Mecanismos com Prioridades para Escalabilidade e Alto Desempenho em Comunicações Multiponto Confiáveis

Daniel Antunes Maciel Villela — `daniel@gta.ufrj.br`

Otto Carlos Muniz B. Duarte* — `otto@gta.ufrj.br`

Grupo de Teleinformática e Automação – GTA
COPPE/EE - Programa de Eng. Elétrica/Departamento de Eletrônica
Universidade Federal do Rio de Janeiro
C. P. 68504 - CEP 21945-970 - Rio de Janeiro - RJ - Brasil
http://www.gta.ufrj.br

Resumo

A escalabilidade em comunicações multiponto confiáveis é fundamental visto o crescimento de aplicações distribuídas, baseadas em interconexão de redes e com proporções globais. Este trabalho apresenta um esquema de prioridades aplicado a protocolos multidestinatários confiáveis, possibilitando três modelos genéricos de protocolos em diferentes abordagens. A análise de desempenho destes protocolos é realizada. Os resultados mostram que a adoção de esquema de prioridades permite maior grau de robustez frente a possíveis variações no estado da rede e do sistema de comunicação. Observa-se que a variação do atraso médio experimentado sob este esquema é pequena quando há aumento de probabilidade de perda de pacotes e aumento da taxa de geração de pacotes nos transmissores. O atraso médio revela-se também bastante insensível ao aumento do número de receptores participantes do sistema multiponto.

palavras-chave: escalabilidade, protocolos multiponto confiáveis, avaliação de desempenho.

Abstract

Scalability in reliable multicast communications is primordial, since there is a large growth of distributed applications, based on internetworking and with global dimensions. This paper presents a priority scheme applied to reliable multicast protocols, resulting in three different generic models. The performance evaluation for these protocols is established. The results show that priority scheme gives more robustness facing possible variations in network states. There is a slight difference for the mean delay experimented under this scheme, when an increase in loss probability or in packet generating rate at senders occurs. The mean delay has also little sensibility with raise of number of participants in the multicast system.

keywords: scalability, reliable multicast protocols, performance evaluation.

1 Introdução

Atualmente, a escalabilidade em sistemas de comunicação multiponto é fundamental, pois crescem o número de aplicações e número de participantes destes sistemas. O crescimento e interconexão das redes a nível mundial permite uma troca de dados intensa entre

*Este trabalho foi realizado com recursos da UFRJ, FUJB, PROTEM-CC, CNPq, CAPES e COFECUB.

grupos integrados e espalhados. As redes de alta velocidade e o crescimento da utilização de multimídia em estações de trabalho aumenta cada vez mais a demanda por aplicações distribuídas. A necessidade de confiabilidade se faz presente, por exemplo, em aspectos econômicos, onde a transferência da informação global representa importante recurso. É importante também o desempenho final sob ponto de vista da qualidade de serviço proporcionada como também da utilização de recursos limitados existentes nos canais de comunicação. Por isso, há uma necessidade de protocolos de transporte que sejam confiáveis, eficientes e sejam perfeitamente escaláveis em relação ao número de participantes.

Algumas aplicações que preenchem estes requisitos já podem ser apontadas. A Internet, rede mundial de computadores, exemplifica o nível de interconexão possível entre os mais variados sistemas e também como meio de circulação de comunicações globais. O MBone [1] encontra-se sobre esta plataforma e opera em multiponto permitindo aplicações como conferências em *whiteboard* e com grande número de usuários. Destacam-se, também, outras aplicações como: disseminação de informação em geral, como notícias de jornais ou atualização de programas; simulações distribuídas com troca de informações; replicação de informações sobre a *World Wide Web* (*Web caching*); e transferência de arquivos.

O requisito de confiabilidade exige informações de confirmação nas transferências de dados como os reconhecimentos (*acknowledgements*) que são retornados ao transmissor e que podem ocorrer de duas formas básicas: reconhecimento positivo, denominado ACK e reconhecimento negativo, NAK. À medida que o crescimento dos grupos em comunicação gera número alto de participantes nas aplicações envolvidas, a quantidade de reconhecimentos pode-se tornar muito alta acarretando uma sobrecarga para os transmissores. Trata-se do problema de implosão de reconhecimentos que pode gerar dois efeitos nocivos ao desempenho do sistema. Um primeiro diz respeito às limitações existentes nos transmissores, pois a implosão leva a um *overhead* em processamento de forma que provoca atraso no envio dos dados. Um segundo efeito está relacionado ao excesso de recursos, como largura de faixa e espaço em *buffer*, necessários para comportar todo este tráfego gerado.

Busca-se uma solução no sentido de diminuir a quantidade de reconhecimentos gerados e, com isso, reduzir ou mesmo eliminar os efeitos relacionados ao problema da implosão. Alguns autores propõem hierarquias como topologias de árvore e anel [2, 3, 4] e divisão em grupos locais [5, 6]. Biersack *et al.* propõem a utilização da recuperação por retransmissão (*Automatic Repeat Request* - ARQ) associada à correção automática (*Forward Error Control* - FEC) em um esquema conhecido como ARQ híbrido [7, 8]. Em De Lima e Duarte [9] uma estratégia ARQ com *selective repeat* é analisada para comunicações ponto a multiponto. Floyd *et al.* [10] introduzem o conceito de enquadramento a nível de aplicação (*Application Level Framing* - ALF). Nunes e Duarte [11] apresentam a utilização de ALF e suporte a mobilidade em um protocolo multidestinatário. Pingali, Kurose e Towsley fazem uma análise de modelos para protocolos multidestinatários confiáveis em uma comparação de protocolos orientados pelo transmissor, orientados pelo receptor e com um mecanismo de supressão de NAKs, proposto inicialmente em [12, 10]. Seu estudo baseia-se em análise de vazão dos protocolos. Yamamoto, Kurose e Towsley [13] realizam o estudo destes modelos para análise de atraso.

Este trabalho realiza uma análise relativa ao atraso gerado em protocolos multiponto confiáveis. De modo a reduzir efeitos causados por variações em estados da rede como, por exemplo, alteração de número de participantes do sistema de comunicação, é proposto um esquema de prioridades a ser utilizado pelos participantes de um sistema multiponto. Este esquema e paradigmas comuns para implementação de tais sistemas são utilizados para definição de três protocolos genéricos, que estão baseados nos modelos propostos em [14, 13] para efeito de comparação. A avaliação de desempenho destes protocolos é efetuada, visando-se o atraso gerado em sistemas que os utilizem. Algumas comparações são efetuadas a fim de mensurar efeitos proporcionados pela adoção de classes de prioridades. Com a análise efetuada, torna-se possível o conhecimento das conseqüências em desempenho e escalabilidade por meio do atraso médio gerado nas diferentes abordagens.

Neste trabalho, a seção 2 descreve a proposta do esquema de prioridades e os três modelos de protocolos que a utilizam sob diversas abordagens. Em seguida, na seção 3, é realizada a análise de desempenho dos protocolos em questão. Na seção 4, são apresentados resultados numéricos obtidos a partir desta análise. Por fim, a seção 5 apresenta as principais conclusões.

2 Protocolos Multiponto Confiáveis com Prioridades

A implementação de protocolos multiponto confiáveis possui importantes requisitos como confiabilidade, desempenho e escalabilidade. A confiabilidade está presente de forma intrínseca pela própria natureza do protocolo.

O desempenho se traduz em conceitos como atraso e vazão. Portanto, assegurar desempenho está relacionado a garantias mínimas de atraso na transferência dos dados e/ou na vazão proporcionada.

A escalabilidade assume importante papel pois permite-se o surgimento e um crescimento de aplicações em que a quantidade de participantes é grande e crescente. Portanto, é mister o projeto de protocolos que assegurem este crescimento sem penalizar o desempenho proporcionado aos grupos que fazem uso destas aplicações. Dito de outra forma, os protocolos devem ser totalmente insensíveis ou pouco sensíveis ao aumento do número de participantes.

Com o objetivo de avaliar aspectos relevantes à implementação de protocolos, Pingali *et al.*[14] definiram três modelos genéricos e desenvolveram uma análise de vazão obtida nestes modelos. Cada um apresenta características presentes em protocolos existentes. A análise desenvolvida permite uma observação a nível quantitativo das diferentes abordagens sob ponto de vista da escalabilidade alcançada.

Neste trabalho, será apresentada a introdução de prioridades entre os fluxos de dados e informação de reconhecimentos (ACKs/NAKs). Serão tomados como base os protocolos genéricos apresentados em [14] para efeito de análise e comparação. Utilizando uma política de diferenciação entre os dois fluxos, pretende-se obter maior grau de escalabilidade, observando-se o requisito de atraso médio.

A seguir são apresentados os protocolos que serão analisados.

2.1 Protocolos orientados pelo transmissor

Em protocolos orientados pelo transmissor, a cada pacote recebido corretamente o receptor deve retornar um reconhecimento positivo ao transmissor que mantém informação sobre ACKs recebidos dos receptores em uma lista. Caso não receba os devidos reconhecimentos de um determinado pacote por todos os receptores dentro de um certo intervalo de tempo, deverá iniciar retransmissões para os destinatários que não enviaram esta resposta. São utilizados temporizadores para a determinar a retransmissão de pacotes.

A orientação pelo transmissor aparece em vários protocolos ponto-a-ponto confiáveis tradicionais. Explicitamente, as regras que governam o protocolo genérico orientado pelo transmissor são:

- sempre que o transmissor transmite ou retransmite um pacote, o faz em direção a todos os receptores e instancia um temporizador associado a este pacote;
- sempre que o receptor recebe um pacote corretamente, transmite um ACK em resposta ao emissor em uma conexão ponto-a-ponto;
- sempre que o temporização associada a um pacote expirar, dará início a sua retransmissão em multiponto aos receptores;

- ao receber ACKs, o emissor realiza seus devidos tratamentos se não há pacotes de dados a serem transmitidos. Caso contrário, atende inteiramente o fluxo de dados existente em seu *buffer*, para só então realizar o tratamento aos reconhecimentos.

Quanto a tratamento dos ACKs, entende-se a verificação de número de sequência e de número de receptores para alteração em lista de controle do protocolo localizada no emissor.

Denota-se este protocolo genérico por simplesmente **TP** (orientado pelo transmissor, com prioridades). Como se constata, o método de retransmissão empregado é o chamado retransmissão seletiva (*selective repeat*). No entanto, com a introdução de prioridades entre fluxos será dada maior prioridade a fluxos de pacotes de dados em relação ao de reconhecimentos. Este modelo pode ser relacionado com o protocolo **A** descrito em [14] que é controlado por transmissor mas dispensa mesmo tratamento aos vários fluxos.

2.2 Protocolos orientados pelo receptor

Uma outra abordagem, distinta da anterior, coloca nos receptores a responsabilidade pela confiabilidade da tranferência dos dados. O transmissor irá transmitir pacotes até que receba um reconhecimento negativo (NAK) por parte de um receptor, indicando que o pacote foi recebido com erro ou simplesmente não chegou. Neste caso, ao emissor caberá retransmitir o pacote. A operação efetuada nos receptores para deteção de pacotes perdidos baseia-se em duas possibilidades. Primeiramente, um receptor pode constatar perda de pacote por lacuna na numeração de sequenciamento dos pacotes. Ou, ainda, quando uma retransmissão é requisitada, associa-se um temporizador para o pacote desejado. Se o período de temporização expirar, o receptor enviará reconhecimento negativo ao transmissor. Haverá fluxos de dados a serem transmitidos e NAKs recebidos a serem tratados no transmissor. Mais uma vez, os fluxos de dados recebem maior prioridade do que reconhecimentos que são tratados apenas quando não há pacotes de dados a serem transmitidos.

Um novo modelo genérico de protocolo, denominado **RP** (orientado pelo receptor, com prioridades), seguindo esta nova abordagem pode ser definido como:

- o transmissor transmite todos os pacotes em multiponto;
- sempre que o receptor detetar um pacote perdido, transmitirá um NAK ao emissor em uma canal ponto-a-ponto e dará partida a um temporizador associado a este pacote;
- a expiração de determinado temporizador associado a um pacote anterior ao seu recebimento será traduzida em deteção de perda de pacote;
- um NAK recebido é tratado pelo emissor se não houver dados a serem transmitidos. Caso contrário, aguarda o fim da transmissão do fluxo de pacotes da dados para receber seu tratamento.

2.2.1 Supressão de NAKs

No protocolo descrito acima, cada receptor envia um pedido de retransmissão (NAK) para cada pacote recebido. Logo, em ambientes com muitos receptores, o número de NAKs enviados ao emissor será elevado. Se for suposta que a deteção de perda de um determinado pacote em um receptor muito provavelmente ocorrerá para outros receptores, haverá um número de NAKs gerados igual ao de deteções. Ou seja, chega ao transmissor vários pedidos de retransmissão (NAK) para o mesmo pacote. Se for considerado que tal quantidade de NAKs origina-se de uma mesma informação (todos correspondem ao mesmo pacote), será interessante um mecanismo que reduza este número, eliminando informações redundantes. Ramakrishnan e Jain [12] propuseram um esquema de supressão de NAKs para redes locais

(LANs). Este mecanismo é usado também por Floyd e Jacobson [10] com o mesmo intuito em WANs e pode ser descrito de maneira simples. Os receptores, ao transmitirem um NAK, o fazem em multiponto de tal forma que todos os participantes do sistema terão condições de perceber o pedido de retransmissão. Entretanto, o envio de NAK não é feito de forma imediata, pois determina-se um intervalo de tempo aleatório para que isto aconteça a partir da deteção da perda de um pacote. Se os demais receptores receberem um NAK de outro receptor, enquanto estão prontos para enviarem seus NAKs e aguardam durante seus respectivos períodos aleatórios de tempo, irão suspender a transmissão de seu próprio NAK. Com isto, obtém-se o efeito de redução de carga de NAKs colocados na rede em respostas. Novamente, aplica-se o conceito de prioridades a fluxos de modo a garantir maior prioridade ao fluxo de dados em relação aos NAKs.

Desta forma, pode-se definir um novo protocolo genérico, orientado pelo receptor, que faz uso do mecanismo de supressão de NAKs e do esquema de prioridades. Será denotado **RPS** (orientado pelo receptor, com prioridades e supressão de NAKs) e pode-se, resumidamente, descrevê-lo como:

- o transmissor envia pacotes a todos os receptores em canal multiponto;
- sempre que um receptor detetar perda de um pacote, aguardará por um intervalo de tempo aleatório para transmitir o NAK, sendo que o fará a todos os participantes do sistema em multiponto;
- no instante em que envia o NAK, o receptor dá partida a um temporizador associado ao pacote requisitado;
- durante o intervalo aleatório de tempo, se receber de outro receptor um NAK para o mesmo pacote, suspenderá a transmissão de seu próprio NAK e iniciará uma temporização como procederia se ele próprio o enviasse;
- a expiração de temporização associada a determinado pacote sem seu recebimento significará deteção de perda do pacote;
- um NAK, ao ser recebido por um receptor, será tratado se não houver pacotes de dados sendo recebidos, ou seja, em *buffer*. Caso contrário, deverá aguardar o momento em que o *buffer* estiver vazio;
- da mesma forma que ocorre para receptores, em caso de atendimento de fluxo de dados em *buffer*, somente após o término do fluxo será possível o tratamento dos reconhecimentos negativos.

Neste trabalho, o escalonamento por prioridades proposto é adotado para definição dos protocolos **RP** e **RPS** que, da mesma forma que o protocolo **TP**, podem ser relacionados com os protocolos **N1** e **N2**, respectivamente, apresentados em [14], que apresentam os conceitos de controle por receptores e supressão de NAKs, mas não fazem diferença entre fluxos observados nos protocolos.

2.3 Disciplina de Serviço com Prioridades

Como já foi explicitado, o mecanismo de prioridades para dois fluxos privilegia um fluxo em detrimento do outro fluxo. Refere-se a estes fluxos como as classes de prioridades existentes. A disciplina de serviço determina atendimentos sempre à classe de maior prioridade no caso de haver trabalho a ser realizado nas duas classes. Para uma classe isoladamente, o atendimento é efetuado segundo disciplina simples FCFS (*First Come First Served*), ou seja, pela ordem de chegada dos pacotes. Portanto, nos instantes em que há apenas um fluxo presente, o atendimento ocorre por ordem temporal. No entanto, quando o participante do sistema multiponto atender mais de um tipo de fluxo, será obedecida a hierarquia determinada. Pode ocorrer durante atendimento de um pacote do fluxo menos prioritário, a chegada de pacote pertencente ao fluxo mais privilegiado. Há, então, duas possibilidades.

Em uma primeira, o atendimento ao pacote em serviço é interrompido. Em uma segunda, mesmo possuindo maior prioridade, o pacote deverá esperar pelo término do serviço iniciado. O primeiro é dito preemptivo, enquanto o segundo é não preemptivo [15]. Os fluxos podem ser visualizados em um modelo de filas, em que, para uma única fila e um servidor, a classe mais prioritária é localizada sempre em primeiro lugar, enquanto a outra posiciona-se posteriormente. De outro modo, outra opção é tratar o sistema como sendo composto por duas filas com disciplina FCFS, em que uma delas é mais prioritária e será privilegiada no caso de nenhuma das duas estarem vazias (figura 1).

Alguns comentários podem ser colocados a respeito da adoção para estes protocolos de um esquema de prioridades para os vários fluxos. O objetivo é priorizar o fluxo de dados em relação ao fluxo de reconhecimentos.

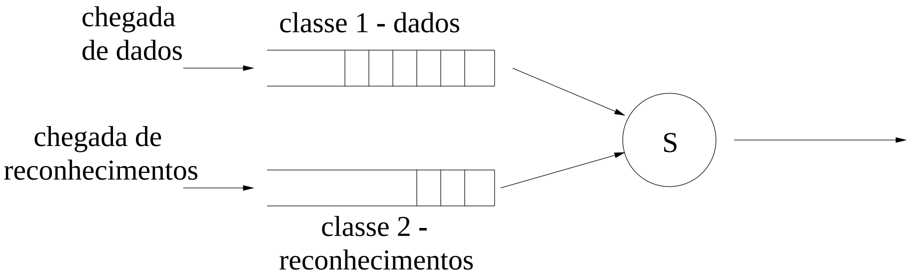

Figura 1: Visualização do esquema de prioridades em duas filas.

Sem prioridades os participantes do sistema de comunicação multiponto dispensam tratamento indistinto aos vários fluxos. Para protocolos que utilizam NAKs, com o aumento de reconhecimentos na rede de forma geral, por algum motivo como, por exemplo, aumento da taxa de perda de pacotes, a carga de reconhecimentos a serem tratados pelos vários pontos distribuídos aumentará inevitavelmente. Entretanto, o fluxo de dados permanece o mesmo. Como o tratamento dispensado aos dois fluxos é igual, o que efetivamente acontecerá será a perda de desempenho para o fluxo de dados. Alguns parâmetros importantes como atraso médio nas transmissões podem ter seus valores afetados drasticamente. O mesmo efeito pode ser vislumbrado para um possível aumento no número de receptores. Há, da mesma forma, um aumento de reconhecimentos na rede com degradação de desempenho para o fluxo de dados. Por isso, este esquema é altamente indesejável sob ponto de vista de escalabilidade.

Um esquema com prioridades ao fluxo de dados permite que seu tratamento seja mais insensível a possíveis alterações no comportamento do sistema. Existem várias formas de se implementar prioridades a fluxos. O objetivo consiste em poder atender ao fluxo de dados de modo que possa ser escoado da mesma forma que seria se em condições mais favoráveis, garantindo alguns parâmetros mínimos importantes para a qualidade de serviço de aplicações.

Como se observa, a introdução do esquema de prioridades proposto permite menor sensibilidade a alguns fatores como variação em número de receptores o que é um dos objetivos a serem alcançados para solução do problema da escalabilidade. As prioridades foram consideradas sem preempção. As seções seguintes apresentam em detalhes o modelo proposto com a análise de atraso para cada um dos três diferentes protocolos genéricos.

3 Análise de Desempenho

Neste trabalho, é enfocada particularmente a análise de atraso gerado pelos protocolos de transporte confiáveis. Este parâmetro compreende o intervalo de tempo decorrido desde a chegada do pacote ao *buffer* do transmissor até sua recepção correta e completa pelo receptor sob os protocolos **TP**, **RP** e **RPS**. O atraso sofrerá influência de fatores como atraso de propagação fim-a-fim, probabilidade de perda de pacote, tempos de processamento tanto no transmissor como no receptor e ainda alguns parâmetros dos protocolos como o tempo aleatório gerado no protocolo RPS pelo mecanismo de supressão de NAKs.

A análise apresentada assume algumas premissas. O grupo de participantes que compõe o sistema de comunicação multiponto é formado por um transmissor e R receptores. Os pacotes novos a serem enviados aos receptores são gerados no transmissor de acordo com um processo de Poisson com taxa λ. A probabilidade de perda de um pacote de dados enviado por um transmissor a um receptor é p. Esta probabilidade é a mesma para todos os receptores. As perdas de pacotes são assumidas independentes no espaço e no tempo, ou seja, independem dos receptores e de alguma eventual perda de pacote ocorrida anteriormente. Assume-se, ainda, que os reconhecimentos nunca são perdidos. O atraso de propagação entre o transmissor e cada um dos receptores possui valor τ, que é o mesmo para todos os participantes do sistema de comunicação multiponto.

O tempo de processamento necessário para o devido tratamento a pacotes de dados é uma variável aleatória X. Da mesma forma, o tempo necessário para processar um reconhecimento, seja ACK ou NAK, seja para enviar ou receber, é outra variável aleatória chamada Y. Estas variáveis aleatórias X e Y possuem médias $E[X]$ e $E[Y]$ e segundos momentos $E[X^2]$ e $E[Y^2]$, respectivamente.

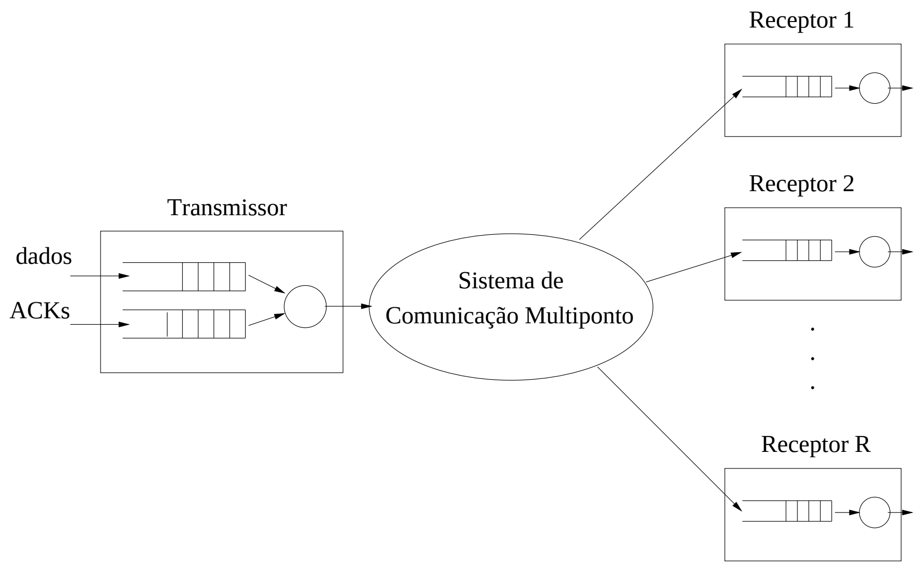

Figura 2: Sistema sob operação do protocolo TP.

Pode ser definida a váriavel aleatória $M_i^{(r)}$ correspondente ao número de vezes que um pacote de dados deve ser transmitido até que seja corretamente recebido pelo receptor i. A distribuição desta váriavel aleatória é geométrica. Sua função de densidade de probabilidade pode ser escrita como $P(M^{(r)} = m) = (1-p)p^{m-1}$, $m \geq 1$, com média $E[M^{(r)}] = \frac{1}{1-p}$.

Estendendo este raciocínio a todos os receptores, pode-se definir a variável aleatória M, equivalente ao número de transmissões necessárias para que um pacote de dados seja recebido por todos os receptores corretamente. Portanto, M está relacionada com $M^{(r)}$ por $M = max[M_i^{(r)}]$, $1 \leq i \leq R$. A função de distribuição de M e sua média são dadas por:

$$P(M \leq m) = P(M^{(r)} \leq m)^R = (1-p^m)^R \text{ e } E[M] = \sum_{m=1}^{\infty}(1-(1-p^{m-1})^R). \qquad (1)$$

De posse destes dados, pode-se estudar os atrasos observados nos três modelos de protocolos propostos, **TP**, **RP** e **RPS**.

3.1 Atraso para protocolo TP

Serão calculados, inicialmente, os tempos de espera de pacotes de dados em *buffer* para o protocolo **TP**. Para o transmissor, há dois fluxos a serem processados. Primeiramente, há o fluxo de pacotes de dados a serem transmitidos, seja pela primeira vez ou em retransmissão. Como foi anteriormente definido, a taxa de geração de pacotes novos é λ. A taxa de pacotes retransmitidos devido a estouro de temporizador será equivalente a $\lambda(E[M]-1)$. Portanto, o fluxo de dados será denotado por λ_d^T, com valor dado pela soma destas taxas, ou seja, $\lambda_d^T = \lambda E[M]$. Como os pacotes possuem tempos de processamento dados pela variável aleatória X, a carga de dados submetida ao transmissor é dada por

$$\rho_d^T = \lambda E[M]E[X]. \qquad (2)$$

Há, também, o fluxo de reconhecimentos. A taxa de chegada de ACKs será denotada λ_a^T, com valor $\lambda RE[M](1-p)$. Lembrando que a variável aleatória Y corresponde ao tempo de processamento de um ACK, pode-se escrever a carga introduzida ao transmissor pelo fluxo de ACKs como

$$\rho_a^T = \lambda RE[M](1-p)E[Y]. \qquad (3)$$

Logo, a carga total entregue ao transmissor é obtida pela soma de ρ_d^T e ρ_a^T, denotada por

$$\rho_{TP}^T = \lambda RE[M](1-p)E[Y] + \lambda E[M]E[X]. \qquad (4)$$

Vale, ainda, lembrar que impõe-se ao transmissor uma diferenciação entre os fluxos de modo que o fluxo de dados é mais prioritário do que o fluxo de ACKs, segundo disciplina já anteriormente explicitada. Como estes processos são Poisson e assume-se que os tempos de serviço são variáveis aleatórias independentes, modela-se este sistema como uma fila M/G/1 com prioridades. Pode-se, portanto, estabelecer as relações para tempo de espera em fila apresentadas em [15, 16]. Com isso, o tempo de espera para pacotes de dados em *buffer* é

$$E[W_{TP}^{Td}] = \frac{\lambda_d^T E[X^2] + \lambda_a^T E[Y^2]}{2(1-\rho_d^T)} \, . \qquad (5)$$

De forma mais simples, nos receptores há apenas um fluxo ocasionado por chegada de dados. Sua taxa é denotada por $\lambda^R = \lambda E[M](1-p)$. Sabendo-se que o recebimento correto de pacote de dados será seguido por transmissão de ACK, o tempo de processamento necessário será $X+Y$. Por conseguinte, a carga de trabalho no receptor é $\rho^R = \lambda E[M](1-p)(E[X]+E[Y])$. Mais uma vez, assumindo-se que as chegadas ocorrem segundo processo de Poisson, encontra-se o tempo médio de espera para um pacote no *buffer* de recepção pela equação de Pollaczec-Kinchin [17]:

$$E[W_{TP}^R] = \frac{\lambda^R(E[X^2]+E[Y^2]+2E[X]E[Y])}{2(1-\rho^R)}. \qquad (6)$$

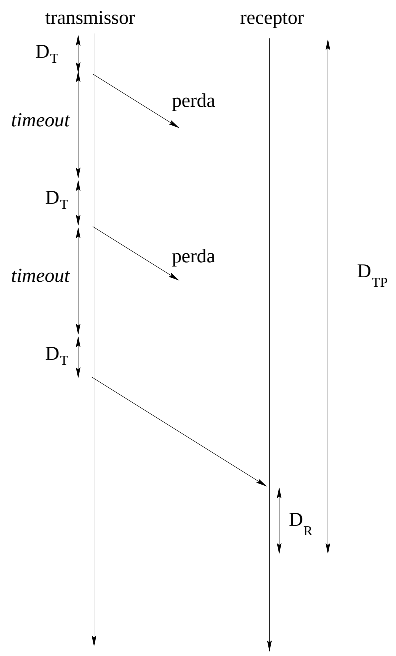

Figura 3: Operação possível para o protocolo TP.

O exemplo da figura 3 mostra uma possível operação realizada por este esquema. Nesta figura, as váriaveis D_T e D_R correspondem ao tempo de espera em *buffer* somado ao tempo de processamento no transmissor e no receptor, respectivamente. O intervalo de tempo reservado pelo temporizador será T_T. O tempo médio decorrido entre a chegada de um pacote ao *buffer* do transmissor e a recepção completa e com sucesso pelo receptor é denotada por D_{TP}. Observando-se que a probabilidade de um receptor escolhido precisar de exatamente j transmissões é $p^{j-1}(1-p)$ e que o atraso de propagação é τ, pode-se obter D_{TP}:

$$
\begin{aligned}
E[D_{TP}] &= \left(\sum_{j=1}^{\infty} p^{j-1}(1-p)(j(E[W_{TP}^{T}] + E[X]) + (j-1)T_T) \right) \\
&\quad + \tau + E[W_{TP}^{R}] + E[X] \\
&= \frac{(E[W_{TP}^{Td}] + E[X] + pT_T)}{(1-p)} + \tau + E[W_{TP}^{R}] + E[X].
\end{aligned}
$$

3.2 Atraso para protocolo RP

Para a análise do protocolo **RP** será seguido o mesmo raciocínio desenvolvido para o protocolo **TP**, pois serão calculados os tempos de espera, para, em seguida, obter o tempo total decorrido entre a chegada do pacote ao *buffer* do transmissor e a recepção com sucesso pelo transmissor.

O transmissor processa mais uma vez dois fluxos. O primeiro, referente a pacotes de dados, é composto por transmissões de dados novos, denotado por λ_t^S, com valor λ. O segundo será composto por NAKs de modo que alguns destes NAKs irão determinar retransmissões e outros, ao contrário, não as geram. A taxa de chegada de NAKs que determinam retransmissão de pacotes e a taxa de chegada do conjunto restante de NAKs são, respectivamente,

$$\lambda_r^T = \lambda(E[M] - 1) \text{ e } \lambda_n^T = \lambda(E[M^{(r)}] - E[M] - R + 1). \tag{7}$$

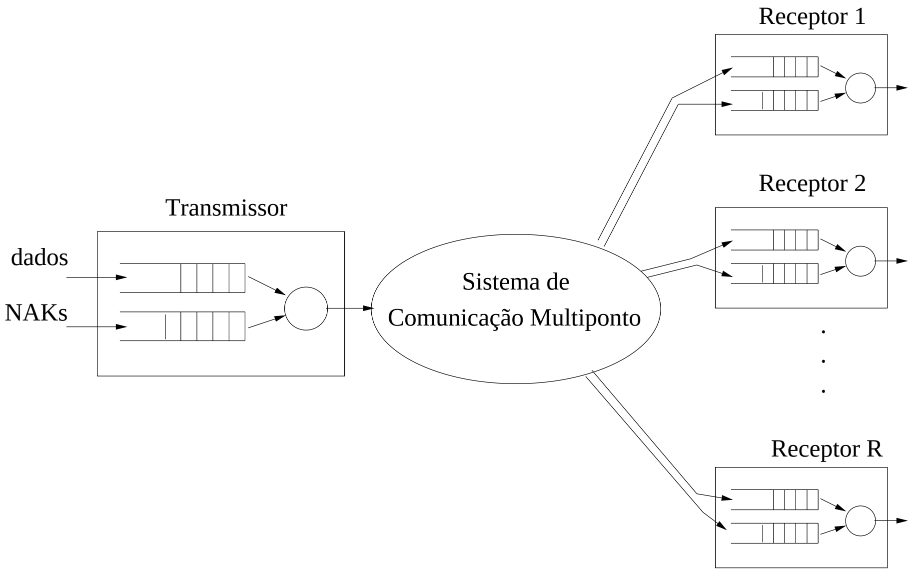

Figura 4: Sistema sob protocolo RP.

Para o fluxo de dados, o tempo de processamento de um pacote corresponde a variável aleatória X. Com isso, da mesma forma que foi feito para o protocolo **TP**, pode-se calcular a carga sumetida ao transmissor devida a este fluxo. Será então dada por

$$\rho_d^T = \lambda E[X]. \tag{8}$$

Os NAKs que geram retransmissões determinam um processamento no transmissor de acordo com a soma $X + Y$, enquanto a outra parcela de NAKs determina processamento simples com tempo Y. Logo, a carga imposta pelo fluxo de NAKs recebidos pelo transmissor é equivalente a

$$\rho_n^T = \lambda R(E[M^{(r)}] - 1)E[Y] + \lambda(E[M] - 1)E[X]. \tag{9}$$

Como o fluxo de dados possui prioridade superior ao fluxo de reconhecimentos, obtém-se, analogamente ao protocolo **TP**, os tempos médios de espera de um pacote de dados e de um reconhecimento no transmissor:

$$E[W_{RP}^{Td}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2] + \lambda_r^T (E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y]) + \lambda_n^T E[Y^2]}{2(1 - \rho_d^T)} \text{ e} \tag{10}$$

$$E[W_{RP}^{Tn}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2] + \lambda_r^T (E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y]) + \lambda_n^T E[Y^2]}{2(1 - \rho_d^T)(1 - \rho^T)}, \tag{11}$$

onde $\rho^T = \rho_d^T + \rho_n^T$.

Para o receptor, há igualmente dois fluxos distintos. Um corresponde a chegada de dados enviados pelo transmissor e o outro devido aos NAKs gerados pelo próprio receptor. Suas taxas de chegada são, respectivamente,

$$\lambda_d^R = \lambda E[M](1 - p) \text{ e } \lambda_n^R = \lambda(E[M^{(r)}] - 1). \tag{12}$$

Os respectivos tempos de serviço são X e Y. Com isso, pode-se obter a carga de dados recebida pelo receptor como $\rho_d^R = \lambda E[M](1 - p)E[X]$ e para NAKs, $\rho_n^R = \lambda(E[M^{(r)}] - 1)E[Y]$. Os tempos médios de espera em *buffer* no receptor serão

$$E[W_{RP}^{Rd}] = \frac{\lambda_d^R E[X^2] + \lambda_n^R E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)} \text{ e} \tag{13}$$

$$E[W_{RP}^{Rn}] = \frac{\lambda_d^R E[X^2] + \lambda_n^R E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)(1-\rho^R)} \ . \tag{14}$$

A figura 5 mostra um possível comportamento de um pacote de dados em transmissão com o protocolo **RP**. Para a análise do tempo total decorrido entre a chegada de um pacote ao *buffer* do transmissor até o completo recebimento por parte de um receptor tomado aleatoriamente, pode-se observar duas fases distintas na operação executada pelo protocolo.

Há um tempo correspondente à primeira fase que ocorre desde a chegada do pacote em *buffer* de transmissão até o momento em que o receptor percebe a perda do pacote e envia o reconhecimento negativo. Para que a perda do pacote seja detetada pelo receptor, faz-se necessário que um pacote subseqüente seja recebido com sucesso por este mesmo receptor, quando, então, poderá notar a falta de pacotes e requisitar sua retransmissão .

A operação prossegue com a fase de recuperação do pacote. Nesta etapa, o receptor já enviou o NAK e aguarda pela retransmissão. Pedirá novas retransmissões sucessivamente sempre que ocorrer estouro de temporizador associado ao pacote até que receba com sucesso o pacote requisitado.

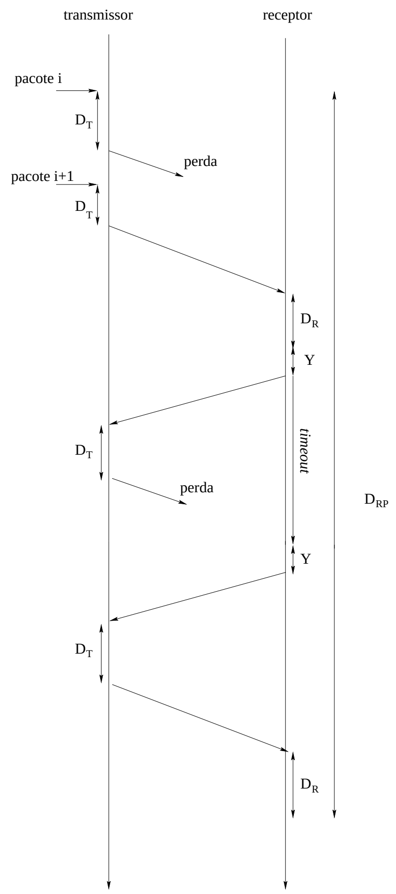

Figura 5: Possível operação para o protocolo RP.

Para obter o atraso proporcionado pela primeira fase, para um pacote i anotado como perdido pelo receptor tomado aleatoriamente, devemos definir K como a variável aleatória que designa o número de receptores que também perderam o pacote i. Isto decorre do fato de que esta fase inicial termina quando algum dos $K+1$ receptores receber corretamente um pacote com número de seqüencia mais alta, pois requisitará retransmissão dando início à fase seguinte. Dado que $K=k$, a probabilidade condicional para L, variável aleatória que denota o número de pacotes subseqüentes ao pacote i que são perdidos pelo conjunto de $K+1$ receptores, é

$$P(L=l \mid K=k) = p^{l(k+1)}(1-p^{k+1}), l=0,\ldots; k=0,\ldots,R-1 \tag{15}$$

e sua média $E(L|\, K=k) = p^{k+1}/(1-p^{k+1})$.

Com isto, pode-se calcular a primeira parcela do atraso correspondente a esta fase. Como o $(L+1)$-ésimo pacote é recebido com sucesso por um dos receptores, será necessário ainda considerar o seu atraso de propagação, o tempo de permanência em *buffer* do receptor e o tempo de processamento do próprio pacote e do NAK referente ao pacote detetado como perdido. Por isso, esta primeira parcela é expressa por

$$\begin{aligned} E[D^{'}_{RP}] &= \sum_{k=0}^{R-1} \binom{R-1}{k} p^k(1-p)^{R-k-1}\frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} \\ &\quad + E[W^{Td}_{RP}] + E[W^{Rd}_{RP}] + \tau + 2E[X] + E[Y]. \end{aligned}$$

Resta calcular a segunda parcela componente do atraso, referente a segunda fase. E observando-se a figura 5, nota-se que esta fase possui operação análoga a que é executada para o protocolo **TP**. Para o protocolo **RP**, será o receptor que enviará NAKs e colocará temporizadores associados aos pacotes requisitados até que os receba corretamente. Por isso, pode-se escrever esta segunda parcela:

$$\begin{aligned} E[D^{''}_{RP}] &= \left(\sum_{j=1}^{\infty} p^{j-1}(1-p)(j-1)(T_R + E[W^{Rn}_{RP}] + E[Y])\right) \\ &\quad + 2\tau + E[W^{Td}_{RP}] + E[X] + E[W^{Rd}_{RP}] + E[X] \\ &= \frac{p(T_R + E[W^{Rn}_{RP}] + E[Y])}{(1-p)} + E[W^{Sd}_{RP}] + E[W^{Rd}_{RP}] + 2(E[X]+\tau). \end{aligned}$$

Finalmente, pode-se obter o atraso total médio ocorrido neste protocolo. Com probabilidade $1-p$, o pacote de dados não é perdido e chega corretamente ao receptor escolhido aleatoriamente. Neste caso, o atraso é resultado da soma dos tempos de processamento e tempos de espera em *buffer* em transmissor e receptor com o atraso de propagação. No caso de perda de pacote, que ocorre com probabilidade p, o atraso será dado pela soma das duas parcelas identificadas pela fase de deteção da perda e recuperação do pacote. Portanto, o tempo médio decorrido desde a chegada do pacote ao *buffer* de transmissão até a completa recepção do mesmo será

$$E[D_{RP}] = (1-p)(E[W^{Td}_{RP}] + E[W^{Rd}_{RP}] + 2E[X] + \tau) + p(E[D^{'}_{RP}] + E[D^{''}_{RP}]). \tag{16}$$

3.3 Atraso para o protocolo RPS

O atraso para o protocolo **RPS** será obtido de forma similar a que foi elaborada anteriormente para os dois protocolos (**TP** e **RP**). Particularmente, boa parte de seu funcionamento é idêntica ao protocolo **RP** já que todos dois são orientados pela recepção.

Inicialmente, calcula-se os tempos de espera dos pacotes nos *buffers* de recepção e transmissão. Para o transmissor, os fluxos existentes são similares aos que existem para o protocolo **RP**. Há fluxo de dados e fluxo de reconhecimentos. Para o fluxo de NAKs, pode-se subdividi-los em um conjunto que gera retransmissões e outro que não as gera. O número total de NAKs recebido pelo transmissor será bem menor por causa da utilização do mecanismo de supressão de NAKs. Esta quantidade corresponderá a uma variável aleatória denominada Q. Vale lembrar que este número de NAKs será também transmitido por um receptor a todos os outros receptores, pois os NAKs neste protocolo são enviados em multiponto. Logo, a taxa de chegada de NAKs ao transmissor bem como aos receptores é $\lambda E[Q]$. Em Yamamoto *et al.* [13], determina-se uma expressão para E[Q]. Seguindo o mesmo raciocínio realizado para o protocolo **RP**, tem-se

$$\begin{aligned}
\lambda_t^T &= \lambda, \\
\lambda_r^T &= \lambda(E[M]-1), \\
\lambda_n^T &= \lambda(E[Q]-E[M]+1).
\end{aligned}$$

Os tempos de serviço são respectivamente X, $X+Y$ e Y. A primeira taxa corresponde a classe mais prioritária enquanto a segunda e a terceiras irão determinar a segunda classe, menos prioritária. A carga e o tempo médio de espera para pacote de dados em *buffer* serão obtidos pela mesma expressão de (8) e (9), utilizando-se estas taxas de chegada.

Para o receptor, haverá também fluxos de dados e de NAKs. O fluxo de dados recebidos é dado pela mesma expressão que foi encontrada para o protocolo **RP**. Logo, a taxa de chegada de pacotes de dados é $\lambda_t^R = E[M](1-p)$. Mais uma vez, este fluxo irá corresponder a uma classe mais prioritária localizada nos receptores do sistema. O tempo de processamento de cada pacote é X. A carga de pacote de dados é portanto explicitada em

$$\rho_d^R = \lambda E[M](1-p)E[X]. \tag{17}$$

Para o fluxo de NAKs, a taxa de chegada é conhecida ($\lambda E[Q]$), pois é a mesma para todos os participantes do sistema de comunicação multiponto. Irá diferir apenas no sentido que alguns NAKs são gerados pelo próprio receptor enquanto outros são recebidos. O tratamento destes NAKs possui um tempo de processamento Y. Esta é a classe menos prioritária e pode-se escrever a carga referente a este fluxo simplesmente por $\rho_n^R = \lambda E[Q]E[Y]$.

Portanto, o tempo de espera em *buffer* para o fluxo de pacotes de dados e também para fluxo de reconhecimentos serão encontrados como

$$E[W_{RPS}^{Rd}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)} \text{ e} \tag{18}$$

$$E[W_{RPS}^{Rn}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)(1-\rho^R)}. \tag{19}$$

A operação executada pelo protocolo é bastante similar a que acontece para o protocolo **RP**. Há também um tempo necessário para um receptor escolhido aleatoriamente identificar a perda de pacote por lacuna em sequenciamento dos seus pacotes recebidos. A expressão para este tempo é idêntica a que foi determinada anteriormente, alterando-se apenas os tempos de espera em *buffer* para $E[W_{RPS}^{Td}]$, $E[W_{RPS}^{Rd}]$, $E[W_{RPS}^{Tn}]$ e $E[W_{RPS}^{Rn}]$. O mesmo comentário se aplica a fase de recuperação do pacote. A maior diferença está no tempo aleatório introduzido pelo mecanismo de supressão de NAKs. Este tempo será identificado por uma variável aleatória denominada V. Este tempo aleatório está localizado entre as duas fases identificadas, como se observa na figura 6, pois irá justamente retardar o envio do NAK que dá partida a fase de recuperação do pacote perdido. A expressão para $E[V]$ é encontrada em [13].

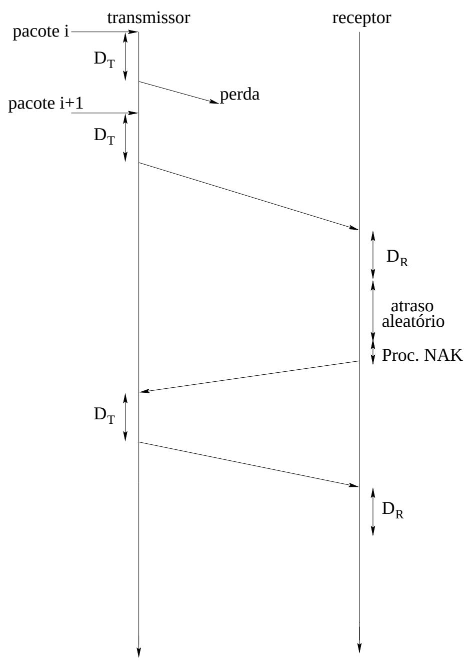

Figura 6: Operação possível para o protocolo RPS e o tempo aleatório introduzido no mecanismo de supressão de NAKs.

Finalmente, a expressão correspondente ao atraso médio, compreendido no intervalo entre a chegada do pacote de dados ao *buffer* de transmissão e a recepção completa pelo receptor sob operação do protocolo **RPS**, será:

$$
\begin{aligned}
&E[D_{RPS}] \\
&= E[W_{RPS}^{Td}] + E[W_{RPS}^{Rd}] + 2E[X] + \tau + pE[V] + \frac{p^2(T_R + E[W_{RPS}^{Rn}] + E[Y])}{1-p} + \\
&\quad p\left(\sum_{k=0}^{R-1} \binom{R-1}{k} p^k (1-p)^{R-k-1} \frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} + E[W_{RPS}^{Td}] + E[W_{RPS}^{Rd}] + 2(E[X]+\tau)\right).
\end{aligned}
$$

4 Resultados Obtidos

Com a modelagem dos sistemas envolvidos em cada protocolo considerado, realiza-se uma análise quantitativa do atraso gerado sob várias condições em que se utilizam os protocolos genéricos propostos. Para efeito de comparação e percepção do efeito acarretado pelo esquema de prioridades proposto, são considerados, paralelamente, os protocolos **TP**, **RP** e **RPS** juntamente com os que são apresentados em [14, 13], que possuem características semelhantes aos definidos, mas não implementam esquema de prioridades. A fim de que se possa ter noção da escalabilidade obtida, mediu-se, ainda, os efeitos gerados pelo número de participantes no sistema, variando-se o número de receptores.

Nos cálculos efetuados, considerou-se tempos de processamento constantes. Kasera, Kurose e Towsley [6] mediram para o tempo de processamento de pacote o valor 500 μs e para processamento de ACK/NAK o tempo de 100 μs em ambiente com rede Ethernet, protocolos IP/UDP e estação com processador Pentium 133MHz com sistema operacional Linux. Normalizando-se estes tempos, tem-se $E[X] = 1.0$ e $E[Y] = 0.2$. O atraso de propagação considerado foi de 10ms, assumindo, portanto, valor normalizado $\tau = 20.0$.

Foi utilizado para efeito de comparação os protocolos descritos em [14, 13]: **A**, orientado pelo transmissor; **N1**, orientado pelo receptor simplesmente; e **N2**, orientado pelo receptor com mecanismo de supressão de NAKs.

O gráfico da figura 7 apresenta o atraso médio gerado nos protocolos **TP** e **A** em relação ao número de receptores para probabilidade de perda 0.1 e taxa de chegada de dados $\lambda = 0.1$. Pode-se verificar o diferente comportamento nas curvas descritas quando a quantidade de receptores aumenta. Para um número pequeno de receptores, o desempenho em ambos é semelhante. No entanto, à medida em que o número de receptores vai assumindo valores mais elevados, o atraso provocado sob o protocolo **A** cresce em ritmo alto, ao passo que para o protocolo **TP** há um aumento do atraso, porém em taxa bem mais lenta. Consequentemente, verifica-se que para possíveis variações no número de participantes envolvidos no sistema haverá uma variação de atraso bem menor sob o protocolo **TP**.

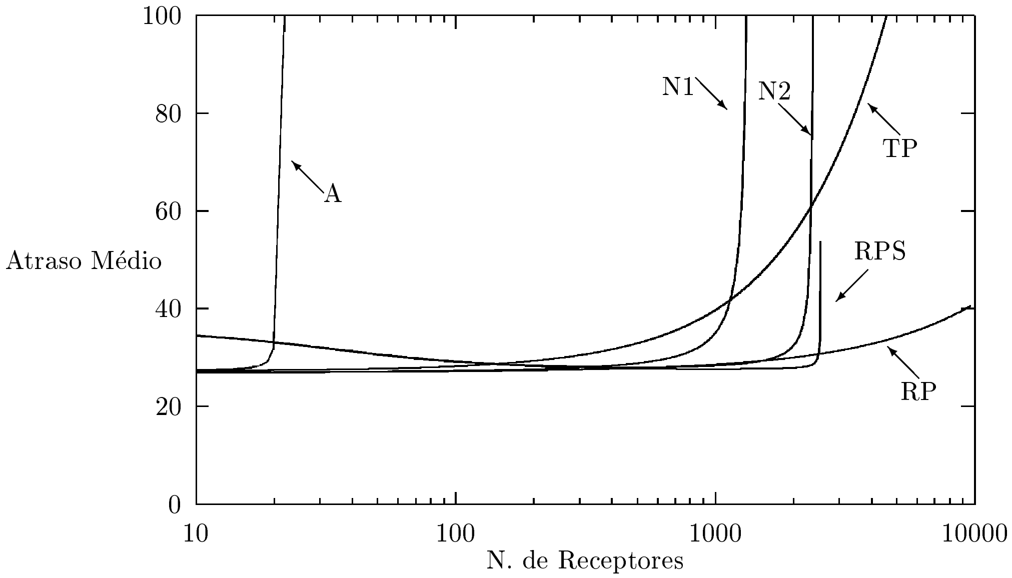

Figura 7: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.1$ e $\lambda = 0.1$.

Também na figura 7, pode-se notar efeito semelhante para o protocolo **RP**, pois exibe comportamento bem mais suave com o crescimento do número de receptores.

E, ainda, o mesmo gráfico permite as mesmas observações para o protocolo **RPS**. Há, também, uma particularidade para a curva associada a este protocolo. Trata-se da leve diminuição do atraso médio para aumento do número de receptores para uma faixa compreendida entre 10 e 100. Tal fato decorre do mecanismo de supressão de NAKs, pois, para quantidades maiores de receptores, há probabilidade grande de que o tempo aleatório esperado até que um NAK seja enviado seja pequeno. Para o contrário, quando há conjuntos relativamente menores de receptores, esta probabilidade é menor, o que significa tempos maiores de adiamento do NAK o que acarreta em um peso maior para esta parcela extra do atraso total observado. Entretanto, a variação do atraso médio observada nesta faixa não assume proporções elevadas. A partir de determinado valor para o número de receptores, também o protocolo **RPS** apresenta valores demasiadamente crescentes. Isto ocorre pois o fator de utilização de reconhecimentos fica muito alto, ocasionando altos valores para os tempos de espera dos NAKs em fila para tratamento. Há uma parcela no atraso total que corresponde ao tempo necessario para o primeiro NAK ser enviado. Para isto, será necessário o seu tratamento por parte de um receptor e um tempo aleatório de acordo com o mecanismo de supressão de NAKs. Finalmente, a dilatação do tempo de tratamento explica o efeito observado. A figura 7 também possibilita visualizar estes efeitos e estabelecer uma comparação entre todos os protocolos estudados.

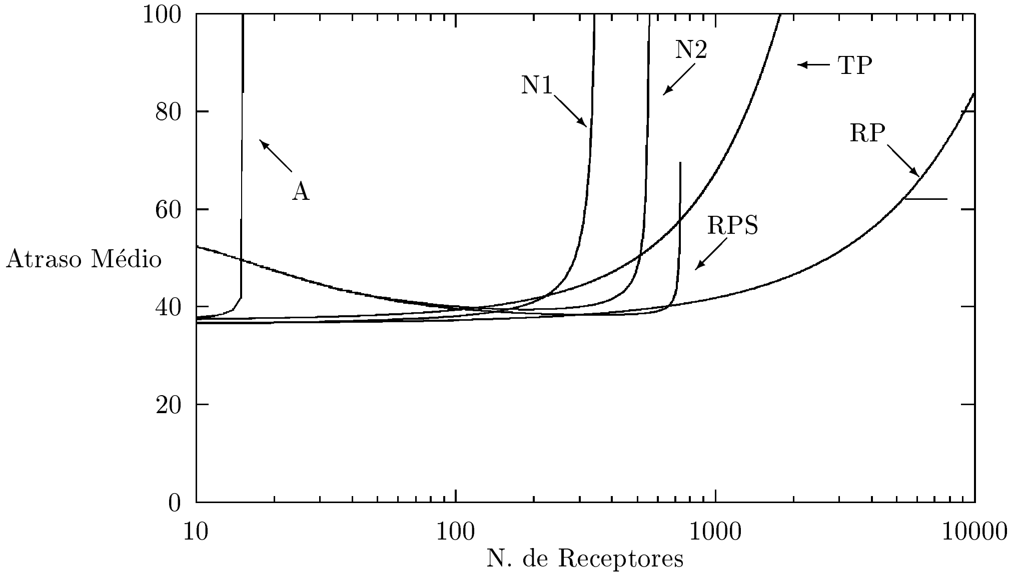

Figura 8: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.25$ e $\lambda = 0.1$.

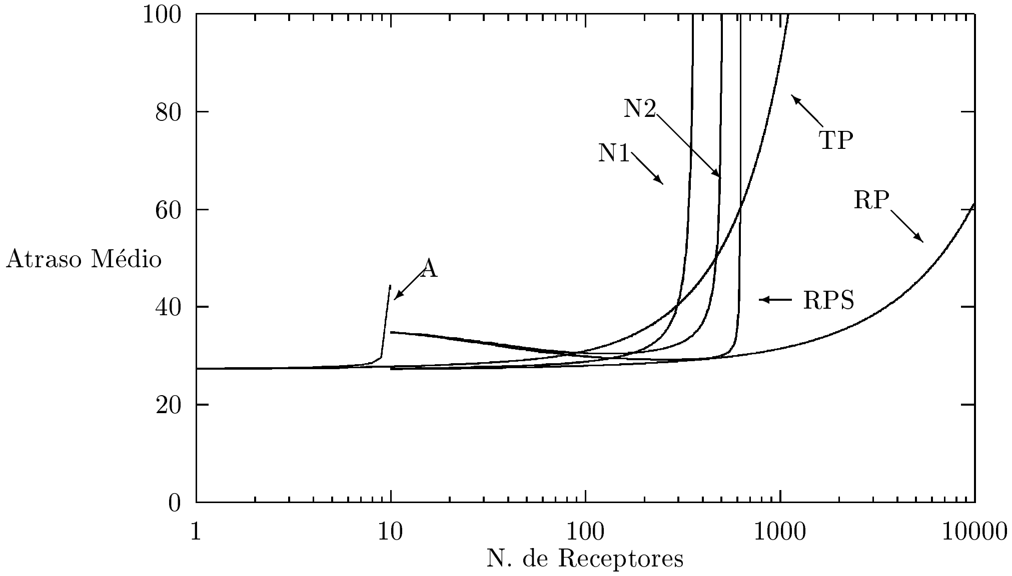

Figura 9: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.1$ e $\lambda = 0.2$.

As curvas da figura 8 apresentam os comportamentos dos mesmos protocolos sob uma probabilidade de perda maior ($p = 0.25$). Neste caso, continua sendo notado que o esquema de prioridades presente em **TP**, **RP** e **RPS** permite uma variação bem menos drástica para o atraso médio. Vale, ainda, observar que para probabilidades de perda maiores a escalabilidade tende a ser menor pois a quantidade de informação referente a reconhecimentos é relativamente elevada. Sob este aspecto, observa-se que há também pequena variação do atraso médio gerado com esta alteração na probabilidade de perda pelas curvas descritas com utilização de **TP**, **RP** e **RPS**. Tal fato continua sendo verificado para probabilidades de perda menores, embora ocorra em um grau menor. Os gráficos da figura 10, com probabilidade de perda $p = 0.01$, permitem esta observação.

Por fim, nota-se que há diferença também para taxas de chegada mais altas e que esta diferença tende a aumentar com o aumento da taxa de chegada. A figura 9 apresenta o comportamento dos diversos protocolos descritos sob uma taxa de chegada $\lambda = 0.2$.

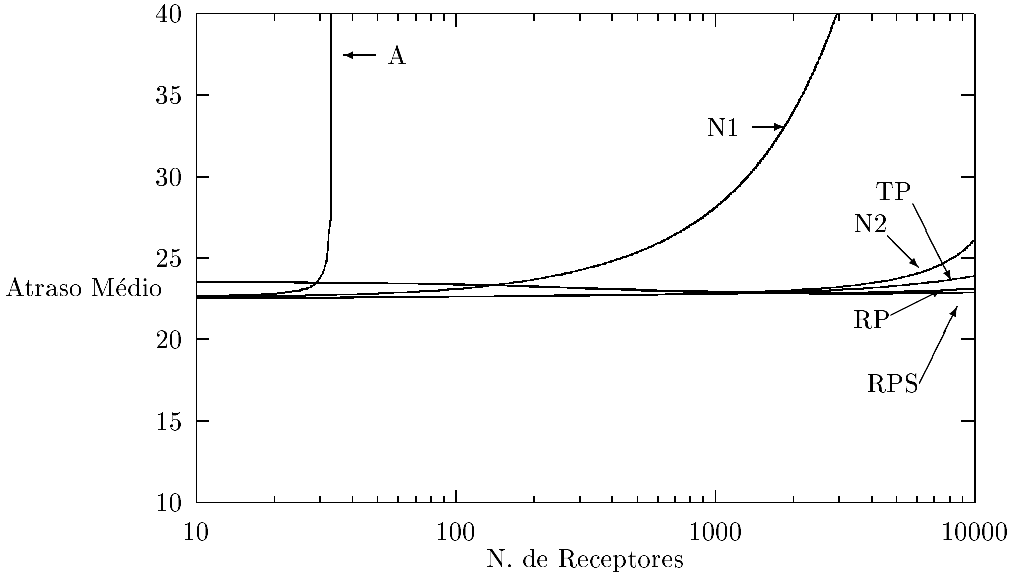

Figura 10: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.01$ e $\lambda = 0.1$.

5 Conclusões

Este trabalho apresenta a introdução de um esquema de prioridades aplicado a comunicações multidestinatárias confiáveis com o objetivo de alcance de escalabilidade . Foram definidos três modelos com características diversas, operando sob tal esquema. Utilizou-se os conceitos de orientação pelo transmissor e pelo receptor. Outra abordagem pode ser distingüida pela adoção de mecanismo de supressão de NAKs.

A análise de desempenho para os protocolos definidos foi realizada. O modelo assumido nesta análise permite distribuição qualquer para o processamento de dados e reconhecimentos nos participantes do sistema de comunicação multiponto e considera taxas de chegada segundo distribuição de Poisson. Foi encontrado o atraso médio gerado nos três modelos. Com isso, estabeleceu-se uma comparação entre os protocolos que operam com prioridades e os que não fazem distinção.

Os resultados mostram que o mecanismo de prioridades adotado permite maior robustez, pois o atraso médio sofre baixa variação com alterações no estado do canal de comunicação. Verificou-se pequena variação no atraso médio gerado com o aumento da probabilidade de perda e com o aumento da carga no canal. A nível de escalabilidade, o atraso médio também possui leve variação com o aumento do número de receptores no sistema. Comparado ao caso em que não se diferencia fluxos, o ritmo de aumento do atraso sob disciplina com prioridades revelou-se mais suave. Portanto, aferiu-se maior grau de insensibilidade a alterações em número de participantes do sistema de comunicação multiponto.

Em trabalhos futuros, pretende-se uma generalização para os modelos apresentados. Objetiva-se, também, o estudo de variações destes modelos de modo a melhorar o desempenho e a escalabilidade proporcionados e permitir a elaboração de mecanismos adaptativos.

References

[1] H. Eriksson, "Mbone: The multicast backbone", *Communications of the ACM*, vol. 37, pp. 54–60, agosto 1994.

[2] J. Nonnenmacher e E. W. Biersack, "Performance modelling of reliable multicast transmission", in *Proc IEEE INFOCOM'97*, Kobe, abril 1997.

[3] B. N. Levine e J. J. Garcia-Luna-Aceves, "A comparison of known classes of reliable multicast protocols", in *Proceedings of International Conference on Network Protocols*, Columbus, outubro 1996.

[4] J. C. Lin e S. Paul, "RMTP: A reliable multicast transport protocol", in *Proc. IEEE INFOCOM'96*, pp. 1414–1424, março 1996.

[5] M. Hofmann, "Adding scalability to transport level multicast", in *3rd COST 237 Workshop - Multimedia Telecommunications and Applications*, Barcelona, novembro 1996.

[6] S. Kasera, J. Kurose e D. Towsley, "Scalable reliable multicast using multiple multicast groups", in *Proceedings of 1997 ACM Sigmetrics Conference*, 1997.

[7] J. Nonnenmacher e E. W. Biersack, "Parity-based loss recovery for reliable multicast transmission", in *Proc. SIGCOMM'97*, Cannes, setembro 1997.

[8] J. Nonnenmacher, E. W. Biersack e D. Towsley, "Reliable multicast: Where to use forward error correction", in *Proc. 5th Workshop on Protocols for High Speed Networks*, Sophia Antipolis, France, outubro 1996.

[9] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "An effective selective repeat ARQ strategy for high speed point-to-multipoint communications", in *IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM'96*, pp. 1059–1063, novembro 1996.

[10] S. Floyd, V. Jacobson, S. McCanne, C. G. Liu e L. Zhang, "A reliable multicast framework for light-weight sessions and application level framing", *ACM Computer Communication Review*, pp. 342–356, agosto 1995.

[11] M. D. Nunes e O. C. M. B. Duarte, "MCF: Incorporando escalabilidade, mobilidade e novas estratégias de implementação de alto desempenho", in *II Seminário Franco-Brasileiro de Sistemas Informáticos Distribuídos*, novembro 1997.

[12] S. Ramakrishnan e B. N. Jain, "A negative acknowledgement with periodic polling protocol for multicast over LAN", in *Proc. IEEE INFOCOM '87*, pp. 502–511, março 1987.

[13] M. Yamamoto, J. F. Kurose, D. F. Towsley e H. Ikeda, "A delay analysis of sender-initiated and receiver-initiated reliable multicast protocols", in *Proc. of IEEE INFOCOM'97*, 1997.

[14] S. Pingali, D. Towsley e J. Kurose, "A comparison of sender-initiated and receiver initiated reliable multicast protocols", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 15, no. 3, abril 1997.

[15] L. Takacs, "Priority queues", *Operations Research*, 1964.

[16] L. Kleinrock, *Queueing Systems Vol. 1: Theory.* Wiley Interscience, 1974.

[17] L. Kleinrock, *Queueing Systems Vol. 2: Data Communications.* Wiley Interscience, 1974.