Em cada ciclo adicional são recebidas retransmissões das mensagens B_{e_i} não recuperadas nos ciclos anteriores e transmissões/retransmissões de mensagens com número de seqüência maior do que $B_{e_0}+S$. De modo análogo ao que acontece no segundo ciclo, pode ser considerado que a duração de qualquer último ciclo deste estado é igual ao tempo gasto na recepção das mensagens B_{e_i} não recuperadas nos ciclos anteriores.

Logo, o tempo médio de permanência no estado transitório é dado por:
$E[t_T] =$

$$= S + \sum_{k=1}^{\infty}\Bigg((k-1)(S+1) + \frac{1-(1-P_{be}^{k+1})^M}{1-(1-P_{be}^2)^M} + S\left(P_{bc}^M[1-(1-P_{be}^{k+1})^M] + (1-P_{bc}^M)[1-(1-P_{be}^k)^M]\right)\Bigg) \Bigg\{\left(P_{bc}^M(1-P_{be}^{k+2})^M + (1-P_{bc}^M)(1-P_{be}^{k+1})^M\right)^S \frac{(1-P_{be}^{k+2})^M-(1-P_{be}^2)^M}{1-(1-P_{be}^2)^M} - \frac{(1-P_{be}^{k+1})^M-(1-P_{be}^2)^M}{1-(1-P_{be}^2)^M} \left(P_{bc}^M(1-P_{be}^{k+1})^M + (1-P_{bc}^M)(1-P_{be}^k)^M\right)^S\Bigg\}. \qquad (13)$$

A parcela $(k-1)(S+1)$ corresponde aos ciclos intermediários, enquanto que $[1-(1-P_{be}^{k+1})^M]/[1-(1-P_{be}^2)^M]$ e $S\{P_{bc}^M[1-(1-P_{be}^{k+1})^M] + (1-P_{bc}^M)[1-(1-P_{be}^k)^M]\}$ correspondem ao tempo de recepção das retransmissões das mensagens B_{e_0} e $B_{e_i} (i \geq 1)$, respectivamente.

IV. Resultados Numéricos

A Fig. 1 compara o novo protocolo SR com os esquemas SR de Chandran&Lin e de Towsley&Mithal (com $q = 1$ e $n_1 = 1$) e com os protocolos GB(N) de Towsley e de Gopal&Jaffe. O esquema proposto tem rendimento superior ou igual ao de todos os outros, para quaisquer taxas de erros. Nas altas taxas de erros seu rendimento torna-se igual ao do SR de Chandran&Lin, que nesta região apresenta rendimento igual ao do REJ Estendido. Os resultados mostrados consideram um ambiente com 10 receptores, S = 1024 and L = 6800 bites, que corresponde a uma comunicação de 10 Mbps via satélite ou 150 Mbps via terrestre. Os resultados de vazão do protocolo proposto são maiores ou iguais a todos os outros para qualquer taxa de erro.

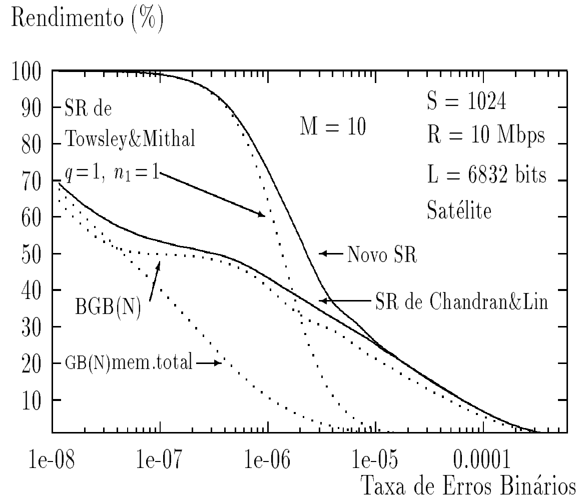

Fig. 1. Comparação do novo SR com outros protocolos ponto-a-multiponto.

A Fig. 2 mostra que a estratégia supera todas as outras para qualquer número de receptores considerando a taxa de erros de 10^{-7}.

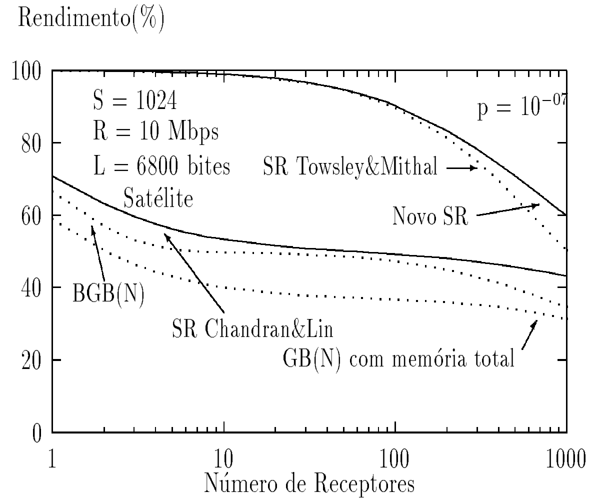

Fig. 2. Comparação do novo SR com outros protocolos, em função do número de receptores.

V. Conclusão

Este artigo apresentou e analisou o desempenho de um protocolo ponto-a-multiponto confiável de meória limitada. Ele apresenta um bom desempenho mesmo em condições adversas de alta taxa de erro. O esquema de recuperação de erros se baseia na retransmissão seletiva e apresenta uma baixa complexidade e baixa carga de processamento.

Os resultados numéricos comprovam que a idéia de retransmissão seletiva acompanhada de da retransmissão contínua dos quadros que seriam descartados por transbordo de memória apresenta um resultados de eficiencia maiores que os obtidos por todos os protocolos existentes de sua categoria considerando qualquer taxa de erro e qualquer numero de receptores.

Os resultados sugerem o uso deste protocolo para aplicações fim a fim que requerem alta confiabilidade.

References

[1] K. Sabnani e M. Schwartz, "Multidestination protocols for satellite broadcast channels", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-33, no. 3, pp. 232–240, março 1985.

[2] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "A Go-Back-N protocol with multicopy retransmission for high speed satellite communications", in *IEEE International Conference on Communications SUPERCOMM/ICC'94*, New Orleans, pp. 859–863, maio 1994.

[3] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "An improved GB(N) ARQ scheme for point-to-multipoint high speed satellite communications", in *IEEE International Symposium on Circuits and Systems ISCAS'94*, London, pp. 3.241–3.244, maio 1994.

[4] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "A point-to-multipoint ARQ scheme with multicopy retransmission for high speed satellite communications", in *IEEE International Telecommunication Symposium ITS'94*, Rio de Janeiro, pp. 357–361, agosto 1994.

[5] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "An accumulative acknowledgment protocol for point-to-multipoint high speed communications", in *IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM94*, San Francisco, pp. 181–185, novembro 1994.

[6] S. R. Chandran e S. Lin, "A selective repeat ARQ scheme for point-to-multipoint communications and its throughput analysis", *ACM Computer Communications Review*, vol. 16, no. 3, pp. 292–301, agosto 1986.

[7] D. Towsley e S. Mithal, "A selective repeat ARQ protocol for a point to multipoint channel", in *IEEE International Conference on Communications INFOCOM'87*, San Francisco, CA, pp. 521–526, abril 1987.

[8] S. R. Chandran e S. Lin, "Selective-repeat-ARQ schemes for broadcast links", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-40, no. 1, pp. 12–19, janeiro 1992.

[9] G. Chesson, "The evolution of XTP", in *Proceeding of Third IFIP WG 6.4 Conference on High Speed Networking*, Berlin, pp. 15–24, março 1991.

[10] M. D. Nunes e O. C. M. B. Duarte, "Implementação de um protocolo multidestinatário configurável", in *VII Simpósio Brasileiro de Arquitetura de Computadores e Processamento de Alto Desempenho*, Canela, RS, pp. 229–245, julho 1995.

[11] S. Lin e P. S. Yu, "An effective error control scheme for satellite communications", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-28, no. 3, pp. 395–401, março 1980.

[12] P. S. Yu e S. Lin, "An efficient selective repeat ARQ scheme for satellite channels and its throughput analysis", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-29, no. 3, pp. 353–363, março 1981.

[13] M. J. Miller e S. Lin, "The analysis of some selective repeat ARQ schemes with finite receiver buffer", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-29, no. 9, pp. 1307–1315, setembro 1981.

[14] E. Weldon, "An improved selective repeat ARQ strategy", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-30, no. 3, pp. 480–486, março 1982.