Mecanismos para Escalabilidade em Comunicações Multiponto Confiáveis

UFRJ

Tese de Mestrado submetida para a obtenção do título de

Mestre em Engenharia Elétrica

no Programa de Engenharia Elétrica

da COPPE/UFRJ

por

Daniel Antunes Maciel Villela

Mecanismos para Escalabilidade em Comunicações Multiponto Confiáveis

Daniel Antunes Maciel Villela

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Aprovada por:

Prof. Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte, Dr.Ing.

Prof. José Ferreira de Rezende, Dr.

Prof. Nelson Luís Saldanha da Fonseca, Ph.D.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

JULHO DE 1998

VILLELA, DANIEL ANTUNES MACIEL

Mecanismos para Escalabilidade em Comunicações Multiponto Confiáveis [Rio de Janeiro] 1998

XIV, 79 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc., Engenharia Elétrica, 1998)

Tese - Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE

1. Protocolos Multiponto Confiáveis
2. Avaliação de Desempenho
3. Escalabilidade

I. COPPE/UFRJ II. Título (Série)

Aos meus pais.

Agradecimentos

Ao meu orientador Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte, que sempre me estimulou com conhecimentos, confiança e amizade.

Aos demais membros da banca: Prof. José Ferreira de Rezende e Prof. Nelson Luís Saldanha da Fonseca.

À minha família, que sempre me apoiou e torceu pelo meu sucesso.

À Denise e meus amigos Rosas, Marcus, Mariana, Maristela, Marcio, Mario, Durval, Luís Marcelo e Helena.

Aos amigos da COPPE, Luís Henrique, Flavio, Renata, Rubinstein, Gilberto, Spíndola, Jonny, Ildemar, Patrícia, Ronaldo, Marcio, Michel, Célio, Marcos Tadeu, Baiano, Hermes, Belém, Emerson, Andréa, Adriana, Antônio, Alexandre, Tony, Evandro, Pedro, Fred, Silvia, Paulo, Paulo André, Artur, Jucele, Ezequiel, Luís Oscar e alunos de Iniciação Científica, Tadeu, Daniel Cunha, Pedro e Frederico. Todos mostraram companheirismo, depositando doses de alegria e cooperação.

Aos professores: Luís Felipe, Aloysio, Leão, Eduardo, Gelson, Roosevelt, Mauros, Luís Wagner, Sérgio Palma, Richard, Petraglia e Mariane, que contribuíram sensivelmente para enriquecer meus conhecimentos.

Ao corpo técnico-administrativo do Programa de Engenharia Elétrica que se mostrou solícito e prestativo.

A Deus que sempre me acompanha.

Resumo da Tese de Mestrado apresentada a COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Engenharia Elétrica.

Mecanismos para Escalabilidade em Comunicações Multiponto Confiáveis

Daniel Antunes Maciel Villela

Julho de 1997

Orientador: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
Programa: Engenharia Elétrica

Este trabalho analisa o desempenho obtido em comunicações multiponto confiáveis com a introdução de um esquema de prioridades e uma estratégia de transmissão de múltiplas cópias. O esquema de prioridades assegura maior insensibilidade ao atraso gerado pelos protocolos multiponto confiáveis frente a possíveis variações de estado na rede como taxa de perda de pacotes ou taxa de geração de dados no transmissor. A estratégia de múltiplas cópias aumenta a chance de transferência de pacotes com sucesso, utilizando pouco processamento adicional. Por isso reduz o número de mensagens de reconhecimentos negativos (NAKs) retornadas, aumentando a escalabilidade dos protocolos. O atraso observado com a utilização de prioridades ou a transmissão de múltiplas cópias é menor para grandes números de receptores em comparação com os protocolos convencionais. Com a utilização de um mecanismo de supressão de NAKs para condições de alta taxa de perda, como as observadas atualmente na Internet, o número de receptores alcançado é duplicado, ao passo que, com múltiplas cópias, a quantidade é quintuplicada. A vazão obtida com múltiplas cópias também é superior em grandes conjuntos de receptores ao encontrado com transmissão de cópia única. O estudo realizado demonstra a adequação dos mecanismos para as comunicações multiponto confiáveis com o objetivo de escalabilidade.

Este projeto recebeu recursos dos seguintes orgãos financiadores de pesquisa: UFRJ, FUJB, CNPq, PROTEM-CC, CAPES.

Abstract of the thesis presented to COPPE/UFRJ as partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

Mechanisms for Scalability in Reliable Multicast Communications

Daniel Antunes Maciel Villela

July 1998

Supervisor: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
Department: Electrical Engineering

This thesis analyzes the performance obtained in reliable multicast communications by applying a priority scheme and a multicopy transmission. The priority scheme ensures more insensibility for the delay produced by reliable multicast protocols, including when there are variations on network states as loss rates or data generation rate, for instance. The multicopy increases the probability of a successful packet transfer and requires light additional processing. Thus, it reduces the number of returned negative acknowledgments (NAKs) and the consequence is more scalability for protocols. The results show that the delay observed with the priorities or the multicopy is smaller for high number of receivers than the protocols without any of the mechanisms. Whereas a NAK supressions mechanisms increases the reached number of receivers by two when the loss rate is high, as observed nowadays on the Internet, the multicopy raises this quantity by a factor of five. The throughput obtained with the multicopy is greater for large sets of receivers than the one obtained with the single copy transmission. This study shows the suitability of the mechanisms for the reliable multicast communications that have scalability as goal.

This work was supported by the following research agencies: UFRJ, FUJB, CNPq, PROTEM-CC, CAPES.

Palavras-chave

Protocolos Multiponto Confiáveis

Escalabilidade

Avaliação de Desempenho

Pioridades

Múltiplas Cópias

Glossário

QoS:	Qualidade de Serviço;
GTA:	Grupo de Teleinformática e Automação;
ACK:	*acknowledgment (positive)*;
NAK:	*negative acknowledgment*;
FEC:	*Forward Error Correction*;
ARQ:	*Automatic Repeat reQuest*;
TP:	Protocolo orientado pelo Transmissor com Prioridades;
RP:	Protocolo orientado pelo Receptor com Prioridades;
RPS:	Protocolo orientado pelo Receptor com Prioridades e Supressão de NAKs;
TM:	Protocolo orientado pelo Transmissor com Múltiplas Cópias;
RM:	Protocolo orientado pelo Receptor com Múltiplas Cópias;
RMS:	Protocolo orientado pelo Receptor com Múltiplas Cópias e Supressão de NAKs;
TPM:	Protocolo orientado pelo Transmissor com Prioridades e Múltiplas Cópias;
RPM:	Protocolo orientado pelo Receptor com Prioridades e Múltiplas Cópias;
RPMS:	Protocolo orientado pelo Receptor com Prioridades e Múltiplas Cópias e Supressão de NAKs;

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

Capítulo I

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 grupos que se situam fisicamente distantes. O MBone [1] encontra-se sobre a Internet e opera em multiponto permitindo aplicações como conferências em *whiteboard* e com grande número de usuários. As redes de alta velocidade e o crescimento da utilização de multimídia em estações de trabalho fazem aumentar cada vez mais a demanda por aplicações distribuídas. 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 escaláveis em relação ao número de participantes.

Além da aplicação de *whiteboard* no Mbone, 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.

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. É necessário que os erros nas transmissões de pacotes sejam recuperados. 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. O requisito de confiabilidade exige informações de confirmação nas transferências de dados como os reconhecimentos (*acknowledgements*) que são retornados ao transmissor, em duas formas básicas: reconhecimento positivo, denominado ACK e reconhecimento negativo, NAK. O ACK sinaliza o recebimento correto de um pacote, ao passo que o NAK indica a falta de determinado pacote considerado perdido, requisitando portanto sua retransmissão. 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 de processamento de reconhecimentos para os transmissores. Trata-se do problema de implosão de reconhecimentos que gera efeitos nocivos ao desempenho do sistema. Podem ocorrer *overhead* em processamento, ocasionando atraso no envio dos dados, e escassez de recursos, como largura de faixa e espaço em *buffer*. Os protocolos devem ser totalmente insensíveis ou pouco sensíveis ao aumento do número de participantes.

As propostas para reduzir ou mesmo eliminar o problema de implosão de reconhecimentos possuem diversas vertentes. Alguns autores propõem hierarquias como topologias de árvore [2, 3, 4], anel [3], hipercubos [5] e divisão em grupos locais [6, 7, 8, 9]. Nonnenmacher *et al.* [10, 11] propõem a utilização da recuperação por retransmissão (*Automatic Repeat Request* - ARQ) associada à correção automática (*Forward Error Correction* - FEC) em um esquema conhecido como ARQ híbrido. Floyd *et al.* [12] utilizam o conceito de enquadramento a nível de aplicação (*Application Level Framing* - ALF). Pingali *et al.* [13] 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 [14, 12]. Seu estudo baseia-se em análise de vazão dos protocolos. Yamamoto *et al.* [15] realizam o estudo destes modelos para análise de atraso.

I.1 Objetivo deste Trabalho

Este trabalho estuda as comunicações multiponto confiáveis com enfoque particular em escalabilidade alcançada. Tem por objetivo obter mecanismos que assegurem maior grau de escalabilidade às comunicações deste tipo, com garantia de qualidade de serviço para as aplicações.

É apresentada nesta tese a introdução de um esquema de prioridades para ser aplicado às comunicações multiponto confiáveis como forma de garantir qualidade de serviço para as aplicações. Outra opção apresentada é a transmissão de múltiplas cópias para redução do número de reconhecimentos retornados, evitando-se situações de implosão. A ferramenta utilizada para avaliação dos protocolos associados a estes mecanismos é a sua análise de desempenho.

Transmissões de múltiplas cópias foram introduzidas por Sastry[16] para protocolos de satélites. O esquema proposto foi um protocolo *Go-Back-N* que retransmite cópias repetidas de um pacote quando um NAK é recebido. Birrel [17] analisou um esquema de múltiplas cópias para transmissões saturadas. De Lima e Duarte [18] também analisaram um esquema de múltiplas cópias para protocolos de satélites.

Estes mecanismos adequados ao uso em protocolos a operar na Internet sobre o Mbone, por exemplo. Com altas taxas de perda observadas (10% – 25%), a Internet requer soluções que possam atender a demanda por aplicações de grandes grupos sem que se afete sua qualidade de serviço, obtendo alto desempenho.

Os principais resultados obtidos mostram desempenho superior dos protocolos que se servem dos mecanismos apresentados, quando comparados aos convencionais. A utilização de prioridades torna mais insensível o atraso gerado pelos protocolos face a variações nos estados da rede e no tamanho dos grupos de comunicação multiponto. A transmissão de múltiplas cópias produz notável ganho em escalabilidade alcançada, a partir de um mecanismo cuja implementação é simples e que introduz pouco processamento adicional se comparado a algoritmos mais complexos. Os estudos realizados também podem ser vistos em [19, 20, 21, 22].

É interessante notar que, historicamente, o Grupo de Teleinformática e Automação (GTA) vêm conduzindo pesquisas envolvendo protocolos multiponto. Inicialmente, De Lima [23] e Duarte [24, 25, 18, 26] realizaram estudos sobre transmissão em multiponto para protocolos do tipo *Go-Back-N*, com enfoque em comunicações para satélites. Vidal [27] e Duarte [28] elaboraram um protocolo para suporte a comunicações em grupo multiponto-a-multiponto com auxílio de ferramenta de descrição formal e implementação de uma aplicação de texto-conferência. Nunes [29] e Duarte [30] implementaram um protocolo multidestinatário que opera com distribuição de fichas entre os participantes e configurável para diversos mecanismos como controle de fluxo e recuperação de erros. Posteriormente, iniciaram um estudo sobre protocolos multiponto confiáveis e suporte a mobilidade [31].

O próximo capítulo desta dissertação discute importantes mecanismos propostos e as soluções existentes para o problema da implosão de reconhecimentos. É apresentada uma classificação que distingue as principais vertentes para evitar o crescente retorno de mensagens de controle para grandes conjuntos de receptores. O capítulo III apresenta um mecanismo de prioridades a ser aplicado às comunicações multiponto confiáveis, realiza a avaliação de desempenho de protocolos e obtém importantes resultados numéricos. O capítulo IV apresenta a transmissão de múltiplas cópias para reduzir o número de reconhecimentos negativos. A análise de desempenho dos protocolos que se servem de múltiplas cópias é efetuada e resultados numéricos relativos a este mecanismo são obtidos. Por fim, o capítulo V apresenta as principais conclusões extraídas desta tese e coloca sugestões para trabalhos futuros neste sentido.

Capítulo II

Mecanismos Propostos

Vários trabalhos elaborados por diversos autores propõem diversas soluções para o problema de obtenção de escalabilidade. Este capítulo descreve de maneira breve o princípio de funcionamento destes mecanismos e como proporcionam o efeito desejado. Também são apontadas suas vantagens e desvantagens. Por fim, comentários finais são colocados para apresentar uma classificação para estes mecanismos.

II.1 Protocolos orientados pelo Transmissor

Pingali, Kurose e Towsley [32, 13] estabeleceram uma comparação entre protocolos multiponto confiáveis com enfoque voltado para escalabilidade, requisitos de processamento e diferenças fundamentais como uso de reconhecimentos positivos e negativos.

De acordo com sua classificação, há protocolos que fazem uso de reconhecimentos positivos (ACK) e por isso colocam nos transmissores a decisão de retransmissão dos pacotes de dados quando um *timeout* expira sem que um ACK tenha sido recebido. Estes protocolos são chamados orientados pelo transmissor. Por outro lado, há possibilidade de utilização de reconhecimentos negativos (NAK) que são retornados pelos receptores aos transmissores quando percebem perda de pacote. Pelo fato de o pedido de retransmissão sempre vir dos receptores, protocolos deste tipo são orientados pelo receptor.

Em seu trabalho, Pingali, Kurose e Towsley definiram três modelos genéricos em que abordam o uso de diferentes estratégias para projeto de protocolos multiponto confiáveis e realizam sua análise de desempenho. Além disso, são consideradas aplicações de um-para-muitos (*one-many*), em que há somente um transmissor durante todo o tempo (ou a maior parte do tempo) enviando dados ao grupo de receptores, e de muitos-para-muitos (*many-many*), em que todos os participantes do grupo de comunicação multiponto atuam como transmissores e receptores. Um exemplo de aplicação um-vários é uma teleconferência. Da mesma forma, uma simulação interativa distribuída (DIS) [33] constitui exemplo de aplicação vários-vários, em que cada participante deve enviar informações ao grupo ao passo que também recebe informações vindas dos outros participantes. O funcionamento detalhado de orientação pelo transmissor/receptor e dos modelos definidos está colocada a seguir.

Um protocolo orientado pelo transmissor requer que o transmissor mantenha uma lista, para cada pacote, dos receptores que retornaram reconhecimento positivo. Toda vez em que um receptor recebe corretamente um pacote, deve retornar um ACK ao transmissor. Após receber o ACK, o transmissor deve atualizar sua lista de ACKs. Para pacotes perdidos, o tratamento se faz por uso de temporizadores. Assim, o transmissor dispara um temporizador para determinado pacote no momento em que é transmitido. Caso o tempo determinado seja excedido sem que o transmissor tenha recebido o ACK correspondente, o pacote será retransmitido e o transmissor reinicia nova temporização.

A maior parte dos protocolos ponto-a-ponto e muitos dos primeiros protocolos multiponto e de difusão utilizam esta abordagem. Pingali, Kurose e Towsley, ao invés de utilizar um protocolo específico, definiram um protocolo genérico, denominado **A**, com esta característica. Além disso, a recuperação de erros ocorre por retransmissão seletiva, ou seja, somente pacotes entendidos como perdidos ou corrompidos são retransmitidos. Mais exatamente, a transmissão ou retransmissão se fazem por multiponto enquanto o retorno de ACKs pelos receptores ao transmissor ocorre em ponto-a-ponto.

São apontadas algumas otimizações possíveis a este protocolo como transmitir um único ACK para um grupo de pacotes, porém os autores não as consideram na análise realizada.

II.2 Protocolos Orientados pelo Receptor

Ao contrário dos protocolos orientados pelo transmissor, os protocolos orientados pelo receptor colocam a responsabilidade por assegurar a entrega confiável de pacotes nos receptores. O transmissor envia pacotes de dados aos receptores e, sempre que recebe reconhecimentos negativos (NAKs), retransmite os pacotes requisitados. O receptor deve verificar pacotes perdidos. Se considerar que determinado pacote não foi recebido, irá retornar um NAK ao transmissor. De forma a se proteger contra eventuais perdas de NAKs ou perdas nas retransmissões de pacotes, o receptor utiliza temporizadores analogamente ao que é realizado na operação dos protocolos orientados pelo transmissor. Tipicamente, um receptor deteta um pacote perdido quando recebe pacotes com número de sequência maior do que o esperado ou quando há estouro de temporização durante espera de retransmissão. No caso de o transmissor não possuir dados a serem enviados, pode ser necessário enviar informações de estado periódicas, durante os períodos de ociosidade.

De forma análoga, Pingali *et al.* estabeleceram um protocolo genérico denominado **N1** que possui esta abordagem. Também realiza retransmissão seletiva como o protocolo **A**. Além disso, a transmissão ou retransmissão de pacotes ocorre por um canal multiponto. Ao contrário, os NAKs retornados ao transmissor pelos receptores trafegam por um canal ponto-a-ponto.

Diferentes esquemas de retransmissão para um protocolo sob esta abordagem foram estudados para o caso de tráfego em tempo real [34].

II.3 Supressão de NAKs

Uma variação do protocolo **N1** pode ser obtida pela utilização de um mecanismo chamado Supressão de NAKs. Este mecanismo foi sugerido por Ramakrishnan e Jain [14] para uma rede local (LAN) e Jacobson e Floyd [35] para uma WAN. Este mecanismo determina para os receptores uma inserção de intervalo de tempo aleatório ao detetar uma perda de pacote até enviar o pedido de retransmissão do pacote. A motivação para este intervalo de tempo introduzido é provocar o pedido de retransmissão por parte dos receptores em diferentes instantes de tempo, quando mais de um receptor detetar perda do pacote. Com uma faixa de valores possíveis para este tempo adicional bem ajustada, o protocolo tentará garantir o que seria ideal: apenas um NAK retornado por transmissão de pacote. Um mecanismo semelhante é usado no protocolo *Xpress Transfer Protocol* (XTP) [36].

Deve-se notar que, para o funcionamento deste mecanismo, é necessário que os receptores que aguardam para retornar um NAK possam ter conhecimento de que outros receptores já requisitaram retransmissão. Desta forma, cancelam seu pedido de retransmissão e procedem como uma operação normal, ou seja, iniciam um temporizador e aguardam a retransmissão do pacote. Portanto, esta variação irá determinar que os receptores retornem os NAKs em multiponto. O protocolo gerado por esta variante é chamado **N2**.

II.4 Uso de Hierarquias Específicas

II.4.1 Protocolos Baseados em Topologia de Árvore

Protocolos baseados em árvore são caracterizados por dividir o conjunto de receptores em grupos, distribuindo a responsabilidade de retransmissão sobre uma estrutura de árvore de reconhecimentos. Levine e Garcia-Luna-Aceves realizaram um estudo sobre o utilização de topologias deste tipo, bem definidas, para aumento da escalabilidade proporcionada. Sem perda de generalidade, assume-se para um protocolo genérico que cada grupo consiste em não mais do que B filhos e um líder. Os filhos, por sua vez, podem ser líderes de um subgrupo. Os reconhecimentos dos filhos de um grupo são enviados apenas ao líder do grupo, tão logo recebe corretamente o pacote e não quando todos seus próprios filhos (se for o caso) tiverem retornado seus reconhecimentos. Estes reconhecimentos são chamados por Levine e Garcia-Luna-Aceves de reconhecimentos hierárquicos (HACKs). Nota-se que se fosse necessário aguardar o agregado de todos os ACKs através dos nós da árvore, a operação estaria limitada ao caminho mais lento da árvore, pois só se poderia liberar a memória a um tempo suficiente para resposta da folha deste caminho restringente. O protocolo genérico definido pelos autores com esta bordagem foi nomeado

H1.

Desta forma, os protocolos baseados em árvore delegam aos líderes das subárvores a decisão sobre a liberação da memória, que pode ocorrer logo após a chegada de todos os HACKs dos filhos. Portanto, nós intermediários, ou seja, que estão entre a fonte transmissora e as folhas da árvore, irão retornar HACKs ao seu respectivo líder, transmitir em multiponto a todos os seus filhos e receber HACKs dos seus filhos. Com este artifício, pode-se ter um crescimento no número de participantes sem que haja implosão de reconhecimentos uma vez que o número de filhos por líder continuará limitado. Vale lembrar que também é possível construir uma variante deste protocolo com a utilização do mecanismo de supressão de NAKs. Levine e Garcia-Luna-Aceves também descrevem protocolos baseados em anel como topologia, em que o grupo multiponto é estruturado como um anel lógico e uma ficha (*token*) é transmitida ao longo dos participantes presentes no anel. A principal vantagem destes protocolos é garantir ordenação de pacotes. No entanto, o detentor da ficha tem um processamento mais sobrecarregado, pois os reconhecimentos são trocados entre os receptores e o detentor da ficha. Além disso, o tempo adicional para transmitir a ficha ao longo do anel acarreta uma perda na vazão proporcionada.

II.4.2 Utilização de Topologia Não-Plana

Uma topologia não-plana foi sugerida para uso em comunicações multiponto confiáveis por Liebeherr e Sethi [5]. Esta topologia é chamada hipercubo n-dimensional. Consiste em um grafo com $N = 2^n$ nós, onde cada nó possui denominação binária e as arestas unem nós que apresentam uma posição diferente nas suas representações binárias. Por exemplo, um hipercubo com $n = 3$ tem 8 nós numerados (000, 001, 010 etc.) e as arestas ligam o nó 000 ao 001, 010 e 100 e estes, por sua vez, serão ligados a outros nós formando novas arestas.

O hipercubo é bastante estudado em computação paralela, pois seu conceito pode ser aplicado a arquiteturas multiprocessadas. Em comunicações multiponto, os nós representam os participantes do sistema. Os pacotes de dados são transmitidos através de árvores embutidas no hipercubo. Desta forma, a transmissão de dados ocorre de forma semelhante ao que foi descrito para um protocolo baseado em topologia simples de árvore. Entretanto, há múltiplas árvores possíveis sobre a topologia definida, de forma que um mesmo nó possui mais de uma opção para encaminhar o pacote em uma transferência. O resultado é uma carga mais balanceada sobre os participantes da comunicação multiponto. Entretanto, trata-se de uma topologia complexa, o que dificulta a sua gerência.

II.4.3 Divisão em Grupos Locais

Diversas soluções consideram a distribuição da responsabilidade sobre a recuperação de pacotes a elementos do grupo de comunicação, dispostos em grupos locais.

Markus Hofmann da Universidade de Kalrshue desenvolveu uma plataforma para comunicação multiponto confiável e a nomeou *Local Group Concept*(LGC) [7, 6, 8]. Trata-se de um conjunto de algoritmos para suporte a multiponto confiável em larga escala e ambientes heterogêneos. Seu projeto é baseado no IP multicast e foi fortemente influenciado pelas características de erro e de tráfego no MBone. O LGC serve-se de um protocolo chamado *Local Group based Multicast Protocol*(LGMP) que possibilita aos receptores organizarem-se dinamicamente em subgrupos, chamados grupos locais. Os receptores selecionam um Controlador de Grupo para coordenar as retransmissões e gerenciar o status do grupo. A seleção de receptores apropriados como Controladores de Grupo é baseada no estado corrente da rede e dos receptores. No entanto, a seleção de Controladores de Grupo não é procedimento de um protocolo de transferência de dados como o LGMP. Esta tarefa cabe a um protocolo, denominado *Dynamic Configuration Protocol* (DCP) que define a formação dos grupos locais. Este protocolo oferece mecanismos para um estabelecimento automático de um grupo baseados nos requisitos de QoS solicitados pela aplicação e também realiza reconfiguração dinâmica de acordo com a carga da rede.

Com a utilização de grupos locais os pacotes perdidos são recuperados dentro dos grupos por meio de orientação pelos receptores. Os pacotes serão requeridos ao transmissor ou a um controlador de grupo de mais alto nível somente se nenhum dos membros do grupo não possuir cópia do pacote. Caso contrário, os erros serão recuperados por retransmissões locais. Portanto, o esquema proposto por Markus Hofmann organiza os receptores em uma hierarquia baseada em árvore.

Ademais, há um protocolo denominado *Reliable Multicast Framing* que usa os princípios *Application Level Framing* (ALF) [37] e *Integrated Layer Processing* (ILP). O ALF consiste em transferir tanto quanto for possível da funcionalidade e flexibilidade do protocolo à aplicação e o ILP busca reduzir limitação em processamento através de maior integração de funções em uma camada de protocolo. Com o protocolo, pode-se alcançar completa funcionalidade através de perfis que possam ser estruturados de acordo com as necessidades de uma determinada aplicação.

Holbrook et al. [33] também elaboraram um protocolo em que divide-se o grupo de comunicação multiponto em diferentes subgrupos com os diversos servidores secundários que possuem o papel equivalente ao Controlador de Grupo e gerenciam as retransmissões em seus respectivos subgrupos sendo que segue a orientação pelos receptores. O protocolo é denominado *Log-based Receiver-reliable Multicast* (LBRM). Sua principal motivação é dar suporte a Simulação Interativa Distribuída (*Distributed Interactive Simulation* - DIS).

O protocolo proposto por Lin e Paul [4], *Reliable Multicast Transport Protocol* (RMTP), também é orientado pelos receptores e possui escalabilidade como um dos objetivos. O RMTP distribui da mesma forma os receptores em grupos coordenados pelos Roteadores Designados, que realizam o papel similar aos Controladores de Grupo. Este protocolo usa um controle de fluxo baseado em janela ajustado pelos requisitos determinados pelo receptor considerado em pior caso.

Floyd *et al.* [35] apresentaram uma plataforma para aplicações multiponto denominada *Scalable Reliable Multicast* (SRM). O SRM utiliza o conceito de ALF para suporte a variados tipos de aplicação, por isso o SRM possui um número mínimo de funções necessárias para comunicação multiponto confiável, como transferência de dados propriamente dita. O SRM é baseado em no modelo utilizado pelo IP multicast, em que as fontes de dados simplesmente enviam os dados sem necessidade de conhecimento das associações de grupo por parte de outros membros. Esta plataforma foi avaliada em simulações para variadas topologias possíveis como árvore e estrela. O SRM é orientado pelos receptores e utiliza um mecanismo de supressão de NAKs que se adapta a topologia que estiver suportando o grupo de comunicação multiponto.

II.5 Correção de Erro Automática

Uma estratégia bastante interessante é a possibilidade de correção automática de erro, chamada FEC (*Forward Error Correction*). Seu princípio é bem diferentes das outras estratégias apresentadas neste capítulo. Uma vez que o FEC permite ao receptor a recuperação da informação, há uma menor quantidade de reconhecimentos negativos retornados ao transmissor e também aos receptores, quando se realiza supressão de NAKs. Este é o principal motivo para utilizar o FEC.

O uso de FEC como complemento a ARQ para transmissão multiponto confiável, foi investigado em diversos trabalhos [24, 25, 18, 26]. Trata-se de uma estratégia hibrída e é estudado tendo a escalabilidade por objetivo.

A idéia apresentada por Nonnenmacher *et al.* [11, 10, 2] é utilizar dados provenientes de um código *Reed Solomon Erasure* (RSE). Este código gera um conjunto de dados redundantes que irão permitir a reconstrução de pacotes perdidos, quando houver um erro na mensagem recebida. Assim, supondo-se um conjunto de k pacotes de dados com um tamanho fixo, o codificador RSE produzirá um outro conjunto de $n - k$ pacotes de mesmo tamanho, chamados paridades, através de um polinômio gerador. O total n de pacotes é transmitido em multiponto. Nos receptores, o conjunto de k pacotes de dados poderá ser perfeitamente reconstruído, com a chegada de pelo menos k dos n pacotes transmitidos. Ainda, se forem enviados primeiramente os k pacotes de dados, o processo torna-se mais simples, pois se todos estes pacotes forem recebidos corretamente, não haverá a necessidade de decodificação dos pacotes. Rizzo implementou este tipo de codificador, também o aplica a protocolos multiponto confiáveis e maiores informações sobre seu estudo são encontradas em [38, 39, 40].

Há vários benefícios obtidos com a transmissão de pacotes de paridades:

- um único pacote de paridade pode ser utilizado para reparar a perda de qualquer um dos n pacotes de dados. Ou ainda, um único pacote de paridade pode recuperar perdas de diferentes pacotes em diferentes receptores;
- não há necessidade de retornar um número de seqüência, referente ao pacote perdido.

A informação de realimentação ao transmissor por parte de um receptor é reduzida a um único número que informa a quantidade de pacotes perdidos;

- o número de pacotes recebidos mais de uma vez que ocorreria devido ao envio de pacotes em multiponto pode ser reduzido bastante.

Pode ser definido um novo protocolo genérico com o ARQ híbrido [11]. Neste protocolo denominado **NP**, pacotes de paridade são enviados em resposta a possíveis NAKs retornados. Por isso, em vez de NAKs individualmente referentes a pacotes, agora há NAKs contendo informações sobre um grupo de transmissão, chamado TG. Para as informações retornadas pelos receptores aos transmissores, há transmissão em multiponto de NAKs e utilização de supressão de NAKs.

A operação desempenhada em um transmissor e em um receptor, segundo as regras deste protocolo são descritas a seguir.

Transmissor:

- transmite k pacotes de um i-ésimo conjunto que possui um TG_i associado;
- ao fim desta transmissão, o transmissor varre os receptores com uma mensagem `POLL(i,k)`, de modo a receber informação sobre possíveis pacotes perdidos;
- ao receber um `NAK(i,l)`, o transmissor irá enviar l paridades dos pacotes em TG_i e varre novamente os receptores com nova mensagem `POLL(i,l)`;
- enquanto o transmissor aguarda possíveis informações retornadas pelos receptores, irá continuar a enviar pacotes de grupos de transmissão subseqüentes. Ao receber um $NAK(i,l)$, irá interromper a transmissão de um grupo TG_m, $m > i$, para iniciar o envio das paridades requeridas.

Receptor:

- no receptor, os pacotes de dados e paridades de TG_i recebidos são armazenados até que k pacotes tenham sido recebidos, o que torna possível a reconstrução de TG_i;

- ao receber uma mensagem `POLL(i,s)`, o receptor calcula o número l de pacotes necessários para reconstruir um grupo de transmissão TG_i e inicia um temporizador para retornar a mensagem `NAK(i,l)`. O tempo definido estará em um intervalo $[(s-l)T_s, (s-l+1)T_s]$;
- se um `NAK(i,m)`, tal que $m \geq l$, for recebido, o temporizador para `NAK(i,l)` será cancelado. Quando o temporizador para $NAK(i,l)$ estoura, é enviado.

É importante que o valor de T_s seja bem estimado de acordo com os requisitos desejados para as aplicações. Nonnenmacher *et al.* denominaram este protocolo **NP**.

II.6 Comentários Finais

II.6.1 Avaliação de Desempenho

Para a análise de desempenho de Pingali *et al.* [13] para os protocolos **A**, **N1** e **N2**, algumas premissas são colocadas. É assumido que todos eventos de perda de pacotes em todos receptores para todos pacotes são mutuamente independentes e que a probabilidade de perda do pacote tem valor p, independente do receptor. Esta premissa é válida se a perda na espinha dorsal (*backbone*) for pequena e se houver pequena perda do transmissor à espinha dorsal da rede. De acordo com o verificado em Yajnik *et al.* [41], a perda ocorrida na espinha dorsal (*backbone*) é pequena. Se, no entanto, houver correlação entre as perdas, acredita-se que a análise com perdas independentes irá produzir limites pessimistas em vazão como conseqüência. Além disso, assume-se que os NAKs e ACKs nunca são perdidos, baseado no fato de que os pacotes de informação de controle tem tamanho pequeno.

São definidas as variáveis aleatórias X_p, equivalente ao tempo de processamento de um pacote no transmissor, Y_p, tempo de processamento de um pacote no receptor, X_a, tempo de processamento de um ACK no transmissor, Y_a, tempo de processamento de um ACK no receptor e X_t, tempo de processamento de um temporizador no transmissor. Pode também ser definida a variável aleatória M equivalente ao número de transmissões de um pacote necessárias para todos os receptores receberem corretamente este pacote. Os tempos de processamento médios para um pacote no transmissor $E[X^A]$ e no receptor $E[Y^A]$ são dados por

$$E[X^A] = E[M]E[X_p] + (E[M]-1)E[X_t] + RE[M](1-p)E[X_a] \text{ e} \tag{II.1}$$

$$E[Y^A] = E[M](1-p)E[Y_p] + E[M](1-p)E[Y_a]. \tag{II.2}$$

Podem ser encontradas então as taxas de processamento no transmissor, $\Lambda_t^A = 1/E[X^A]$, e no receptor, $\Lambda_r^A = 1/E[Y^A]$. Desta forma, para aplicações um-para-muitos a taxa de processamento observada será o valor mínimo entre as taxas de processamento no receptor e no transmissor. Para aplicações muitos-para-muitos, o tempo de processamento médio será $E[X^A]/(R+1) + RE[Y^A]/(R+1)$. Resumindo, as taxas de processamento médias para aplicações um-para-muitos e muitos-para-muitos são, respectivamente,

$$\Lambda_u^A = min\{\Lambda_t^A, \Lambda_r^A\} \text{ e} \tag{II.3}$$

$$\Lambda_m^A = \frac{R+1}{E[X^A] + RE[Y^A]}. \tag{II.4}$$

A análise de desempenho dos protocolos **N1** e **N2** assume as mesmas premissas discutidas anteriormente. Usa-se as mesmas variáveis aleatórias X_p, Y_p, X_t e as variáveis aleatórias X_n e Y_n, referentes ao tempo do processamento de um NAK no transmmissor e no receptor, respectivamente. Segundo Pingali, Kurose e Towsley, os tempos médios para processamento de um pacote no transmissor e nos receptores são, respectivamente:

$$E[X^{N1}] = E[M]E[X_p] + RpE[X_n]/(1-p)\ , \tag{II.5}$$

$$E[Y^{N1}] = E[M](1-p)E[Y_p] + pE[Y_n]/(1-p) + p^2E[Y_t]/(1-p)\ , \tag{II.6}$$

$$E[X^{N2}] = E[M]E[X_p] + (E[M]-1)E[X_n] \text{ e} \tag{II.7}$$

$$E[Y^{N2}] = E[M](1-p)E[Y_p] + (E[M]-1)E[Y_n] + p^2E[Y_t]/(1-p)\ . \tag{II.8}$$

E então as taxas de processamento são dadas pelo inverso destas quantidades. Por isso, $\Lambda_t^* = 1/E[X^*]$ e $\Lambda_r^* = 1/E[Y^*]$, onde $*$ pode significar tanto **N1** como **N2**. Finalmente, as taxas de processamento para ambos protocolos são encontradas, utilizando-se uma expressão análoga a que foi utilizada para o protocolo **A**. Por isso, tem-se

$$\Lambda_u^* = min\{\Lambda_t^*, \Lambda_r^*\} \text{ e} \tag{II.9}$$

$$\Lambda_m^* = \frac{R+1}{E[X^*] + RE[Y^*]} \ . \tag{II.10}$$

A taxa de processamento obtida no protocolo em árvore definido por Levine e Garcia-Luna-Aceves [3] e explicada anteriormente neste capítulo é calculada na fonte, nos nós intermediários e nos nós-folhas. Os tempos de processamento de HACKs no transmissor e no receptor correspondem, respectivamente, às variáveis aleatórias X_h e Y_h. Para a fonte, o tempo total de processamento e a taxa de processamento são relacionados por

$$1/\Lambda_f^{H1} = E[X_s^{H1}] = E[M]E[X_p] + (E[M]-1)E[X_t] + B(1-p)E[X_h]. \tag{II.11}$$

Para os nós intermediários e nós-folhas, também obtém-se a taxa de processamento, respectivamente:

$$1/\Lambda_i^{H1} = E[X_i^{H1}] = E[M](1-p)(E[Y_p] + E[Y_h]) \text{ e} \tag{II.12}$$

$$\begin{aligned} 1/\Lambda_r^{H1} = E[X_r^{H1}] = \quad & E[M](1-p)(E[Y_p] + E[Y_h]) + \\ & (E[M]-1)(E[X_p] + E[X_t]) + B(1-p)E[X_h]. \end{aligned} \tag{II.13}$$

A vazão total obtida neste protocolo é então o valor mínimo entre estas três quantidades. Logo, tem-se

$$\Lambda^{H1} = min\{\Lambda_f^{H1}, \Lambda_i^{H1}, \Lambda_r^{H1}\}. \tag{II.14}$$

Outras análises referentes ao desempenho obtido com a utilização de topologias diversas em comunicações multiponto confiáveis podem ser obtidas em [42].

O protocolo **NP**, definido por Nonnenmacher *et al.*[10], também é avaliado em sua vazão proporcionada. Este protocolo serve-se de um algoritmo de correção automática de erros. Por isso, será importante associar novas variáveis aleatórias X_e e Y_d referentes a tempo para codificação de pacote e tempo de decodificação de pacote, respectivamente. A variável aleatória T corresponde ao número de transmissões necessárias para todos os receptores receberem um grupo de transmissão (TG) (T_r é o número necessário para um receptor r). Além disso, a variável aleatória M^{NP} é o número de transmissões necessárias para recepção de um pacote com sucesso por todos os receptores. No entanto, a média $E[M^{NP}]$ é obtida por uma expressão que depende dos parâmetros do algoritmo e pode ser encontrada em [10]. Considerando-se que um grupo de pacotes enviados contém k pacotes de dados, obtém-se a taxa de processamento no transmissor e nos receptores, respectivamente,

$$1/\Lambda_t^{NP} = E[X^{NP}] = E[X_e] + E[M^{NP}]E[X_p] + ((E[T]-1)/k)E[X_n] \text{ e} \tag{II.15}$$

$$\begin{aligned} 1/\Lambda_r^{NP} = \;& E[M^{NP}](1-p)E[Y_p] + ((E[T]-1)k)E[Y_n] + \\ & P(T_r > 2)(E[T_r|T_r > 2] - 2)E[Y_t] + E[Y_d]. \end{aligned} \tag{II.16}$$

Portanto, a vazão proporcionada pelo protocolo **NP** será, da mesma forma, o valor mínimo entre estas taxas obtidas:

$$\Lambda^{NP} = min\{\Lambda_t^{NP}, \Lambda_r^{NP}\}. \tag{II.17}$$

II.6.2 Uma Classificação

Finalmente, para classificar os mecanismos para comunicações multiponto confiáveis, vários critérios podem ser utilizados. Os protocolos podem ser elaborados a partir de um conjunto de mecanismos a serem aplicados, trabalhando sob variadas abordagens.

Quanto a orientação, já foi bem comentado neste capítulo a distinção entre protocolos orientados pelo transmissor e pelo receptor. Uma nova taxonomia foi apresentada por Levine e Garcia-Luna-Aceves [3] em que se rediscute o conceito de orientação. O critério utilizado para os autores diferirem as orientações pelo transmissor e pelo receptor é basicamente a estratégia de alocação de memória utilizada.

De acordo com Levine e Garcia-Luna-Aceves, um protocolo orientado pelo transmissor realiza a liberação de memória referente a um pacote de dados enviado somente após receber ACKs relacionados a este pacote vindos de todos os receptores. Nota-se que a fonte deve conhecer todo o conjunto de receptores. Ao contrário, um protocolo orientado pelos receptores mantém o conjunto de receptores anônimos e usa reconhecimentos negativos (NAKs). Deve-se acrescentar que apenas a utilização de NAK não torna um protocolo orientado pelo receptor. Por exemplo, o NETBLT [43] é um protocolo ponto-a-ponto que usa NAKs apenas para requisitar retransmissão em pequenas partições dos dados. Entre as partições, chamadas *buffers*, estão ACKs para todos os dados da partição. Somente após recebimento deste ACK, o transmissor libera os dados da memória. Por isso, trata-se de um protocolo orientado pelo transmissor.

A principal crítica que fazem ao uso de protocolos orientados pelo receptor é a impossibilidade em se determinar quando realizar a liberação de memória por parte do transmissor com segurança. Isto ocorre pois não há ACKs e o transmissor apenas recebe informação dos receptores quando os pacotes são perdidos e não quando eles são entregues corretamente. Por isso, não há um mecanismo explícito para a liberação de memória. Por isso, com memória finita, pode ocorrer uma situação em que, ao preencher toda a memória, para transmissão de novos pacotes será necessária a liberação de parte da memória. Se receber um NAK referente a um pacote que já foi apagado, o transmissor não terá como retransmiti-lo (*deadlock*).

Ao longo desta tese, o conceito de orientação utilizado é o mesmo que foi inicialmente definido e que é adotado em [13, 15].

Também podem ser elaborados protocolos que se servem de mecanismos com temporização como a supressão de NAKs, que busca diminuir o número de NAKs retornados a rede através de inserção de um tempo aleatório. Um problema existente no uso deste protocolo decorre justamente a necessidade de enviar NAKs a todo o grupo de comunicação multiponto. Como proposto por Floyd [35] na plataforma SRM, para uso em redes de larga área (WANs), o algoritmo de supressão de NAKs requer que os temporizadores sejam ajustados baseando-se em atualizações enviadas em multiponto por todos os participantes. À medida que o número de participantes cresce, aumenta também a quantidade de trabalho gerada por estas atualizações. Em uma rede local, que possui um escopo mais limitado, este mecanismo é mais apropriado tanto pela limitação existente como pela menor necessidade de atualização, pois pode-se considerar pequena variação de parâmetros como atraso de propagação. Ainda decorrente da resposta em multiponto dos receptores, há a situação em que participantes em enlaces congestionados interferem no conjunto inteiro de participantes. Portanto, pode haver uma degradação da qualidade do serviço provocada por pontos isolados no grupo de comunicação multiponto. Este problema é frequentemente chamado como problema do bebê chorão (*"crying baby" problem*). Por fim, há necessidade de escolha ou estimação cuidadosa dos parâmetros a serem utilizados para um funcionamento eficiente.

Quanto à hierarquia, os protocolos podem ser simples ou possuir alguma topologia específica. Neste caso, podem ser elaborados protocolos em grupos ou com alguma topologia estruturada como estrela, anel, hipercubo etc. que foram descritas neste capítulo. A utilização de topologias complexas possui vantagens em termos de escalabilidade, porém obriga a um alto custo na criação da árvore e na sua gerência.

Quanto a utilização de redundâncias, pode-se utilizar a correção automática de erros (FEC) ou alguma outra estratégia que coloque redundâncias que diminuam a probabilidade de perda de informação. Em particular, o capítulo IV apresenta uma estratégia de transmissão de múltiplas cópias que atua exatamente neste mesmo sentido. Deve-se, sobretudo, avaliar para estes mecanismos o compromisso entre processamento e eficiência. Ademais, estas estratégias assumem importância destacada em situações onde há altas taxas de perda de pacotes.

Capítulo III

Prioridades

Frente a alto número de receptores em um grupo de comunicação, o tratamento de reconhecimentos pode significar sobrecarga imposta aos participantes do sistema multiponto. Com a utilização de um esquema de prioridades os efeitos acarretados ao desempenho deste sistema são amenizados. Este capítulo apresenta um esquema de prioridades a ser aplicado em comunicações multiponto confiáveis. Realiza uma análise de seu comportamento e obtém algumas conclusões. O esquema de prioridades adotado, as análises realizadas e os resultados obtidos também são encontrados em [19, 20].

III.1 Um Esquema de Prioridades

O mecanismo de prioridades para dois fluxos que injetam trabalho a um servidor em uma fila 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 [44]. 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 III.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.

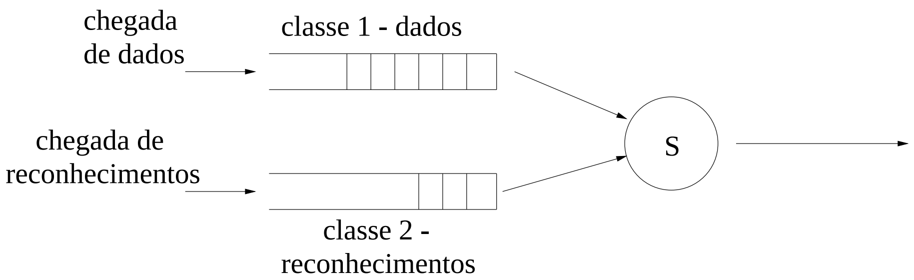


Figura III.1: Visualização do esquema de prioridades em duas filas.

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 e desempenho alcançados.

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.

III.2 Prioridades e Orientação pelo Transmissor

Baseado no protocolo orientado pelo transmissor que foi definido por Pingali *et al.* e que foi abordado no capítulo II, define-se um protocolo genérico que utiliza o esquema de prioridades apresentado. 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 também a 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.

III.3 Prioridades e Orientação pelo Receptor

A abordagem que considera a orientação pelo receptor, distinta da anterior, coloca nos receptores a responsabilidade pela confiabilidade da transferência dos dados. 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 um 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.

Neste trabalho, o escalonamento por prioridades proposto é adotado para definição do protocolo **RP** que, da mesma forma que o protocolo **TP**, é relacionado com o protocolo

N1, apresentado em [13], que apresenta o conceito de controle por receptores, mas não faz diferença entre fluxos observados no protocolo.

III.4 Prioridades e Supressão de NAKs

No protocolo descrito na seção III.3, 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 e chegam 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 utilizar o mecanismo de supressão de NAKs discutido no capítulo II. 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. Este protocolo é baseado no que foi definido em [13] e 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.

III.5 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.

Pode ser definida a váriavel aleatória $M_i^{(r)}$ correspondente ao número de vezes que um

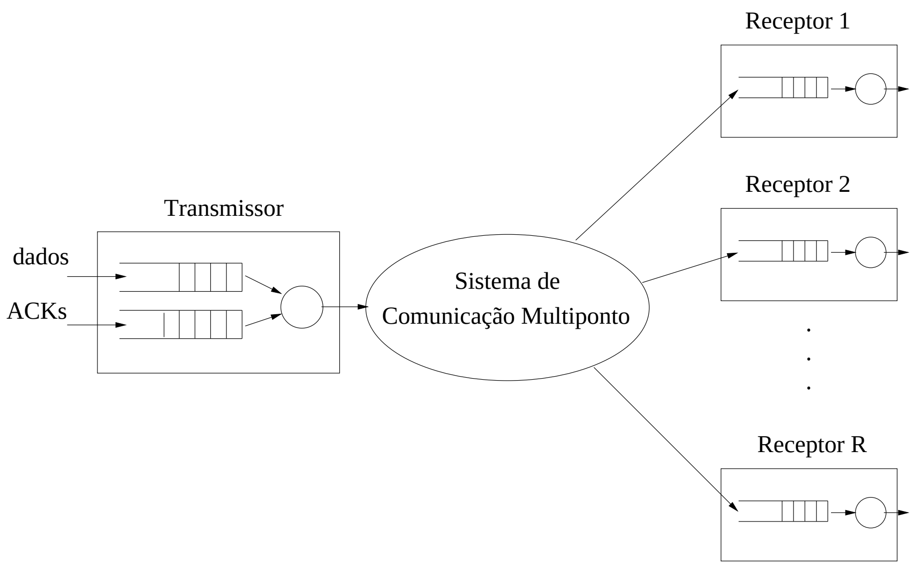


Figura III.2: Sistema sob operação do protocolo **TP**.

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 $M = max[M_i^{(r)}]$, onde $1 \leq i \leq R$. A função de distribuição de M e sua média são dadas por:

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

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

III.5.1 Atraso do 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. Primeira-

Tabela III.1: Constantes e variáveis aleatórias utilizadas para análise dos protocolos com prioridades.

p	probabilidade de perda
R	número de receptores
X	tempo de processamento de um pacote de dados
Y	tempo de processamento de um reconhecimento (ACK ou NAK)
$M^{(r)}$	número de retransmissões necessárias para recepção correta pelo receptor r
M	número de retransmissões necessárias para recepção correta por todos R receptores
ρ_d^T	carga composta por pacotes de dados no transmissor
ρ_a^T	carga composta por ACKs no transmissor
ρ_n^T	carga composta por NAKs no transmissor
ρ_*^T	carga total imposta ao transmissor pelo protocolo $*$
W_*^{Td}	tempo médio de espera em *buffer* do transmissor para um pacote de dados no protocolo $*$
W_*^{Ta}	tempo médio de espera em *buffer* do transmissor para um ACK no protocolo $*$
W_*^{Tn}	tempo médio de espera em *buffer* do transmissor para um NAK no protocolo $*$
ρ_d^R	carga composta por pacotes de dados no transmissor
ρ_a^R	carga composta por ACKs no transmissor
ρ_n^R	carga composta por NAKs no transmissor
ρ_*^R	carga total imposta ao receptor pelo protocolo **TP**
W_*^{Rd}	tempo médio de espera em *buffer* do receptor para um pacote de dados no protocolo $*$
W_*^{Ra}	tempo médio de espera em *buffer* do receptor para um ACK no protocolo $*$
W_*^{Rn}	tempo médio de espera em *buffer* do receptor para um NAK no protocolo $*$
D'_{RP}	atraso na fase de deteção de perda de pacote
D''_{RP}	atraso na fase de recuperação de pacote
D_*	atraso gerado pelo protocolo $*$

mente, 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

$$\rho_d^T = \lambda E[M]E[X]. \tag{III.2}$$

Há, também, o fluxo de reconhecimentos. A taxa de chegada de ACKs será denotada λ_a^T, com valor $\lambda R E[M](1-p)$. 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

$$\rho_a^T = \lambda R E[M](1-p)E[Y]. \tag{III.3}$$

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

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

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 [44, 45]. Com isso, o tempo de espera para pacotes de dados em *buffer* é

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

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 [46]:

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

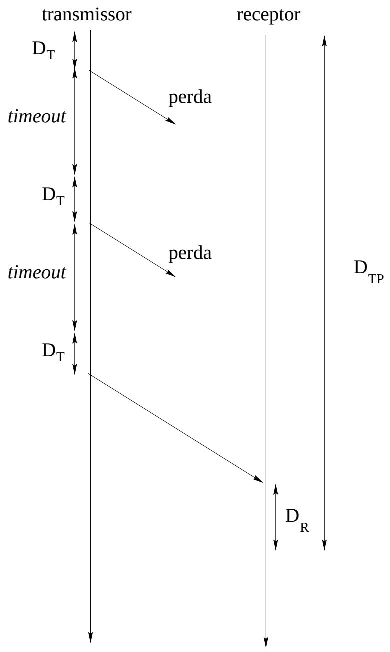


Figura III.3: Operação possível para o protocolo **TP**.

O exemplo da figura III.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}:

$$\begin{aligned} E[D_{TP}] &= \left(\sum_{j=1}^{\infty} p^{j-1}(1-p)(j(E[W_{TP}^T] + E[X]) + (j-1)T_T)\right) \qquad \text{(III.7)} \\ &\quad +\tau + E[W_{TP}^R] + E[X] \\ &= \frac{(E[W_{TP}^{Td}] + E[X] + pT_T)}{(1-p)} + \tau + E[W_{TP}^R] + E[X]. \end{aligned}$$

III.5.2 Atraso do 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.

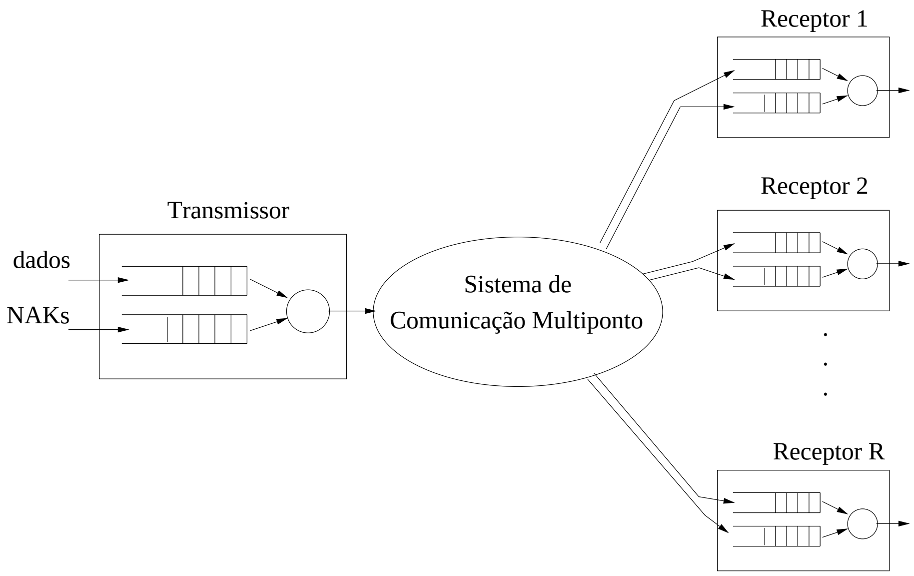


Figura III.4: Sistema sob protocolo **RP**.

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,

$$\lambda_r^T = \lambda(E[M] - 1) \text{ e } \lambda_n^T = \lambda(E[M^{(r)}] - E[M] - R + 1). \tag{III.8}$$

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

$$\rho_d^T = \lambda E[X]. \tag{III.9}$$

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

$$\rho_n^T = \lambda R(E[M^{(r)}] - 1)E[Y] + \lambda(E[M] - 1)E[X]. \tag{III.10}$$

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:

$$E[W_{RP}^{Td}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2] + \lambda_r^T (E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y]) + \lambda_n^T E[Y^2]}{2(1 - \rho_d^T)} \text{ e} \tag{III.11}$$

$$E[W_{RP}^{Tn}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2] + \lambda_r^T (E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y]) + \lambda_n^T E[Y^2]}{2(1 - \rho_d^T)(1 - \rho^T)}, \tag{III.12}$$

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

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

$$\lambda_d^R = \lambda E[M](1 - p) \text{ e } \lambda_n^R = \lambda(E[M^{(r)}] - 1). \tag{III.13}$$

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

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

$$E[W_{RP}^{Rn}] = \frac{\lambda_d^R E[X^2] + \lambda_n^R E[Y^2]}{2(1 - \rho_d^R)(1 - \rho^R)} . \tag{III.15}$$

A figura III.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.

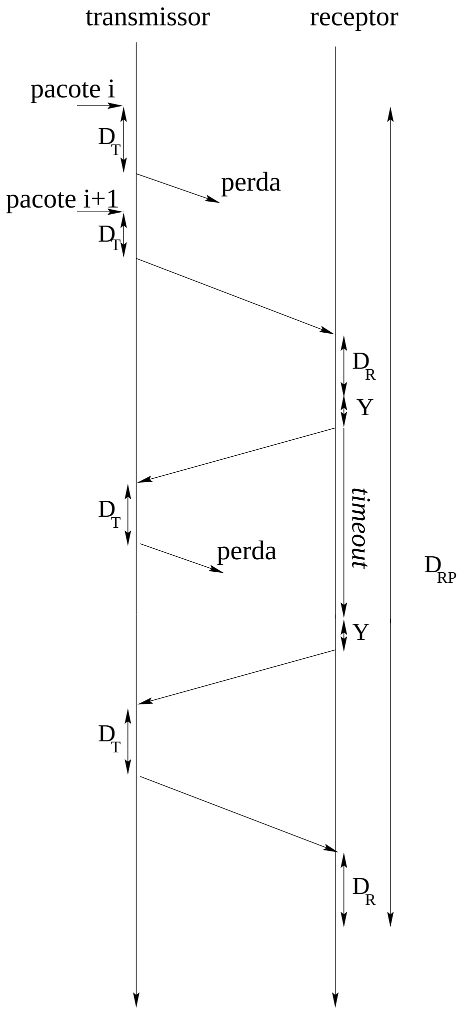


Figura III.5: Possível operação para o protocolo **RP**.

Para obter o atraso proporcionado pela primeira fase, para um pacote i anotado como perdido pelo receptor tomado aleatoriamente, deve-se 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

$$P(L = l \,|\, K = k) = p^{l(k+1)}(1 - p^{k+1}), l = 0, \ldots; k = 0, \ldots, R-1 \qquad \text{(III.16)}$$

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

$$\begin{aligned} E[D^{'}_{RP}] &= \sum_{k=0}^{R-1} \begin{pmatrix} R-1 \\ k \end{pmatrix} p^k (1-p)^{R-k-1} \frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} \\ &\quad + E[W^{Td}_{RP}] + E[W^{Rd}_{RP}] + \tau + 2E[X] + E[Y]. \end{aligned} \qquad \text{(III.17)}$$

Resta calcular a segunda parcela componente do atraso, referente a segunda fase. E observando-se a figura III.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:

$$\begin{aligned} E[D^{''}_{RP}] &= \left(\sum_{j=1}^{\infty} p^{j-1}(1-p)(j-1)(T_R + E[W^{Rn}_{RP}] + E[Y]) \right) \\ &\quad + 2\tau + E[W^{Td}_{RP}] + E[X] + E[W^{Rd}_{RP}] + E[X] \\ &= \frac{p(T_R + E[W^{Rn}_{RP}] + E[Y])}{(1-p)} + E[W^{Sd}_{RP}] + E[W^{Rd}_{RP}] + 2(E[X] + \tau). \end{aligned} \qquad \text{(III.18)}$$

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

$$E[D_{RP}] = (1-p)(E[W_{RP}^{Td}] + E[W_{RP}^{Rd}] + 2E[X] + \tau) + p(E[D'_{RP}] + E[D''_{RP}]). \quad \text{(III.19)}$$

III.5.3 Atraso do 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.* [15], determina-se uma expressão para E[Q]. Seguindo o mesmo raciocínio realizado para o protocolo **RP**, tem-se

$$\lambda_t^T = \lambda, \quad \text{(III.20)}$$

$$\lambda_r^T = \lambda(E[M]-1), \quad \text{(III.21)}$$

$$\lambda_n^T = \lambda(E[Q]-E[M]+1). \quad \text{(III.22)}$$

Os tempos de serviço são respectivamente X, $X+Y$ e Y. A primeira taxa corresponde à 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 (III.9) e (III.10), 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 $\lambda_t^R = \lambda E[M](1-p)$. 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

$$\rho_d^R = \lambda E[M](1-p)E[X]. \tag{III.23}$$

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

$$E[W_{RPS}^{Rd}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)} \text{ e} \tag{III.24}$$

$$E[W_{RPS}^{Rn}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)(1-\rho^R)}. \tag{III.25}$$

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 III.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 [15].

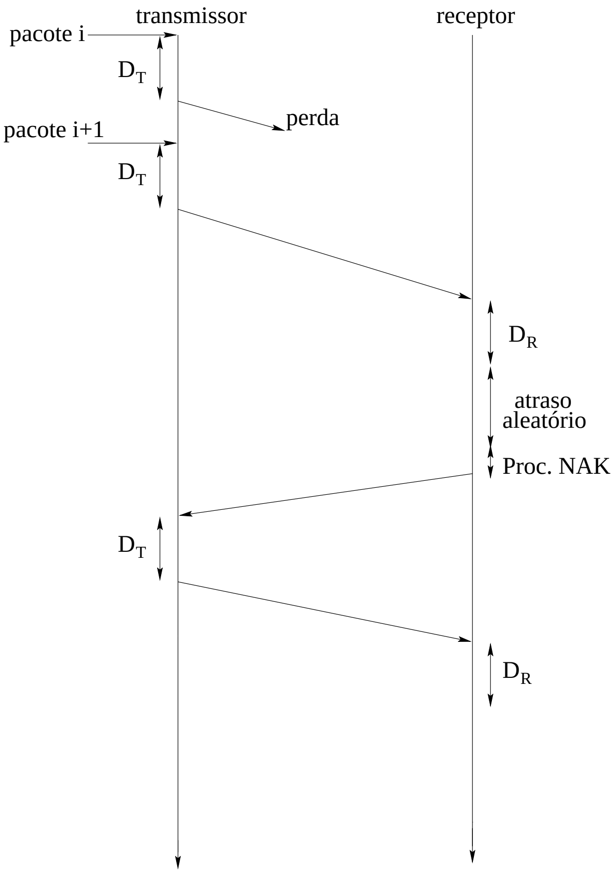


Figura III.6: Operação possível para o protocolo **RPS** e o tempo aleatório introduzido no mecanismo de supressão de NAKs.

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:

$$
\begin{aligned}
& E[D_{RPS}] \\
&= E[W_{RPS}^{Td}] + E[W_{RPS}^{Rd}] + 2E[X] + \tau + pE[V] + \frac{p^2(T_R + E[W_{RPS}^{Rn}] + E[Y])}{1-p} + \\
& p\left(\sum_{k=0}^{R-1} \left(\begin{array}{c} R-1 \\ k \end{array}\right) p^k (1-p)^{R-k-1} \frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} + E[W_{RPS}^{Td}] + E[W_{RPS}^{Rd}] + 2(E[X]+\tau)\right).
\end{aligned}
\qquad \text{(III.26)}
$$

III.6 Resultados Numéricos e Comparações

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 [13, 15], 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 [9] 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 $\tau = 20.0$.

Foram utilizados para efeito de comparação os protocolos descritos em [13, 15]: **A**, orientado pelo transmissor; **N1**, orientado pelo receptor simplesmente; e **N2**, orientado pelo receptor com mecanismo de supressão de NAKs.

O gráfico da figura III.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. Conseqüentemente, verifica-se que para possíveis variações no número de participantes envolvidos no sistema haverá uma variação de atraso bem menor sob o protocolo **TP**.

Também na figura III.7, pode-se notar efeito semelhante para o protocolo **RP**, pois

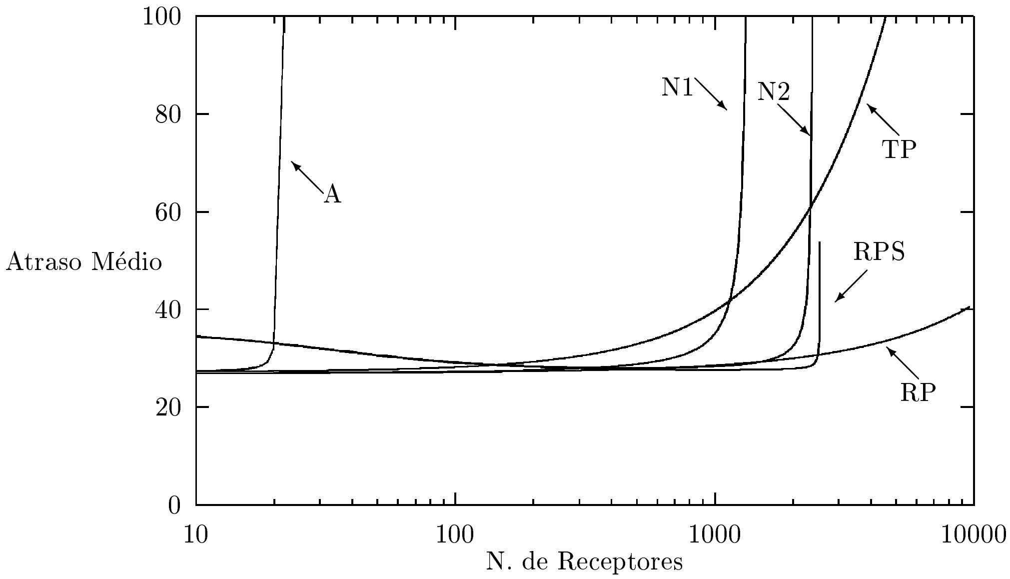


Figura III.7: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.1$ e $\lambda = 0.1$.

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 maior de que seja pequeno o tempo aleatório esperado até que um NAK seja enviado do para poucos receptores. 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 necessário 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.

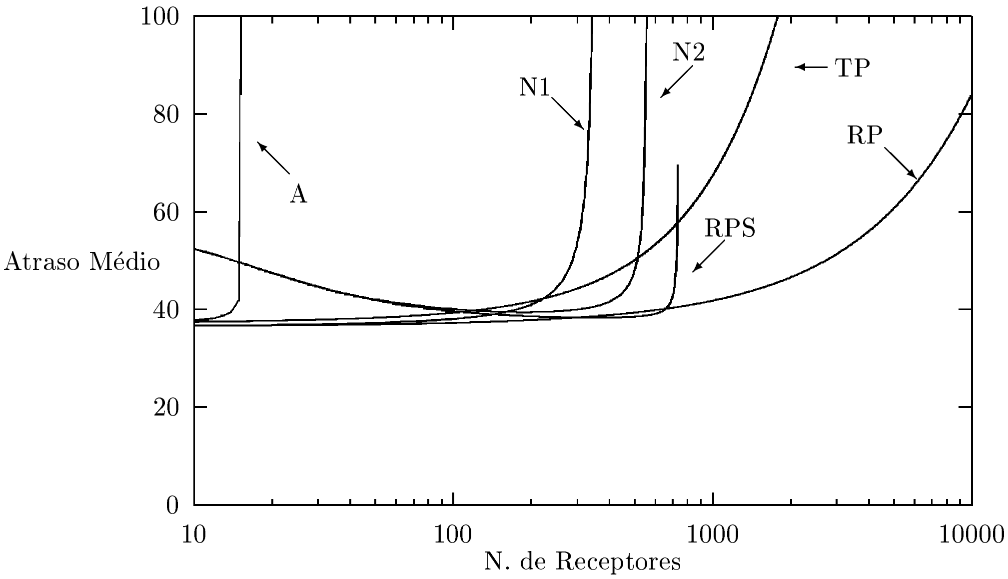


Figura III.8: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.25$ e $\lambda = 0.1$.

A figura III.7 também possibilita visualizar estes efeitos e estabelecer uma comparação entre todos os protocolos estudados.

As curvas da figura III.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 III.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 III.9 apresenta o comportamento dos diversos protocolos descritos sob uma taxa de chegada $\lambda = 0.2$.

A figura III.11 apresenta a carga total submetida aos receptores com a utilização dos protocolos **RP** e **RPS** para $p = 0.1$ e $\lambda = 0.1$. Nota-se que a carga que os receptores

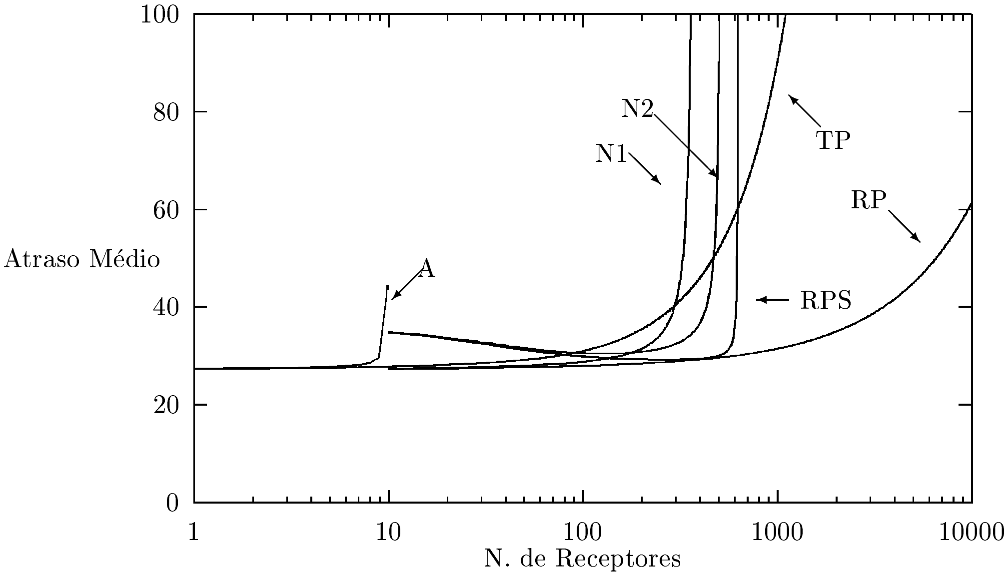


Figura III.9: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.1$ e $\lambda = 0.2$.

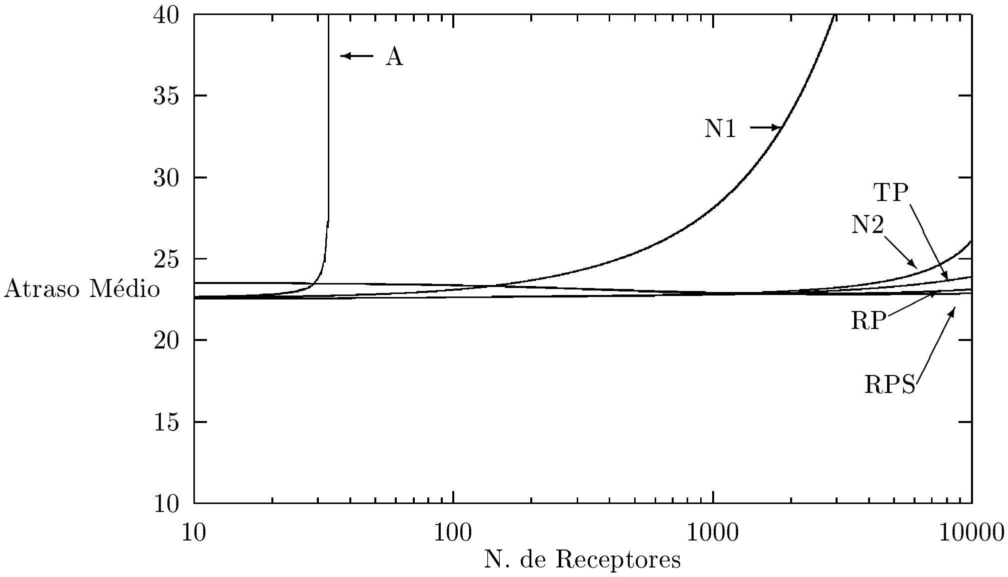


Figura III.10: Atraso médio versus número de receptores com $p = 0.01$ e $\lambda = 0.1$.

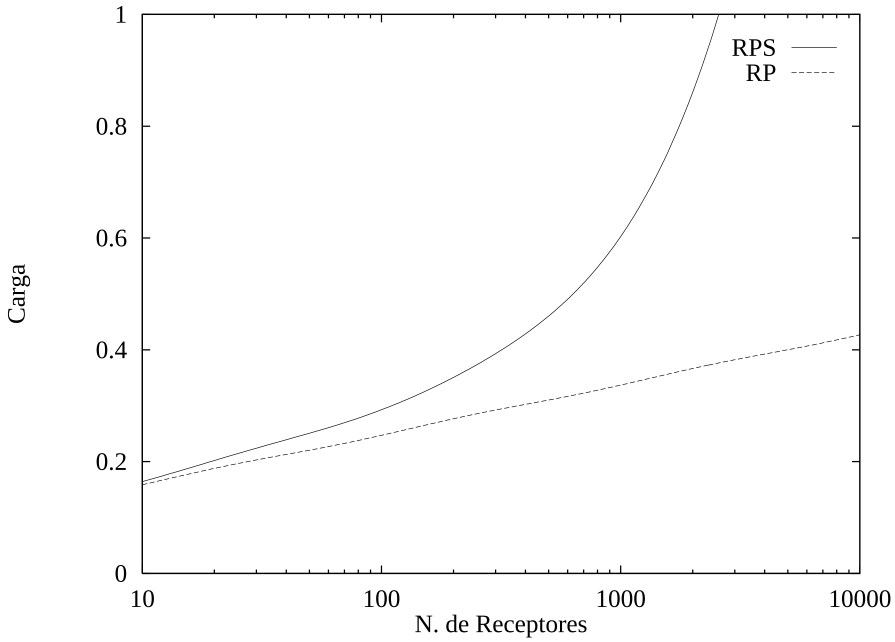


Figura III.11: Carga submetida aos receptores para $p = 0.1$ e $\lambda = 0.1$.

devem processar com o protocolo **RPS** cresce muito mais rapidamente com o aumento do número de receptores do que em relação ao protocolo **RP**. Tal efeito decorre do envio em multiponto de NAKs existente no protocolo **RPS** a todos os participantes do sistema de comunicação multiponto, o que gera uma quantidade de trabalho maior de trabalho a ser gerida pelos receptores. Como o esquema de prioridades não modifica esta carga, este efeito também provoca a limitação em número de receptores existente para o protocolo **RPS**, observada nas figuras III.7, III.8, III.9 e III.10.

Capítulo IV

Múltiplas Cópias

Este capítulo apresenta a transmissão de múltiplas cópias para aumento de escalabilidade em comunicações multiponto confiáveis. A partir do desenvolvimento da análise de desempenho dos protocolos que se servem de tal estratégia, são obtidos importantes resultados em vazão e atraso que estão mostrados ao longo do capítulo. As análises e os principais resultados obtidos também são encontrados em [21, 22].

IV.1 Transmissão de Múltiplas Cópias

Para reduzir os efeitos da implosão de reconhecimentos, neste trabalho é proposta a transmissão de múltiplas cópias a ser utilizada em protocolos multiponto confiáveis. Esta seção apresenta o funcionamento detalhado da transmissão com múltiplas cópias e define protocolos que a utilizam juntamente com abordagens como orientação pelo transmissor e pelo receptor [13] e também mecanismo de supressão de NAKs.

Usualmente, transmissores de um sistema de comunicação multiponto enviam pacotes de dados e esperam o momento em que se pode considerar que o pacote foi perdido ou, em caso contrário, teve sucesso na transmissão em questão. Se os pacotes são perdidos a taxas pequenas, apenas uma transmissão será suficiente para uma correta recepção para a maior parte dos pacotes gerados. Em um caso ideal, onde não há perda, todos os pacotes são recebidos perfeitamente em uma transmissão.

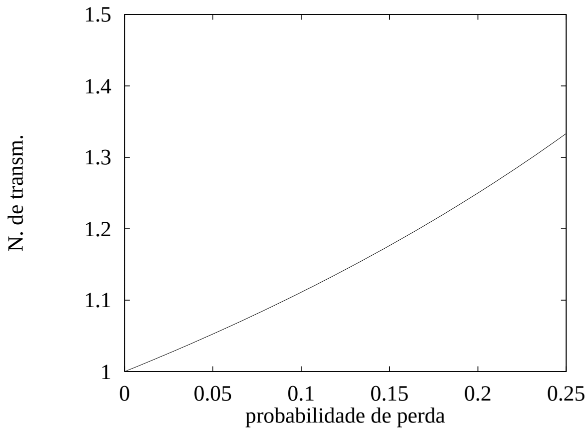


Figura IV.1: Número de transmissões necessárias para recepção correta por um receptor.

Entretanto, o cenário é bem diferente se a taxa de perda de pacotes é relativamente alta. Nesta situação, algumas retransmissões podem ser previstas até a completa recepção do pacote para um receptor escolhido dentre os participantes do sistema de comunicação. Ainda, o número de transmissões necessárias para todos os receptores receberem corretamente o pacote será maior. Mesmo taxas de perda consideradas aceitáveis para um único receptor podem ser críticas quando há grande quantidade de participantes no sistema. Por isso, torna-se necessário soluções para alcance de escalabilidade nestes sistemas.

Por isso, transmitir cópias dos pacotes é uma possibilidade a ser considerada em comunicações multiponto. Esta é a base da estratégia de transmissões múltiplas proposto neste trabalho. Seu funcionamento é bastante simples: a cada transmissão ou retransmissão o transmissor envia m cópias em vez de uma única. Isto irá aumentar as chances de recebimento correto do pacote. A simplicidade da estratégia também implica em fácil implementação e pouca carga de processamento adicionada.

Pode haver impressão de que a multiplicidade de pacotes, causada por esta estratégia, irá acarretar mais necessidade de largura de faixa no canal de comunicação, o que seria uma desvantagem do mecanismo.

A figura IV.1 exemplifica o número de transmissões necessárias até a correta recepção de um pacote de dados por parte de um único receptor, em caso que assume uma perda de pacote inteiramente independente de qualquer possível perda anterior. Para probabilidades de perda mais altas o número de transmissões necessárias sofre acréscimo de mais

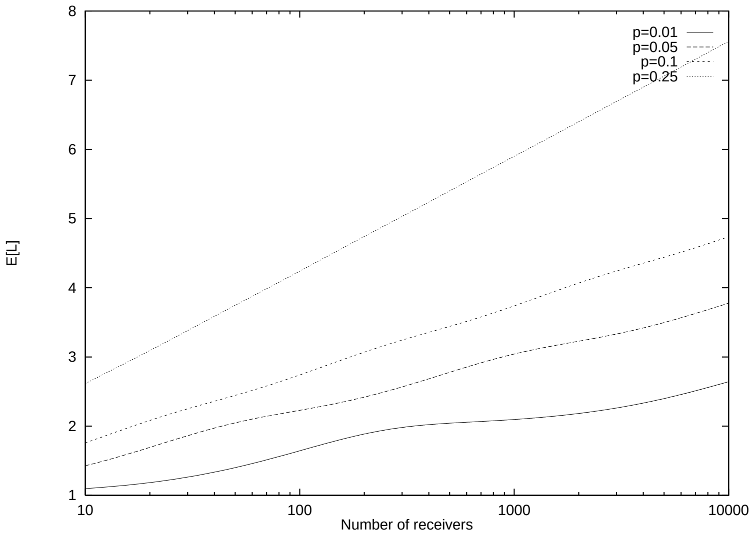


Figura IV.2: Número de transmissões necessárias até a completa recepção por parte de todos os receptores integrantes do grupo de comunicação.

do 20% do caso ideal em que uma única transmissão basta. De posse de um conjunto de receptores, este acréscimo sofre acréscimo maior ainda. A figura IV.2 mostra o número de transmissões necessárias para completa recepção de um pacote por parte de todos os receptores participantes da comunicação multiponto. Neste caso, trabalhando-se com alto número de receptores, o número de transmissões necessárias chega a exceder o valor 7. Logo, com o envio de m cópias e considerando-se o uso de reconhecimentos negativos, os pacotes estarão sendo enviados em avanço, reduzindo o número de NAKs retornados pelos receptores aos transmissores. Além disso, o atraso médio gerado diminuirá uma vez que o número de respostas dos receptores é reduzido, eliminando-se uma parcela referente ao tempo de transmissão e processamento de NAKs.

Em comparação com um algoritmo de correção automática de erros, este mecanismo revela-se bastante simples, acarretando menos custo em implementação e também em processamento, de forma que, em situações de alta taxa de perda de pacotes, sua utilização traz vantagens.

IV.2 Múltiplas Cópias e Orientação pelo Transmissor

Será definido inicialmente um protocolo orientador pelo **T**ransmissor e com transmissões por **M**últiplas cópias (**TM**). Como a orientação se faz 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. O seu funcionamento é similar ao protocolo orientado pelo transmissor com prioridades definido no capítulo III. 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. As transmissões ocorrem por múltiplas cópias, por isso, a cada novo pacote a ser enviado, o transmissor se encarregará de enviar m cópias. Ao estouro de temporizador, são realizadas retransmissões também com m réplicas [21].

A estratégia de retransmissão empregado é a retransmissão seletiva (*selective repeat*). Este protocolo pode ser relacionado com o protocolo **A** descrito em [13] que também é controlado por transmissor.

IV.3 Múltiplas Cópias e Orientação pelo Receptor

Pode-se também definir um segundo protocolo denominado **RM**, orientado pelo **R**eceptor com transmissão por **M**últiplas cópias. O transmissor irá transmitir pacotes em conjuntos de m réplicas até que receba um reconhecimento negativo (NAK) por parte de um receptor, indicando que determinado pacote foi recebido com erro ou simplesmente não chegou. Neste caso, ao emissor caberá retransmitir o pacote mais uma vez em grupo de m cópias. 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 seqüenciamento 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.

Pode-se, ainda, definir um terceiro protocolo com o acréscimo de um mecanismo de supressão de NAKs. Este protocolo será chamado **RMS**, pois é orientado pelo **R**eceptor, com transmissões por **M**últiplas Cópias e com **S**upressão de NAKs. Portanto, este protocolo realiza operação nos mesmos moldes do protocolo **RPS**, à exceção do esquema de prioridades. Neste caso, é utilizada a transmissão de múltiplas cópias.

IV.4 Análise de Desempenho: Atraso

Neste trabalho, é enfocada particularmente a análise de atraso gerado pelos protocolos definidos. 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 **TM**, **RM** e **RMS**. 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 **RMS** pelo mecanismo de supressão de NAKs.

A análise apresentada possui algumas premissas a exemplo do que foi apresentado no capítulo III. Sem perda de generalidade, são considerados R receptores e um transmissor. A probabilidade de perda de um pacote de dados por um receptor qualquer é p_r. As perdas de pacotes ocorrem independentemente entre receptores e também são independentes de possíveis perdas anteriormente ocorridas. Um processo de Poisson com taxa λ determina a geração de pacotes no transmissor. Os reconhecimentos são mensagens com tamanho bem menor do que os pacotes de dados e, por isso, assume-se que os reconhecimentos nunca são perdidos. O atraso de propagação entre o transmissor e cada um dos receptores, com valor τ, é o mesmo para todos os participantes do sistema de comunicação multiponto.

Tal qual a análise efetuada no capítulo III, o tempo de processamento necessário para o tratamento a pacotes de dados e reconhecimentos são váriaveis aleatórias, X e Y, respectivamente. Estas variáveis aleatórias possuem médias $E[X]$ e $E[Y]$ e segundos momentos $E[X^2]$ e $E[Y^2]$, respectivamente. Para o tempo de processamento de um grupo de m cópias, há nova variável aleatória denominada X_g. X_g é então constituído por um tempo para processamento de um pacote original e outro período de tempo para

Tabela IV.1: Constantes e variáveis aleatórias utilizadas para análise dos protocolos com transmissão de múltiplas cópias.

p_r	probabilidade de perda de um pacote de dados
m	número de cópias enviado pelo transmissor em transmissão ou retransmissão
p	probabilidade de perda
R	número de receptores
X	tempo de processamento de um pacote de dados
X_g	tempo de processamento para m cópias de um pacote de dados no transmissor
Y	tempo de processamento de um reconhecimento (ACK ou NAK)
f	coeficiente de tempo adicional de processamento para uma cópia
$N^{(r)}$	número de retransmissões necessárias para recepção correta pelo receptor r
N	número de retransmissões necessárias para recepção correta por todos R receptores
ρ_*^T	carga total imposta ao transmissor pelo protocolo $*$
W_*^T	tempo médio de espera em *buffer* do transmissor para um pacote de dados ou reconhecimento no protocolo $*$
ρ_*^R	carga total imposta ao receptor pelo protocolo **TP**
W_*^R	tempo médio de espera em *buffer* do receptor para um pacote de dados ou reconhecimento no protocolo $*$
$D_{RP}^{'}$	atraso na fase de deteção de perda de pacote
$D_{RP}^{''}$	atraso na fase de recuperação de pacote
D_*	atraso gerado pelo protocolo $*$
T_s^*	tempo de processamento total para um pacote no transmissor pelo protocolo $*$
T_r^*	tempo de processamento total para um pacote no transmissor pelo protocolo $*$

processar $m-1$ pacotes replicados de modo a formar o grupo. Considera-se que o tempo de processamento é usualmente constituído em sua maior parte por procedimentos comuns às m cópias, como construção de cabeçalhos por exemplo [47]. Por isso, o período de tempo necessário para processar pacote adicional que é replicado é considerado uma fração do tempo de processamento de um pacote original. Esta fração é relacionada por meio de um coeficiente f. Com isso, tem-se que $X_g = X + \sum_{i=1}^{m-1} fX$, onde $0 \leq f \leq 1$. Logo, $E[X_g] = E[X] + (m-1)fE[X]$.

Como a probabilidade de perda de um pacote é dada por p_r, a probabilidade de um grupo inteiro de m cópias ser perdido será $p = p_r^m$. Pode ser definida a váriavel aleatória $N_i^{(r)}$ correspondente ao número de vezes que um grupo de pacotes de dados deve ser transmitido até que um pacote deste grupo seja corretamente recebido pelo receptor i. Outra variável aleatória importante será N, equivalente ao número de transmissões necessárias para que um pacote de dados seja recebido por todos os receptores corretamente. O conhecimento da distribuição destas variáveis aleatórias permite obter relações importantes a serem utilizadas na análise:

$$E[N^{(r)}] = \frac{1}{1-p} \text{ e } E[N] = \sum_{n=1}^{\infty}(1-(1-p^{n-1})^R). \tag{IV.1}$$

De posse destes dados, pode-se estudar os atrasos observados nos três modelos de protocolos propostos, **TM**, **RM** e **RMS**.

IV.4.1 Atraso do Protocolo TM

O procedimento a ser adotado para obter o atraso gerado pelo protocolo orientado pelo transmissor com múltiplas cópias segue os mesmos passos que foram desenvolvidos na análise do capítulo III. Inicialmente calcula-se os tempos de espera de pacotes em *buffer* para o protocolo **TM**. A taxa de pacotes retransmitidos devido a estouro de temporizador será equivalente a $\lambda(E[N]-1)$. Portanto, o fluxo de dados será denotado por $\lambda_d^T = \lambda E[N]$. Para o cálculo de taxa de chegada de ACKs, é necessário observar a taxa de chegada dos pacotes nos receptores. De um conjunto m de réplicas, o número de pacotes que chega a um receptor com sucesso é uma variável aleatória com distribuição binomial. Logo, como a probabilidade de perda para um simples pacote (réplica) é p_r, a média desta variável aleatória é $m(1-p_r)$. Sabendo-se que são necessárias em média $E[N]$ transmissões a fim de que todos os R receptores recebam corretamente um pacote e que a taxa de chegada e sua distribuição são as mesmas para todos receptores, a taxa de chegada de ACKs será denotada λ_a^T, com valor $m\lambda RE[N](1-p_r)$. Lembrando que as variáveis aleatórias Y e X_g correspondem ao tempo de processamento de um ACK e m cópias de um pacote de dados, respectivamente, pode-se escrever a carga introduzida ao transmissor como

$$\rho_{TM}^T = m\lambda RE[N](1-p_r)E[Y] + \lambda E[N]E[X_g]. \tag{IV.2}$$

É importante observar que no transmissor não haverá m réplicas do pacote de dados em *buffer*. As cópias dos pacotes são geradas pelo protocolo e enviadas. Trata-se de apenas processamento comum do pacote e repetição do procedimento de envio determinado na implementação em m vezes. O fato de transmitir réplicas não implica em cópia de memória, o que causaria degradação ao desempenho do sistema. Ao contrário, esta estratégia é muito simples de se implementar e o tempo adicional ao processamento pode ser considerado desprezível.

Como o processo de chegada de dados em *buffer* é Poisson e assume-se que os tempos de serviço são variáveis aleatórias independentes, modela-se este sistema como uma fila M/G/1. Pode-se, portanto, utilizar as relações para tempo de espera em tal fila [46]. Com isso, o tempo de espera para pacotes de dados em *buffer* é

$$E[W_{TM}^T] = \frac{\lambda_d^T E[X_g^2] + \lambda_a^T E[Y^2]}{2(1-\rho_{TM}^T)} \; . \tag{IV.3}$$

Nos receptores, há apenas um fluxo ocasionado por chegada de pacotes de dados seguido de transmissão imediata de ACK. A taxa de chegada da pacotes de dados é $\lambda^R = m\lambda E[N](1-p_r)$. 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 $\rho_{TM}^R = m\lambda E[N](1-p_r)(E[X]+E[Y])$. Como as chegadas ocorrem segundo processo de Poisson, encontra-se novamente o tempo médio de espera para um pacote no *buffer* de um receptor pela equação de Pollaczec-Kinchin [46]:

$$E[W_{TM}^R] = \frac{\lambda^R(E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y])}{2(1-\rho_{TM}^R)}. \tag{IV.4}$$

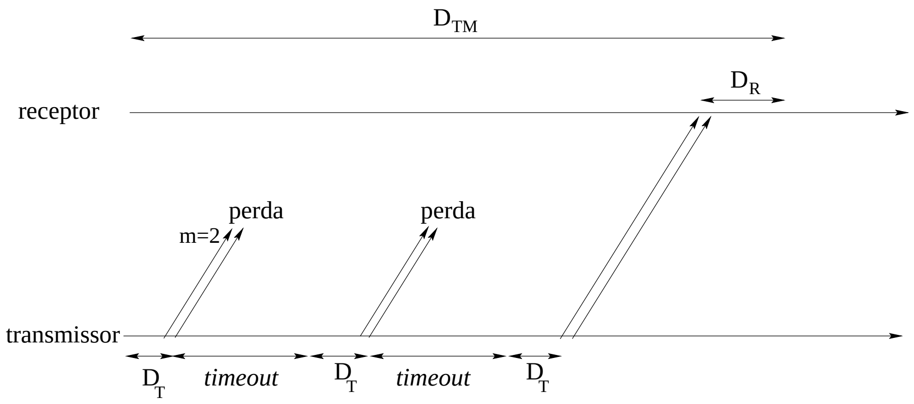


Figura IV.3: Operação possível para o protocolo TM.

A figura IV.3 mostra uma possível operação realizada por este protocolo, que é similar a desempenhada pelo protocolo orientado pelo transmissor apresentado no capítulo III, porém nesta situação são evidenciados pelo transmissor a transmissão de m cópias. As váriaveis D_T e D_R correspondem, respectivamente, ao tempo de espera em *buffer* somado ao tempo de processamento no transmissor e no receptor.

O intervalo de tempo reservado pelo temporizador é T_T. O atraso total observado, ou seja, o período de tempo compreendido entre a chegada de um pacote ao *buffer* do transmissor e sua correta recepção é D_{TM}. Uma vez que a probabilidade de um receptor tomado aleatoriamente precisar de exatamente j transmissões é $p^{j-1}(1-p)$, obtém-se D_{TM}:

$$
\begin{aligned}
E[D_{TM}] &= \left(\sum_{j=1}^{\infty} p^{j-1}(1-p)(j(E[W_{TM}^T] + E[X_g]) + (j-1)T_T)\right) \qquad \text{(IV.5)} \\
&\quad +\tau + E[W_{TM}^R] + E[X] \\
&= \frac{(E[W_{TM}^T] + E[X_g] + pT_T)}{(1-p)} + \tau + E[W_{TM}^R] + E[X].
\end{aligned}
$$

IV.4.2 Atraso do Protocolo RM

A análise do protocolo **RM** segue o mesmo raciocínio desenvolvido para o protocolo **TM**, pois são 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 fluxo de pacotes de dados a serem processados no transmissor é composto por transmissões de dados novos e retransmissões que se fizerem necessárias, sendo denotado por λ_t^T, com valor $\lambda E[N]$. A taxa de chegada de NAKs que determinam retransmissão de pacotes e a taxa de chegada do conjunto restante (não geram retransmissão de pacotes) de NAKs são, respectivamente, $\lambda_r^T = \lambda(E[N]-1)$ e $\lambda_n^T = \lambda(E[N^{(r)}] - E[N] - R + 1)$.

Os tempos de processamento de m pacotes (cópias) e de um NAK correspondem às variáveis aleatórias X_g e Y. Os NAKs que geram retransmissões determinam seu próprio tratamento e também processamento de novo grupo de m cópias, de forma que somando-se as estas duas parcelas tem-se X_g+Y, enquanto um NAK componente do outro conjunto de NAKs corresponde a processamento simples com tempo Y. Então, calcula-se a carga submetida ao transmissor:

$$\rho_{RM}^T = \lambda E[N]E[X_g] + \lambda R(E[N^{(r)}] - 1)E[Y]. \tag{IV.6}$$

De posse destas relações, obtém-se, analogamente ao protocolo **TM**, os tempos médios de espera de um pacote de dados e de um reconhecimento no transmissor:

$$E[W_{RM}^T] = \frac{\lambda_t^T E[X_g^2] + \lambda_r^T(E[X_g^2] + E[Y^2] + 2E[X_g]E[Y]) + \lambda_n^T E[Y^2]}{2(1-\rho_{RM}^T)} . \tag{IV.7}$$

Para o receptor, há igualmente chegada de dados e reconhecimentos. Percebe-se que a chegada de dados ocorrerá de forma semelhante a que foi discutida na análise do protocolo **TM** e que os NAKs são gerados exclusivamente pelo próprio receptor. Como o envio do NAK será determinado após a recepção de pacote com número de seqüenciamento superior, o NAK será enviado caso nenhum dos pacotes do conjunto de m réplicas tenha sido recebido com sucesso e será único para todo o conjunto. Isto significa que não haverá um fator referente às m cópias na taxa de NAKs gerados. Por isso, as taxas de chegada de dados e NAKs são, respectivamente, $\lambda_d^R = m\lambda E[N](1-p_r)$ e $\lambda_n^R = \lambda(E[N^{(r)}]-1)$.

Os respectivos tempos de serviço são X e Y, simplesmente. Com isso, pode-se obter a carga imposta ao receptor como $\rho_{RM}^R = m\lambda E[N](1-p_r)E[X] + \lambda(E[N^{(r)}]-1)E[Y]$. O tempo médio de espera em *buffer* no receptor será

$$E[W_{RM}^R] = \frac{\lambda_d^R E[X^2] + \lambda_n^R E[Y^2]}{2(1-\rho_{RM}^R)} . \tag{IV.8}$$

A figura IV.4 mostra um possível comportamento executado com o protocolo **RM**. Observa-se as transmissões de m cópias pelo transmissor e as duas fases distintas e necessárias quando há perda para a recepção com sucesso de pacote por um receptor. Portanto, há também uma fase de deteção de perda de um pacote, seguida de fase de recuperação de pacote perdido. A operação é análoga a que é realizada pelo protocolo orientado pelo receptor com prioridades apresentado no capítulo III.

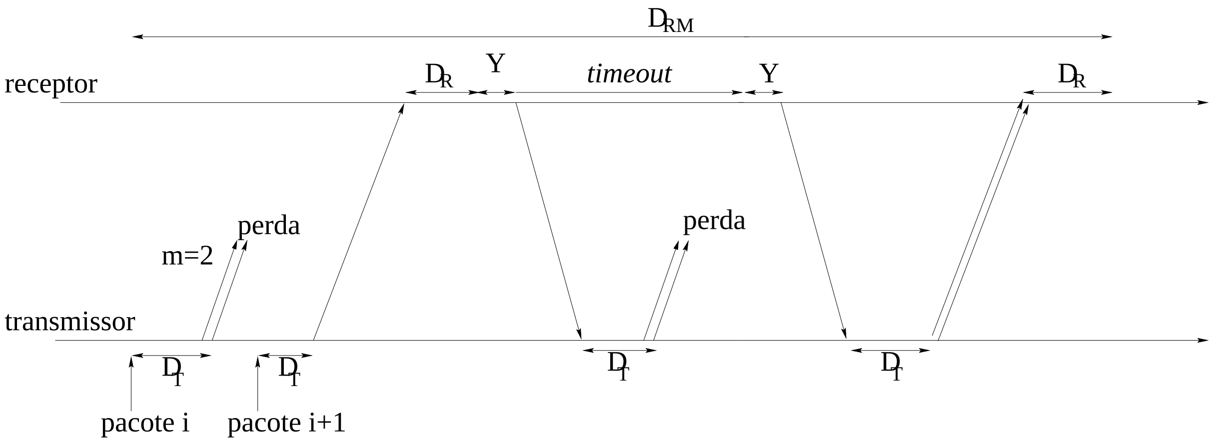


Figura IV.4: Possível operação para o protocolo RM.

O atraso médio gerado na fase de deteção de perda ($E[D_{RM}^{F1}]$) é encontrado aplicando-se raciocício similar ao desenvolvido para o protocolo com prioridades do capítulo III. O atraso médio gerado na segunda fase ($E[D_{RM}^{F2}]$) também segue de forma similar e é análogo a parte da operação de **TM**, como pode ser visto na figura IV.4. Portanto, estas duas componentes do atraso total são dadas, respectivamente, por:

$$\begin{aligned} E[D_{RM}^{F1}] &= \sum_{k=0}^{R-1} \begin{pmatrix} R-1 \\ k \end{pmatrix} p^k (1-p)^{R-k-1} \frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} \\ &\quad + E[W_{RM}^T] + E[W_{RM}^R] + \tau + E[X] + E[X_g] + E[Y] \end{aligned} \tag{IV.9}$$

$$\text{e } E[D_{RM}^{F2}] = \frac{p(T_R + E[W_{RM}^R] + E[Y])}{(1-p)} + E[W_{RM}^T] \tag{IV.10}$$

$$+E[W_{RM}^R] + E[X] + E[X_g] + 2\tau. \tag{IV.11}$$

De posse destas expressões, obtém-se facilmente o atraso médio total gerado por este protocolo. Deve-se considerar a possibilidade, $1-p$, de chegada com sucesso do pacote a um receptor escolhido aleatoriamente e o atraso é simplesmente resultado da soma dos tempos de processamento, tempos de espera em *buffer* do transmissor e do receptor e o atraso de propagação. Por outro lado, com probabilidade p, o pacote é perdido e o atraso será dado pela soma dos períodos de tempo associados às fases de deteção da perda e de recuperação do pacote. Portanto, o tempo médio decorrido desde a chegada do pacote ao *buffer* de transmissão até a sua recepção bem sucedida será

$$E[D_{RM}] = (1-p)(E[W_{RM}^T]+E[W_{RM}^R]+E[X]+E[X_g]+\tau)+p(E[D_{RM}^{F1}]+E[D_{RM}^{F2}]). \quad \text{(IV.12)}$$

IV.4.3 Atraso do Protocolo RMS

A análise do atraso gerado pelo protocolo **RMS** é elaborada mais uma vez com os mesmos procedimentos adotados nas análises anteriores. Da mesma forma que o protocolo **RPS** possui funcionamento similar ao protocolo **RP**, o protocolo **RMS** encontra-se em mesma posição em relação ao protocolo **RM**.

No transmissor, as chegadas de pacotes e de reconhecimentos ocorrem da mesma forma que para o protocolo **RM**, já que os dois são orientados por recepção. Entretanto, as quantidades que representam as chegadas de dados e reconhecimentos são diferetens. Os NAKs são divididos em um conjunto que gera retransmissões e outro que não as gera. O mecanismo de supressão de NAKs irá gerar um número total de NAKs recebido pelo transmissor bem como pelos receptores, já que são enviados em multiponto, que corresponde a uma váriavel aleatória Q. Logo, a taxa de chegada de NAKs ao transmissor bem como aos receptores é $\lambda E[Q]$. Uma expressão para E[Q] é encontrada em [15]. Seguindo-se o mesmo raciocínio realizado para o protocolo **RM**, tem-se $\lambda_t^T = \lambda$, $\lambda_r^T = \lambda(E[N]-1)$ e $\lambda_n^T = \lambda(E[Q]-E[N]+1)$

Os tempos de serviço para m cópias, NAKs que geram retransmissões e NAKs restantes são respectivamente X_g, X_g+Y e Y. A carga (ρ_{RMS}^T)e o tempo médio de espera em *buffer* ($E[W_{RMS}^T]$) serão obtidos pela mesma expressão (IV.6), utilizando-se estas taxas de chegada.

Para o receptor, a chegada de dados também acontece similarmente aos protocolos **TM** e **RM**. A taxa de chegada de pacotes de dados é mais uma vez $\lambda_t^R = m\lambda E[N](1-p_r)$.

Para os NAKs, a taxa de chegada já é conhecida ($\lambda E[Q]$), uma vez que os NAKs são enviados em multiponto a todos os receptores. Assim, encontra-se, respectivamente, a carga imposta ao receptor e o tempo médio de espera em *buffer*

$$\rho_{RMS}^{R} = m\lambda E[N](1-p_r)E[X] + \lambda E[Q] \text{ e } E[W_{RMS}^{R}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_{RMS}^{R})} \ . \quad \text{(IV.13)}$$

Por fim, para este protocolo também distingue-se as fases de deteção de perda e de recuperação do pacote. No entanto, deve-se introduzir uma parcela adicional relativa ao período de tempo aleatório introduzido pela supressão de NAKs. Este tempo é identificado por uma variável aleatória V e está localizado entre as duas fases identificadas. Yamamoto *et al.* apresentam uma expressão para $E[V]$. A expressão correspondente ao atraso médio total será então:

$$\begin{aligned} &E[D_{RMS}] \quad \text{(IV.14)} \\ &= \ E[W_{RMS}^{T}] + E[W_{RMS}^{R}] + E[X] + E[X_g] + \tau + pE[V] + \frac{p^2(T_R + E[W_{RMS}^{R}] + E[Y])}{1-p} + \\ &\quad p\left(\sum_{k=0}^{R-1}\begin{pmatrix} R-1 \\ k \end{pmatrix} p^k(1-p)^{R-k-1}\frac{p^{k+1}/\lambda}{1-p^{k+1}} + E[W_{RMS}^{T}] + E[W_{RMS}^{R}] + E[X] + E[X_g] + 2\tau\right). \end{aligned}$$

IV.5 Resultados Numéricos: Atraso

Para a obtenção de resultados quantitativos referentes ao atraso gerado pelos protocolos com múltiplas cópias, procedeu-se conforme parâmetros utilizados no capítulo III. Os mesmos valores normalizados para tratamento de reconhecimentos ($E[Y] = 0.2$) e pacotes de dados ($E[X] = 1.0$) e atraso de propagação ($\tau = 20.0$) foram utilizados, baseados no estudo desenvolvido por Yajnik *et al.*. A análise quantitativa considerou os três protocolos **TM**, **RM** e **RMS** e a situação em que $m = 1$, quando estes protocolos são reduzidos ao caso simples de transmissão de cópia única. Neste caso, estes protocolos de cópia única serão equivalentes aos protocolos definidos em [13].

O gráfico da figura III.7 apresenta o atraso médio gerado nos sistemas com os protocolos considerados em relação ao número de receptores para probabilidade de perda 0.1 e taxa de chegada de dados $\lambda = 0.1$. Pode-se verificar, comparando-se as curvas do protocolo **TM**, para $m = 1$ e $m = 2$, um atraso levemente menor quando $m = 2$. Contudo, em termos de escalabilidade, não há ganho, visto que operam de forma estável em uma faixa estreita onde há pequeno número de receptores. Entretanto, ao observar as curvas dos protocolos **RM**, para $m = 1$, e **RMS**, para $m = 1$, que são orientados pelos receptores, percebe-se que a faixa de operação estável é bem mais ampla do que a faixa obtida na curva do protocolo **TM**, $m = 1$ e $m = 2$. O protocolo **RMS**, para $m = 1$, por usar supressão de NAKs, abrange uma faixa maior com estabilidade, sofrendo menos os efeitos do problema de implosão de NAKs. Portanto, a opção de orientação pelos receptores permite maior escalabilidade aos sistemas em questão. Ao observar-se as curvas obtidas para os protocolos **RM** ($m = 2$) e **RMS** ($m = 2$), constata-se que operam estavelmente na faixa analisada. Até 10 000 receptores, o atraso médio observado tem leve variação. Além disso, enquanto o protocolo **RM**, para $m = 1$, tem limitações já a partir de valores pouco superiores a 1 000 receptores, o protocolo **RM**, para $m = 2$, mantém atraso praticamente constante na faixa inteira observada. Apenas ao aproximar-se de 10 000 receptores, o atraso médio inicia uma variação positiva. Em relação ao protocolo **RMS** para $m = 1$ e para $m = 2$, as mesmas observações podem ser colocadas, com a exceção de que, mesmo próximo a 10 000 receptores, o atraso não sofre aumento considerável.

Outra observação interessante a ser observada no gráfico da figura III.7 é o declínio da curva do atraso médio no protocolo **RMS**, para $m = 1$, e, menos acentuadamente, **RMS**, para $m = 2$, em faixas inferiores de número de receptores. Tal fato decorre do funcionamento do mecanismo de supressão de NAKs. Ao introduzir um intervalo de tempo aleatório, para um número menor de receptores, relativamente, o tempo a esperar até que o primeiro NAKs seja retornado será maior do que quando há quantidade maior de receptores. Isto determina a inclinação negativa para as curvas analisadas neste caso.

O gráfico da figura IV.6(a) apresenta o atraso médio em relação ao número de receptores no sistema multiponto. As curvas traçadas permitem observar as mesmas comparações que foram discutidas para o gráfico da figura IV.5. O que se observa de novo é a maior limitação existente com a utilização de uma probabilidade mais elevada. Todas as curvas apresentam faixas de operação estáveis menores do que as obtidas para $p_r = 0.1$. Particularmente, para os protocolos **RM** e **RMS** e $m = 2$ a limitação em atraso médio ocorre, na faixa considerada, próximo a 2 000 e 3 000 receptores. O efeito de declínio do atraso em valores inferiores de número de receptores para o protocolo **RMS**, $m = 1$ e $m = 2$,

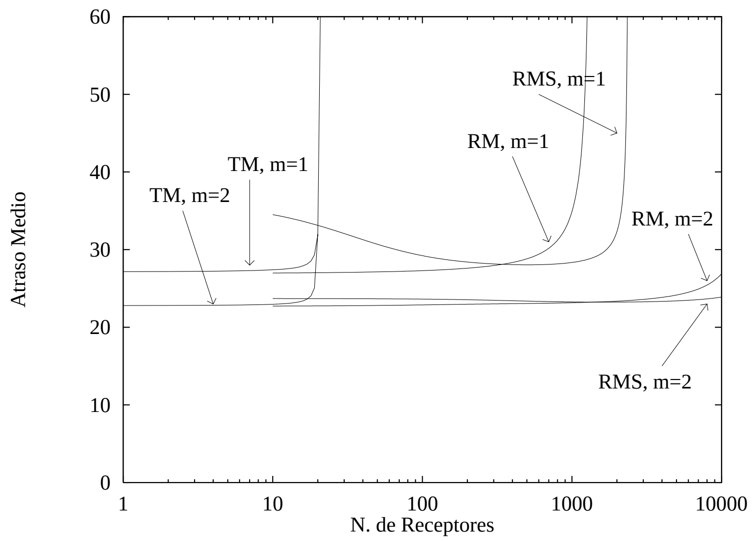
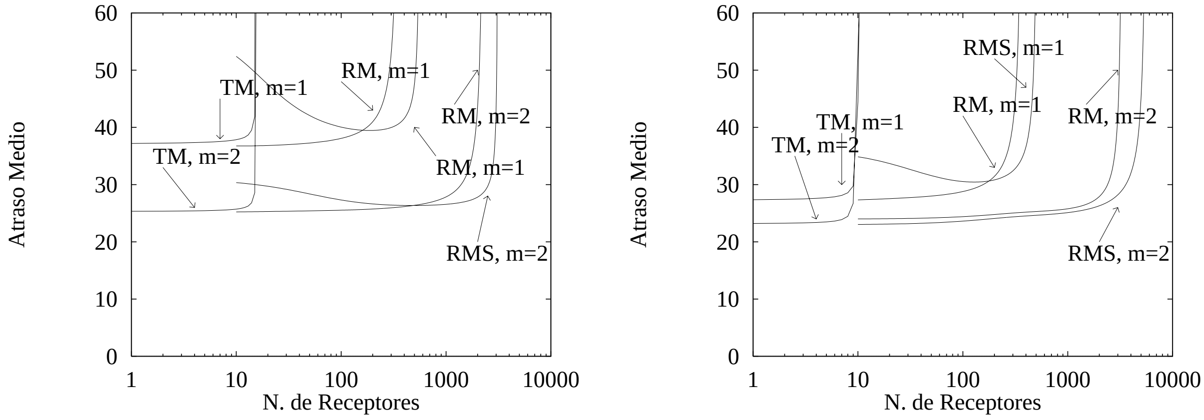


Figura IV.5: Atraso médio versus número de receptores com $p_r = 0.1$, $\lambda = 0.1$ e $m = 2$.

em decorrência da supressão de NAKs, torna-se mais acentuado neste caso. Como há uma chance maior de perda de pacote neste caso, a parcela relativa ao atraso aleatório tem maior influência no atraso médio gerado. Também é interessante notar a razão entre os atrasos médios gerados em **TM**, para $m = 1$ e $m = 2$, e em **RM**, para $m = 1$ e $m = 2$. Com um valor aproximadamente 1.48, esta razão mostra a diminuição de atraso proporcionada pela transmissão em avanço.

O gráfico da figura IV.6(b) mostra o atraso médio gerado nos sistemas com os mesmos protocolos abordados em probabilidade de perda $p_r = 0.1$, taxa de geração de pacotes $\lambda = 0.2$ e $m = 2$. As comparações entre os protocolos permitem repetir as conclusões observadas anteriormente nos dois gráficos discutidos. De fato, o aumento da taxa de geração de pacotes irá acarretar em restrições maiores devido ao problema de implosão de reconhecimentos, uma vez que a taxa de perda não alterou em relação ao gráfico da figura IV.5, mas o aumento na quantidade de pacotes provoca o efeito analisado. É interessante observar que a razão entre os atrasos médios em faixas inferiores, discutida no gráfico da figura IV.6(a) correspondem aproximadamente aos mesmos valores obtidos para o gráfico da figura IV.5, como consequência do número de cópias enviadas em avanço e da probabilidade de perda, já que o número de receptores não influi de forma crítica nesta situação.



(a) (b)

Figura IV.6: Atraso médio versus número de receptores: (a)$p_r = 0.25$, $\lambda = 0.1$ e $m = 2$, (b)$p_r = 0.1$, $\lambda = 0.2$ e $m = 2$.

Com a utilização de probabilidades de perda baixas, caso da figura IV.7(a) onde $p_r = 0.01$, os efeitos são pouco notados pois as curvas estão muito próximas, à exceção do protocolo orientado pelo transmissor **TM** ($m = 1$ e $m = 2$) que continua sendo limitado para valores bem inferiores de número de receptores. Os protocolos restantes apresentam um comportamento constante na faixa considerada. Apenas próximo a 10 000 receptores a curva de **RM**, para $m = 1$, começa a sofrer variação positiva mais acentuada.

Por fim, um último levantamento interessante foi realizado com a utilização de 3 cópias enviadas em avanço. Foram obtidos os resultados númericos para todos os protocolos abordados. As curvas obtidas para os protocolos **RM** e **RMS**, para $m = 3$, estão mostradas na figura IV.7(b), juntamente com as mesmas curvas apontadas anteriormente para o caso em que $m = 2$. A faixa de número de receptores considerada no gráfico figura entre 1 000 e 10 000 receptores e, como se pode notar, apresentam valores muito próximos.

IV.6 Análise de Desempenho: Vazão

O problema de implosão de NAKs também cria uma limitação para a taxa de processamento dos sistemas em discussão. À medida que o número de receptores cresce, o número de NAKs a ser processado tende a crescer de forma que influi na taxa de pro-

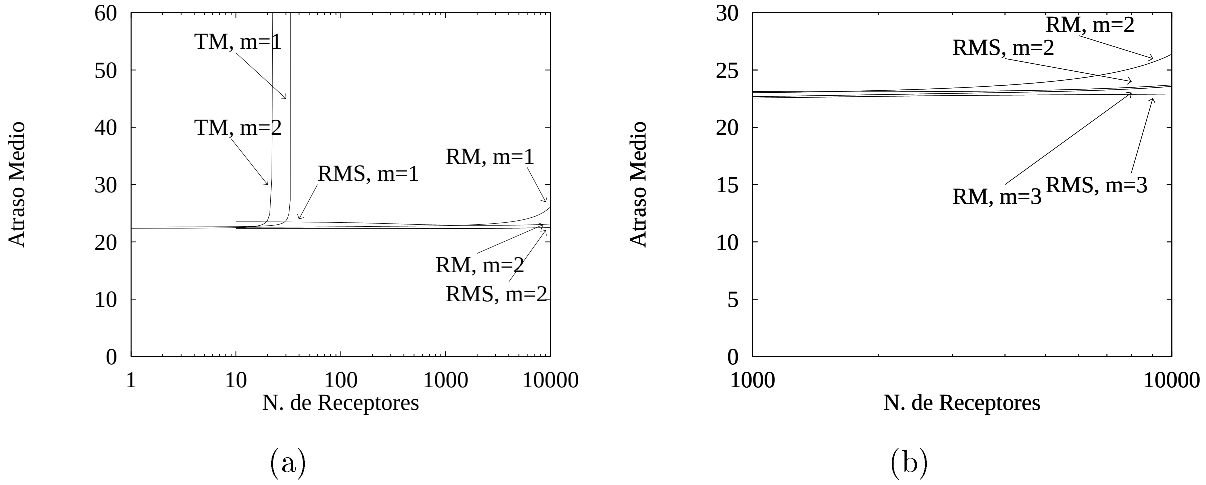


Figura IV.7: Atraso médio versus número de receptores: (a)$p_r = 0.01$ e $\lambda = 0.1$, (b)$p_r = 0.1$, $\lambda = 0.1$, $m = 2$ e $m = 3$.

cessamento. O termo vazão está sendo considerado equivalente a taxa de processamento. Esta seção realiza uma análise dos protocolos **RM** e **RMS** e a vazão máxima que eles podem proporcionar. Informações sobre esta análise e seus resultados podem ser vistos em [22].

IV.6.1 Vazão do Protocolo RM

De forma a encontrar a taxa de processamento obtida em um sistema com o protocolo orientado pelo receptor e com transmissão de múltiplas cópias, o protocolo **RM**, a taxa para o transmissor é primeiramente obtida.

O tempo total de processamento é uma variável aleatória, chamada T^{RM}, que pode ser expressada como soma de duas parcelas correspondentes a tempo de processamento. Uma primeira é referente ao tempo necessário para processar transmissões de um novo pacote e seu grupo de cópias e possíveis retransmissões necessárias. Outro tempo de processamento será gerado pelos NAKs recebidos. Como o tempo de processamento de um pacote é X_g e para um NAK, Y, o tempo total de processamento para este pacote é

$$T_s^{RM} = \sum_{n=1}^{N} X_g + \sum_{i=1}^{L^{RM}} Y, \tag{IV.15}$$

onde L^{RM} é uma variável aleatória que corresponde ao número de vezes em que o pacote é perdido até sua efetiva recepção por todos os receptores, que é também o número de NAKs retornados pelo transmissor.

Portanto, o tempo de processamento total é

$$E[T_s^{RM}] = E[N]E[X_g] + E[L^{RM}]E[Y], \tag{IV.16}$$

onde $E[N]$ já é conhecida.

Logo, resta obter a expressão para $E[L^{RM}]$. Nesse sentido, o número médio de NAKs retornado por um receptor tomado aleatoriamente deve ser encontrado primeiramente. Este valor corresponde a $(N^r - 1)^+$, onde a função $f(x) = (x)^+$ é definida como $(x)^+ = max(0, x)$. Sua média é simplesmente $E[(N^r - 1)^+] = p/(1 - p)$. Para todos os R receptores, uma vez que todos são estatisticamente independentes iguais, $E[L^{RM}]$ é simplesmente $Rp/(1 - p)$.

Portanto, o tempo total de processamento é expressado por

$$E[T_s^{RM}] = E[N]E[X_g] + E[L^{RM}]E[Y], \tag{IV.17}$$

e a vazão no transmissor é $\Lambda_s^{RM} = 1/E[T_s^{RM}]$.

O tempo de processamento nos receptores também deve ser avaliado. Pelo mesmo raciocínio, uma variável aleatória T_r^{RM} representa o tempo total de processamento em um receptor. Para uma recepção correta de pacote, há um tempo de processamento para todos os pacotes do grupo que efetivamente chegam e sua média corresponde a $mE[N](1 - p_r)E[X]$. O processamento necessário para gerar os NAKs e retorná-los ao transmissor já é conhecido pela expressão $E[(N_r - 1)^+]E[Y]$. Há outra componente de processamento para receptores relacionada a expiração de temporizadores, cujo tempo médio é $E[(N_r - 2)^+]E[X_t]$, onde X_t é a variável aleatória que corresponde ao tempo necessário para processar um temporizador.

A expressão para $E[(N_r - 1)^+]$ foi obtida e $E[(N_r - 2)^+]$ pode facilmente ser obtida: $E[(N_r - 2)^+] = p^2/(1 - p)$. Portanto, o tempo total de processamento e consequentemente a taxa de processamento nos receptores é alcançada:

$$1/\Lambda_r^{RM} = E[T_r^{RM}] = mE[N](1-p_r)E[X] + E[(N_r-1)^+]E[Y] + E[(N_r-2)^+]E[X_t]. \tag{IV.18}$$

Por fim, a vazão para o sistema trabalhando com o protocolo **RM** será o valor mínimo entre as taxas de processamento no transmissor e nos receptores:

$$\Lambda^{RM} = min\{\Lambda_s^{RM}, \Lambda_r^{RM}\}. \tag{IV.19}$$

IV.6.2 Vazão do Protocolo RMS

As expressões para taxa de processamento do protocolo **RMS** são obtidas de forma similar. O mecanismo de supressão de NAKs causará um menor número de NAKs do que o protocolo **RM**. Aumentando o atraso aleatório antes do retorno do NAK, o número médio de NAKs é na maioria das vezes um. Se houver uma escolha de parâmetros tal como o atraso aleatório necessário para a operação do mecanismo, as situações em que mais de um NAK são retornados serão raras. Por isso, considerando-se apenas que no máximo um receptor retorna o NAK por pacote perdido, as expressões para taxas de processamento são, respectivamente,

$$1/\Lambda_s^{RMS} = E[T^{RMS}] = E[N]E[X_g] + (E[N]-1)E[Y] \text{ e} \tag{IV.20}$$

$$1/\Lambda_r^{RMS} = E[T^{RMS}] = mE[N](1-p_r)E[X] + (E[N]-1)E[Y] + \frac{p^2}{1-p}E[X_t]. \tag{IV.21}$$

Do mesmo modo, a vazão será equivalente ao mínimo entre ambas taxas de processamento:

$$\Lambda^{RMS} = min\{\Lambda_s^{RMS}, \Lambda_r^{RMS}\}. \tag{IV.22}$$

IV.7 Resultados Numéricos: Vazão

Mais resultados numéricos podem ser obtidos sobre a análise de vazão. Os valores referentes a tempo de processamento de pacotes e reconhecimentos, tempo de propagação são os mesmos valores que foram utilizados na análise de atraso (seção IV.5) e permanecem normalizados.

A figura IV.8(a) mostra a vazão do protocolo **RM** para valores inteiros de m entre 1 e 3 e probabilidade de perda 0.1 e coeficiente $f = 0.1$. A vazão alcançada para $m = 1$ para

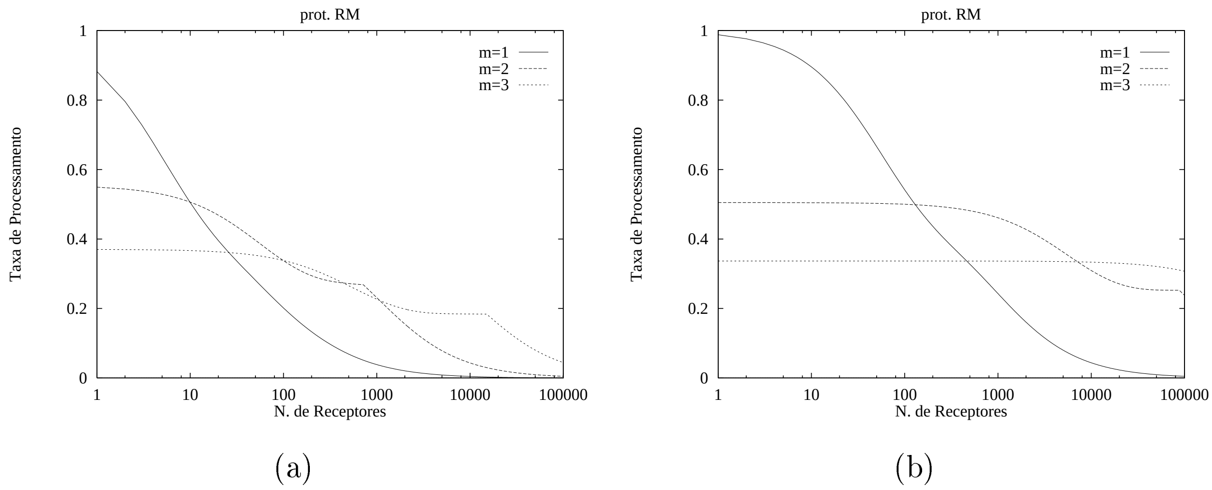
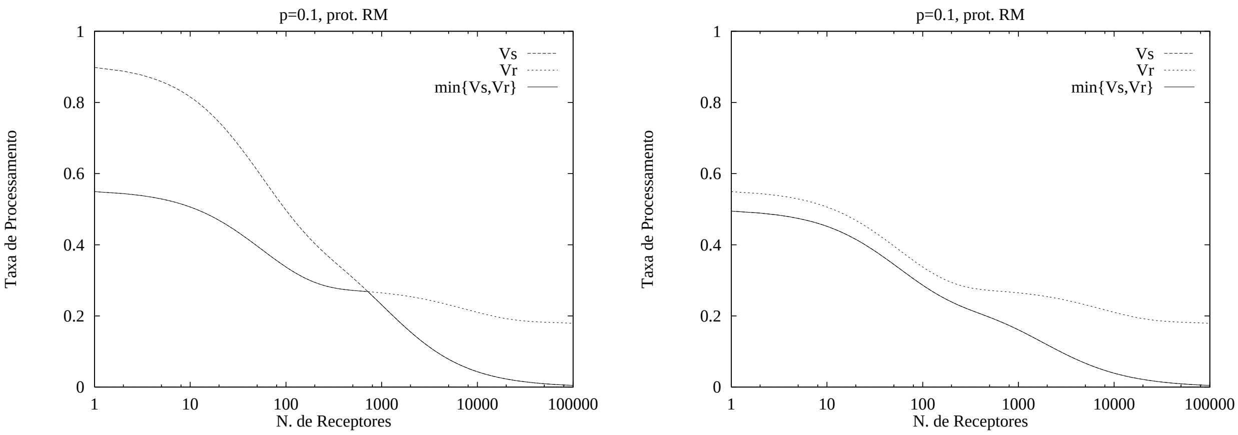


Figura IV.8: Taxa de processamento do protocolo **RM** para $m = 1, 2, 3$ e: (a)$p_r = 0.1$, (b)$p_r = 0.01$.

um baixo número de receptores (aproximadamente um receptor) é quase um. Entretanto, esta vazão cai rapidamente com o crescimento do número de receptores. Na faixa entre 1 e 10 receptores, a taxa de processamento encontra-se por volta de 0.5 e é aproximadamente constante. Entre 1 e 100 receptores, para $m = 3$, a taxa de processamento novamente permanece inalterada com valor aproximadamente 0.333. Estas observações são, de fato, esperadas, pois a vazão teórica deve cair a uma fração $1/m$ da vazão obtida para um protocolo com única cópia, uma vez que o protocolo determina um grupo de m cópias por cada pacote. As curvas na figura IV.8(a) mostram outro importante efeito relacionado à escalabilidade. Como para $m = 2$ e $m = 3$, a vazão diminui mais lentamente do que para $m = 1$, os valores alcançados para um alto número de receptores com múltiplas cópias são maiores do que os observados para o caso com cópia única. Estes efeitos também são observados na figura IV.8(b), que apresenta as mesmas curvas para um valor de probabilidade de perda de pacote $p_r = 0.01$. Na curva para $m = 2$, o protocolo **RM** apresenta uma vazão quase constante na faixa $1 - 1000$ e uma pequena diminuição de seu valor para uma maior número de receptores. Para $m = 3$ e por toda a faixa de observação, a taxa de processamento cai ligeiramente e permanece bem delimitado.

Além disso, as curvas presentes na figura IV.8(a) não são totalmente bem comportadas, porque possuem certos valores de número de receptores com “quebra”. Este efeito ocorre pois a taxa de processamento é o valor mínimo entre as taxas obtidas para o transmissor e para os receptores. A figura IV.9(a) apresenta estas taxas isoladamente para probabilidade



(a) (b)

Figura IV.9: Taxa de Processamento do Protocolo **RM** no transmissor e em receptores para: (a)$p_r = 0.1$ e $f = 0.1$, (b)$p_r = 0.1$ e $f = 1$.

de perda 0.1 e $m = 2$. Próximo a 1 000 receptores, há um ponto em que o mínimo entre as duas taxas é mudado da taxa dos receptores para a taxa do transmissor. O parâmetro $f = 0.1$ causa uma taxa de processamento do transmissor maior do que a dos receptores de um receptor até este valor. Ademais, a taxa de processamento do transmissor para uma quantidade baixa de receptores é aproximadamente 0.9. Como os pacotes que são cópias de um mesmo pacote precisam de somente uma fração do tempo de processamento para o pacote original, a taxa do transmissor não cai com o fator $1/m$. Contudo, se um valor um é atribuído ao coeficiente f, esta taxa certamente diminui por este fator. Isto é o que acontece na figura IV.9(b), que foi construída com os mesmos parâmetros à exceção do coeficiente f, que recebeu o valor 1.

A figura IV.10 apresenta as curvas obtidas da taxa de processamento do protocolo **RMS**, para $m = 1, 2$ e 3, probabilidade de perda 0.1 e coeficiente $f = 0.1$. Novamente, para pequenos números de receptores, a vazão alcançada por um protocolo com m réplicas é uma fração $1/m$ da taxa de processamento quando há transmissão de única cópia. Entretanto, à medida que o número de receptores cresce, as três curvas se aproximam cada vez mais.

Uma opção interessante é considerar o coeficiente $f = 1$. Isto é equivalente a considerar que toda cópia irá requerer o mesmo tempo médio para processar o pacote nos transmissores. A figura IV.11 mostra as três curvas, para $p_r = 0.1$ da mesma forma que a

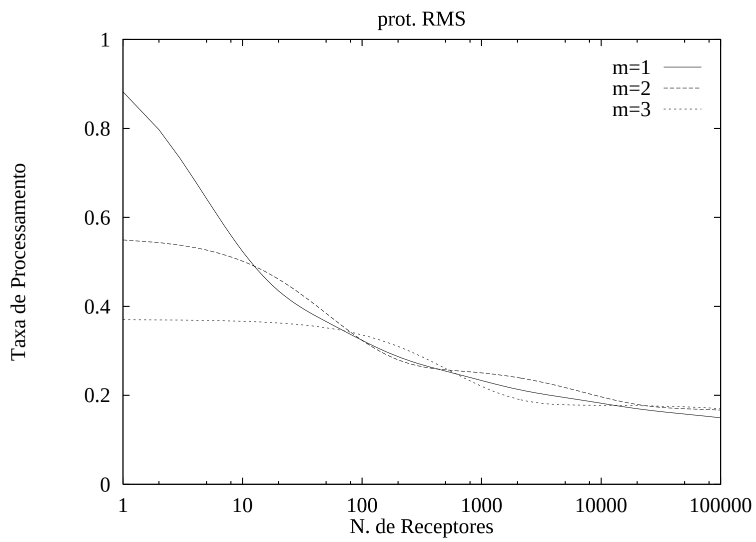


Figura IV.10: Taxa de processamento do protocolo **RMS** para $p_r = 0.1$, $f = 0.1$ e $m = 1, 2, 3$.

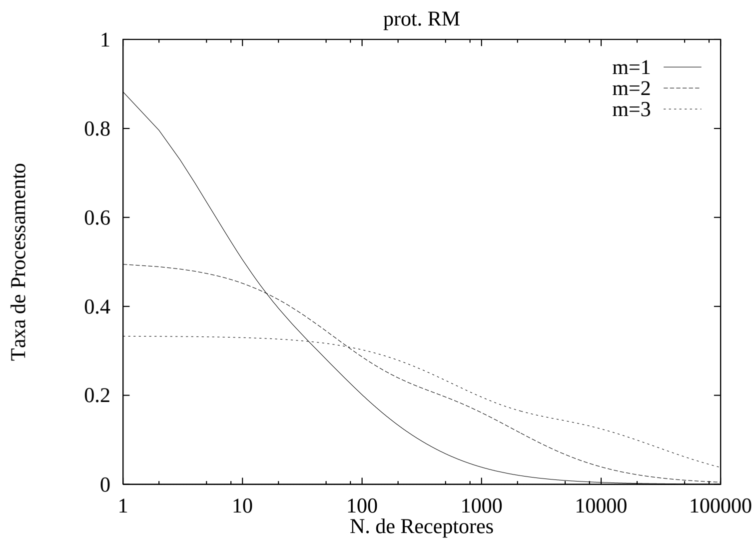
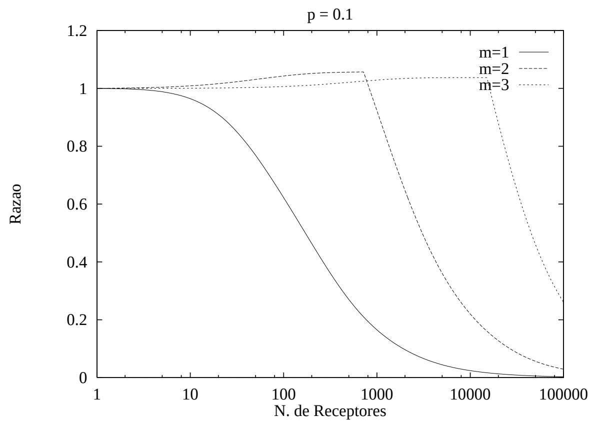
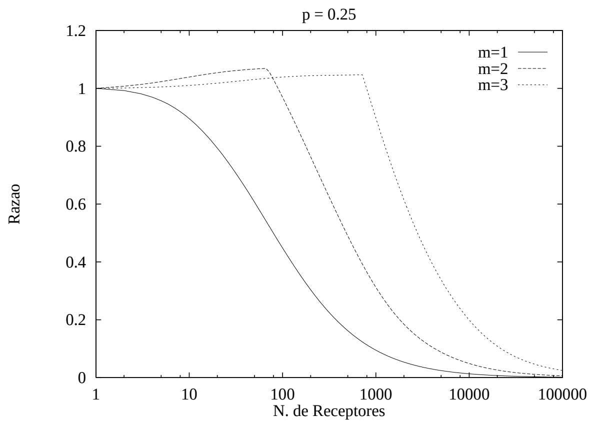


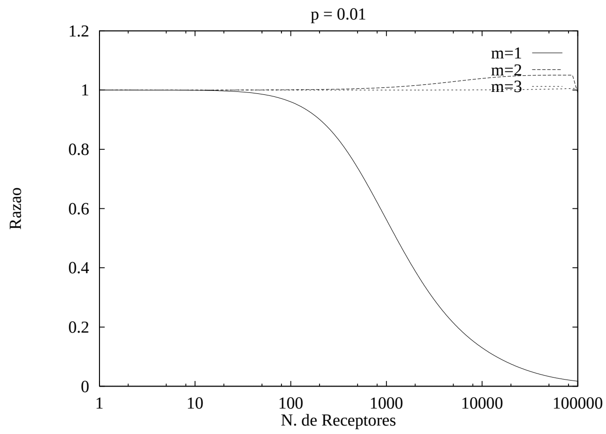
Figura IV.11: Taxa de processamento do protocolo **RM** para $f = 1$, $p_r = 0.1$ e $m = 1, 2, 3$.



(a)



(b)



(c)

Figura IV.12: Razão $\Lambda_{RM}/\Lambda_{RMS}$ para mesmos valores de m, $f = 0.1$ e: (a)$p_r = 0.1$, (b)$p_r = 0.25$, (c)$p_r = 0.01$.

figura IV.8(a), porém com coeficiente $f = 1$. A vazão do sistema com grupo de 2 réplicas diminui mais lentamente do que com cópia única. Com três réplicas, por sua vez, a taxa de processamento tem um decréscimo muito menor.

Uma vez que o protocolo **RMS** gera valores para a sua vazão mais próximos entre si do que o protocolo **RM** para alto número de receptores, será também interessante estudar a razão entre as vazão de ambos os protocolos. As figuras IV.12(a), IV.12(b) e IV.12(c) mostram a razão $\Lambda_{RM}/\Lambda_{RMS}$ para probabilidades de perda 0.1, 0.25 e 0.01, respectivamente. É importante notar que esta razão é sempre computada para os mesmos valores de m, que são apresentados nas figuras, variando de 1 a 3. A razão, como se observa, permanece tão mais próxima do valor um quanto maior o m adotado. Por outro lado, à medida que a probabilidade de perda aumenta, menor torna-se a faixa em que há uma razão observada com valor um. Para $m = 3$ e $p_r = 0.01$, esta razão permanece praticamente constante na faixa inteira do gráfico. É interessante que obtém-se praticamente o mesmo desempenho que o protocolo **RMS** em uma faixa maior com um número de cópias 2 ou 3, com um protocolo que é mais simples, pois não precisa transmitir NAKs em multiponto e efetuar a supressão dos NAKs propriamente dita, como é o caso do protocolo **RM**.

Por fim, a figura IV.13 mostra a taxa de processamento para vários valores de m e $p_r = 0.1$ e $f = 1$. Com o aumento do valor de m, a vazão torna-se extremamente reduzida e a diferença entre as vazões correspondentes aos valores de $m = 4, 5$ ou 10 e $m = 3$, por exemplo, na porção com grande número de receptores é pequena, de forma que o uso de valores altos de m não é recomendável. Por isso, somente $m = 2$ ou $m = 3$ são considerados aceitáveis.

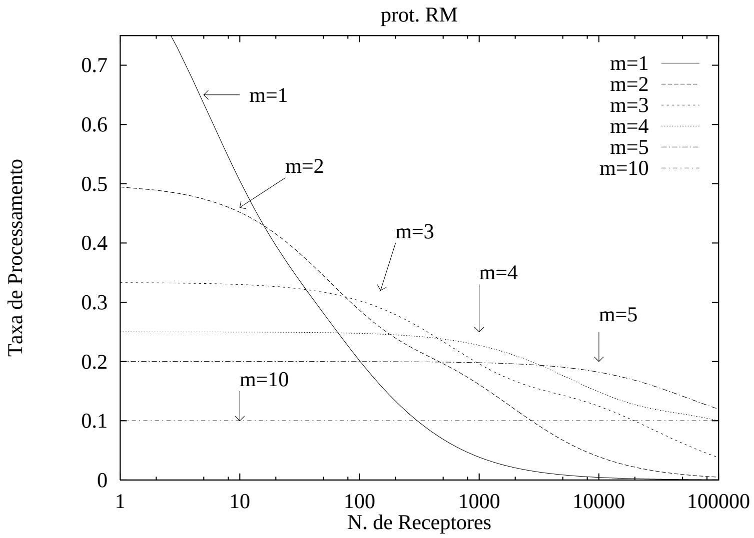
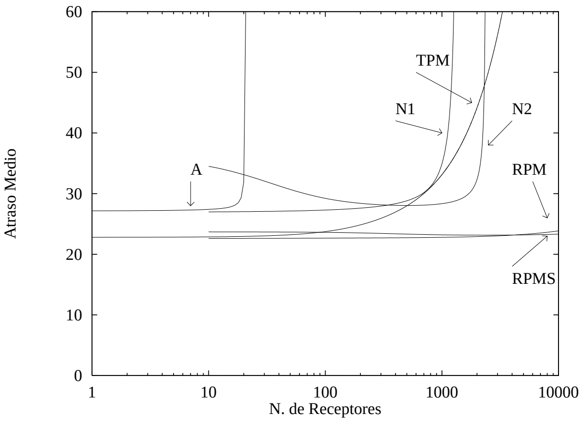


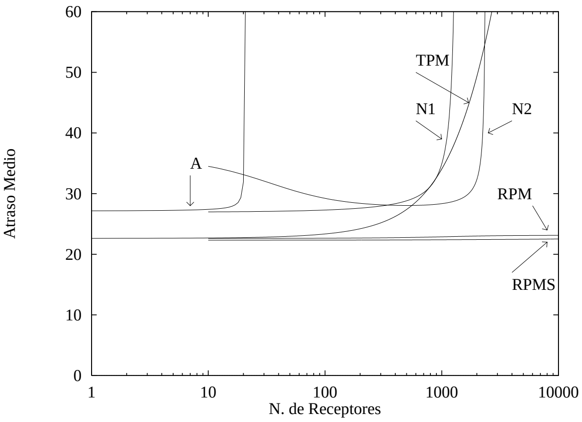
Figura IV.13: Taxa de processamento do protocolo **RM** para $p_r = 0.1$, $f = 1$ e $m = 1, 2, 3, 4, 5$ e 10.

IV.8 Múltiplas Cópias e Prioridades

Torna-se interessante unir a estratégia de múltiplas cópias ao esquema de prioridades apresentado no capítulo III para obter os efeitos proporcionados por ambos mecanismos.



(a)



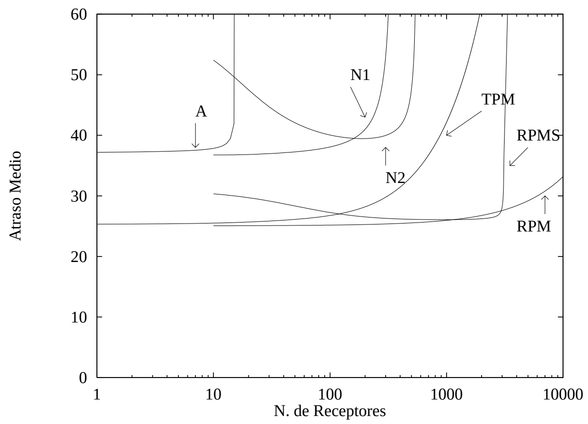
(b)

Figura IV.14: Atraso dos protocolos **TPM**, **RPM** e **RPMS** para $p_r = 0.1$, $\lambda = 0.1$, $f = 0.1$ e: (a) $m = 2$; (b) $m = 3$.

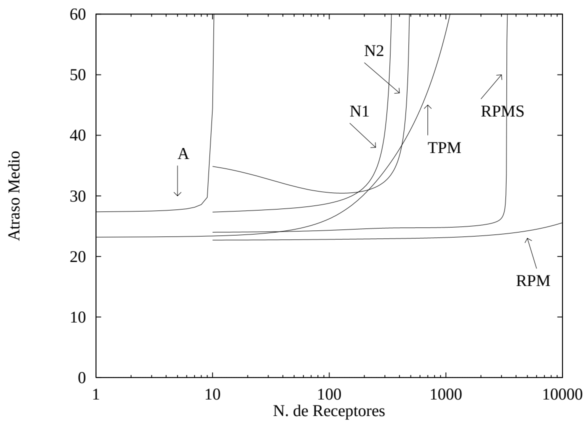
São então definidos mais três protocolos nos mesmos moldes dos protocolos estudados ao longo dos capítulos III e IV. Da mesma forma, estes protocolos recebem as suas denominações tais quais os protocolos **TP**, **RP**, **RPS**, **TM**, **RM** e **RMS**. Os novos protocolos são: orientado pelo **T**ransmissor com **P**rioridades e **M**últiplas Cópias (**TPM**), orientado pelo **R**eceptor com **P**rioridades e **M**últiplas Cópias (**RPM**) e orientado pelo **R**eceptor com **P**rioridades, **M**últiplas Cópias e **S**upressão de NAKs (**RPMS**). Os seus procedimentos são rigorosamente idênticos aos que foram adotados anteriormente para os protocolos análogos, mas reúnem os dois esquemas abordados neste capítulo e no capítulo III.

A análise de desempenho será efetuada para o atraso observado nos três protocolos. O seu desenvolvimento segue os mesmos raciocínios utilizados nas análises anteriores, mesclando-se seus pontos particulares. Com isso, obtém-se as expressões para tempo de espera em *buffer* no transmissor e receptor para pacotes de dados e, por conseguinte, os atrasos gerados nos protocolos com expressões similares às que foram explicitadas anteriormente. Estas expressões estão disponíveis no apêndice A.

Será interessante, então, realizar observações sobre o comportamento dos protocolos quantitativamente. A figura IV.14(a) apresenta o atraso gerado pelos protocolos **A**, **N1**, **N2**, **TPM**, **RPM** e **RPMS** para probabilidade de perda $p_r = 0.1$, $\lambda = 0.1$ e $m = 2$. Pode-se notar o efeito conjunto proporcionado pelos dois mecanismos. Os protocolos **TPM**,



(a)



(b)

Figura IV.15: Atraso dos protocolos **TPM**, **RPM** e **RPMS** para $f = 0.1$, $m = 2$ e: (a) $p_r = 0.25$ e $\lambda = 0.1$; (b) $p_r = 0.1$ e $\lambda = 0.2$.

RPM e **RPMS** alcançam uma escalabilidade maior do que os protocolos **A**, **N1** e **N2** que não distingüem fluxos com prioridades e trabalham com cópia única por transmissão. O atraso dos protocolos **RPM** e **RPMS** permanece constante para toda faixa observada. A figura IV.14(b) mostra o atraso para a mesma probabilidade de perda e mesma taxa de geração de dados, mas utilizando-se 3 cópias. Além das mesmas comparações, nota-se pouca diferença em relação ao gráfico anterior, o que permite concluir mais uma vez que um número excessivo de cópias não é recomendável para o desempenho dos protocolos.

Nas figuras IV.15(a) e (b), observa-se o comportamento dos mesmos protocolos sob condições $p_r = 0.25$ e $\lambda = 0.1$ (a) e $p_r = 0.1$ e $\lambda = 0.2$ (b). Novamente, os protocolos com múltiplas cópias e prioridades permitem maior escalabilidade e seus efeitos se somam. Por isso, para o protocolo que opera com supressão de NAKs, o número de receptores que um grupo de comunicação multiponto pode suportar torna-se limitado, por causa do atraso gerado para tratamento de NAKs que são enviados em multiponto a todos os receptores.

Capítulo V

Conclusão

Esta tese apresentou estudos sobre vários mecanismos para comunicações multiponto confiáveis. O principal enfoque realizado foi a escalabilidade alcançada por protocolos que se servem destes mecanismos e o desempenho proporcionado por sua utilização. A análise de desempenho destes protocolos foi desenvolvida para que se pudesse extrair importantes conclusões sobre os mecanismos apresentados.

V.1 Considerações Finais sobre os Mecanismos

Foi apresentado um esquema de prioridades a ser utilizado em protocolos multiponto confiáveis. Com o uso de um esquema não preemptivo, são feitas distinções entre os fluxos de dados e de reconhecimentos. Através de diferenciação entre fluxos de dados e de controle, qualquer alteração que afete o desempenho dos sistemas provoca efeito reduzido para o fluxo de dados se este fluxo for considerado mais prioritário. Dentre as condições que fluxo que alteram a qualidade de serviço em decorrência de aumento de mensagens de controle, pode-se citar aumento da taxa de perda, aumento da taxa de geração de dados e aumento do número de receptores.

Os resultados corroboram estudos anteriores pois mostram que protocolos com orientação pelo transmissor são mais limitados em relação a escalabilidade do que protocolos orientados pelos receptores. Além disso, a utilização de um mecanismo de supressão de

NAKs em um protocolo orientado pelos receptores também aumenta a escalabilidade.

O atraso gerado nos protocolos de comunicação multiponto confiável possui a característica de manter-se estável ou com pequena variação e, a partir de certo número de receptores, crescer rapidamente. Para aumentar a escalabilidade do protocolo, quanto maior este número de receptores mais escalável será o protocolo. Os protocolos com utilização do esquema de prioridades apresentado apresentam atraso menor para grandes conjuntos de receptores. Apenas o protocolo com supressão de NAKs apresenta o atraso gerado alcançando um número menor do que o protocolo simples orientado pelo receptor, pois, para a supressão de NAKs, os reconhecimentos são enviados em multiponto o que degrada o desempenho para grandes conjuntos de receptores. Com taxa de perda mais alta ou taxa de geração de dados mais alta, o desempenho dos protocolos piora, porém com utilização de prioridades este efeito é suavizado. Por isso, este esquema apresenta maior robustez.

A transmissão de múltiplas cópias diminui o número de reconhecimentos negativos retornados, pois aumenta as chances de recepção correta de pacote. Por isso, aumenta-se a escalabilidade dos protocolos orientados pelos receptores. Como há redução do número de retransmissões, pois os pacotes são enviados em avanço, há também uma redução do atraso gerado pelo protocolo. Para um protocolo orientado pelo transmissor esta é a principal vantagem do mecanismo sem contudo obter maior escalabilidade. Trata-se de um autêntico mecanismo classificado na vertente que defende a utilização de redundâncias para diminuição de número de reconhecimentos e, consequentemente, eliminação ou redução dos efeitos da implosão de reconhecimentos. Entretanto, em comparação com outros mecanismos que se servem de algoritmos de FEC, a transmissão de múltiplas cópias requer simples implementação e pouca carga de processamento adicional. A principal consequência é aumentar o desempenho pois o tratamento de pacotes é bastante rápido em comparação com o FEC.

Os resultados obtidos com a utilização de múltiplas cópias demonstram que a escalabilidade aumenta sensivelmente. Para grandes números de receptores, o atraso é menor. O ganho em escalabilidade introduzido por esta estratégia é bem maior do que com utilização de supressão de NAKs. Há casos em que o número de receptores dobra com a supressão de NAKs, ao passo que este mesmo valor é quintuplicado se forem utilizadas as multiplas cópias.

A vazão também é superior com a utilização de múltiplas cópias para grandes números de receptores. A eficiência do protocolo simples orientado pelos receptores é substancialmente melhorada com este mecanismo. Além disso, observa-se que a razão entre a vazão para o protocolo simples orientado pelos receptores e seu similar associado ao mecanismo de supressão de NAKs cai rapidamente com o aumento de número de receptores para o protocolo de cópia única. Com a utilização de cópias (2 ou 3), apresenta, ao contrário razão constante para um número bem maior de receptores. A utilização de um número excessivo de cópias não traz mudanças significativas para grandes conjuntos de receptores, com o agravante de diminuir consideravelmente a vazão para conjuntos menores, em relação a protocolos que trabalham com cópia única. Portanto, apenas a utilização de número pequeno (m =2 ou 3) de cópias é recomendável.

Cabe lembrar que as taxas de perda utilizadas nas avaliações deste trabalho são observadas em diversos estudos feitos na Internet. Para altas taxas de perda, a utilização de múltiplas cópias, por exemplo, é plenamente justificada, por causa do envio de pacotes em avanço. Por isso, como os resultados obtidos tornam recomendável a utilização destes mecanismos para o controle de escalabilidade das aplicações, como as que operam sobre o MBone.

V.2 Possibilidades para Futuros Trabalhos

Vários trabalhos são de interesse para estudos futuros. Alguns deles concentram-se principalmente em fundamentos teóricos, outros são de natureza prática e, ainda, há possibilidades para ambas abordagens.

O mecanismo de prioridades pode ser generalizado de forma a obter esquemas similares, porém mais abrangentes, que sejam mais flexíveis e possam adaptar-se às aplicações. Com a análise de desempenho destes novos esquemas ou através de simulações, em casos de análises extremamente complexas, este trabalho será bastante enriquecido. A própria análise relativa a vazão de protocolos que utilizem o esquema de prioridades apresentado é complexa. Por isso, o estudo da sua vazão pode ser efetuado através de simulações.

Uma análise com o uso de topologias diversas também pode mensurar os efeitos discutidos no capítulo II. Os mecanismos analisados neste trabalho são perfeitamente conciliáveis com o uso de topologias específicas e, por isso, seu estudo com utilização de hierarquias indicaria suas vantagens existentes. Algumas topologias que sejam pertinentes a aplicações que envolvam mobilidade poderiam ser estudadas, revelando-se sua adequação para este tipo de aplicação.

A utilização de redundâncias tem se revelado importante vertente na busca de soluções para a escalabilidade. Por isso, o estudo aprofundado de mecanismos que utilizem FEC também é ótima proposta, inclusive para efeito de comparação com a estratégia de múltiplas cópias. Deve-se balancear carga de processamento no mecanismo introduzido com a eficiência obtida a fim de se encontrar esquemas que se encaixem bem às necessidades das aplicações.

São interessantes também implementações práticas de mecanismos e dos protocolos para utilização em ambientes reais de execução. Com isso, conhecer-se-ia as principais limitações de natureza prática de mecanismos propostos. Nesse caso, os testes executados forneceriam importantes resultados tanto para medir a adequação dos esquemas como para avaliar os pontos mais críticos.

Algumas medições com ambientes e aplicações já existentes ou mesmo implementadas podem auxiliar tanto em análises e simulações como na implementação de sistemas reais. Os dados extraídos dessas observações poderiam levar a análises mais próximas de casos reais e, portanto, seriam bastante úteis. Por outro lado, esta experiência poderia auxiliar na implementação de sistemas mais bem ajustados às redes e plataformas que suportam as diversas aplicações.

Referências Bibliográficas

[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] J. Liebeherr e B. S. Sethi, "A scalable control topology for multicast communications", in *IEEE INFOCOM'98*, abril 1998.

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

[7] M. Hofmann, "A generic concept for large-scale multicast", in *Proc. of the International Zurich Seminar on Digital Communications (IZS'96)*, Zurique, fevereiro 1996.

[8] M. Hofmann, T. Braun e G. Carle, "Multicast communication in large scale networks", in *Proceedings of the IEEE Workshop on the Architecture and Implementation of High Performance Communication Subsystems (HPCS'95)*, Mystic CT, agosto 1995.

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

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

[11] 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.

[12] 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.

[13] 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.

[14] 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.

[15] 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.

[16] A. R. K. Sastry, "Improving repeat-request (ARQ) performance on satellite channels under high error rate conditions", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-23, no. 4, pp. 436–439, abril 1975.

[17] N. D. Birrel, "Preemptive retransmission for communication over noisy channels", *IEEE Proceedings*, vol. 128, pp. 393–400, novembro 1981.

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

[19] D. A. M. Villela e O. C. M. B. Duarte, "Mecanismos com prioridades para escalabilidade e desempenho em comunicações multiponto confiáveis", in *XVI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, pp. 301–318, maio 1998.

[20] D. A. M. Villela e O. C. M. B. Duarte, "A priority scheme applied to scalable reliable multicast communications", in *Proc. of IEEE GLOBECOM'98*, to appear, novembro 1998.

[21] D. A. M. Villela e O. C. M. B. Duarte, "Comunicações multiponto confiáveis escaláveis através de transmissão de múltiplas cópias", in *XXV Seminário Integrado de Software e Hardware – SEMISH'98*, agosto 1998.

[22] D. A. M. Villela e O. C. M. B. Duarte, "Scalability enhancement of reliable multicast communications by using multicopy", Tech. Rep. GTA–98–33, COPPE/UFRJ, Rio de Janeiro, julho 1998.

[23] H. M. de Lima, *Protocolos Ponto-a-Multiponto de Alto Desempenho.* PhD thesis, COPPE/UFRJ – Programa de Engenharia Elétrica, Rio de Janeiro, março 1994.

[24] 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.

[25] H. M. de Lima e O. C. M. B. Duarte, "Performance of repeated retransmission gb(n) schemes for point-to-multipoint noisy channels", in *Proc. of 38th IEEE Midwest International Symposium on Circuit and Systems*, Rio de Janeiro, pp. 1–4, agosto 1995.

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

[27] M. T. von Lutzow Vidal, "Especificação formal e implementação de um protocolo de comunicação multiponto-a-multiponto e uma aplicação texto-conferência", Tese de Mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, PEE/COPPE/UFRJ, 192 p., Rio de Janeiro, novembro 1994.

[28] M. T. von Lutvow Vidal e O. C. M. B. Duarte, "Envio de tokens em avanço: otimizando a utilização de enlaces com alto retardo de propagação", in *Proc. SBRC'98*, Rio de Janeiro, maio 1998.

[29] M. D. Nunes, "Protocolo multidestinatário com configuração de facilidades e gerenciamento de acesso", Tese de Mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, PEE/COPPE/UFRJ, 92 p., Rio de Janeiro, abril 1995.

[30] M. D. Nunes e O. C. M. B. Duarte, "MCF: Um protocolo multidestinatário configurável com gerenciamento de acesso por fichas de permissão", in *Proc. XIV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC'96*, Fortaleza, pp. 159–177, maio 1996.

[31] 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.

[32] S. Pingali, *Protocol and Real-Time Scheduling Issues for Multimedia Applications.* PhD thesis, University of Massachusetts, Amherst, setembro 1994.

[33] H. W. Holbrook, S. K. Singhal e R. D. Cheriton, "Log-based receiver-reliable multicast for distributed interactive simulation", in *Proceedings of SIGCOMM '95*, Cambridge MA, agosto 1995.

[34] S. Pejhan, M. Schwartz e D. Anastassiou, "Error control using retransmission schemes in multicast transport protocols for real-time media", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, pp. 413–427, junho 1996.

[35] S. Floyd, V. Jacobson, S. McCanne, C. G. Liu e L. Zhang, "A reliable multicast framework for light-weight sessions and application level framing", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, pp. 784–803, dezembro 1997.

[36] W. T. Strayer, B. J. Dempsey e A. C. Weaver, *XTP: The Xpress Transfer Protocol.* Massachusetts: Addison Wesley Reading, 1992.

[37] D. D. Clark e D. Tennenhouse, "Architectural considerations for a new generation of protocols", in *Proc. ACM SIGCOMM'90*, pp. 201–208, setembro 1990.

[38] L. Rizzo, "Effective erasure codes for reliable computer communication protocols", *ACM Computer Communication Review*, vol. 27, no. 2, pp. 24–36, abril 1997.

[39] L. Rizzo e L. Vicisano, "A reliable multicast data distribution protocol based on software fec techniques", in *Proc. of IEEE HPCS'97*, Chalkidiki, junho 1997.

[40] L. Rizzo e L. Vicisano, "RMDP: a FEC-based reliable multicast protocol for wireless environments", *ACM Mobile Computer and Communication Review*, vol. 2, no. 2, abril 1998.

[41] M. Yajnik, J. Kurose e D. Towsley, "Packet loss correlation in the MBone multicast network", in *IEEE Global Internet Conference*, London, novembro 1996.

[42] Baghwat, Mishra e Tripathi, "Effects of topology on performance of reliable multicast communication", in *Proc. IEEE INFOCOM'94*, pp. 602–609, 1994.

[43] D. D. Clark, M. L. Lambert e L. Zhang, "NETBLT: A high throughput transport protocol", in *Proc. of ACM SIGCOMM'87*, pp. 353–359, agosto 1987.

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

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

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

[47] D. A. M. Villela, L. H. M. K. Costa, C. V. N. de Albuquerque, M. D. Nunes e O. C. M. B. Duarte, "Desempenho de uma aplicação de transferência de arquivos em um sistema de comunicação industrial", in *XI Congresso Brasileiro de Automática*, São Paulo, pp. 1745–1750, setembro 1996.

Apêndice A

Múltiplas Cópias e Prioridades

Este apêndice coloca brevemente as expressões necessárias para obtenção do atraso dos protocolos descritos na seção IV.8. O raciocínio seguido é idêntico ao que foi adotado em todas análises de atraso anteriores.

A.1 Atraso do Protocolo TPM

As cargas impostas ao transmissor por fluxo de dados e por fluxo de reconhecimentos são:

$$\rho_d^T = \lambda E[M]E[X] \text{ e} \tag{A.1}$$

$$\rho_a^T = \lambda R E[M](1-p)E[Y]. \tag{A.2}$$

Portanto, a carga total imposta ao transmissor e o tempo de espera em *buffer* são

$$\rho_{TPM}^T = \lambda R E[M](1-p)E[Y] + \lambda E[M]E[X] \text{ e} \tag{A.3}$$

$$E[W_{TPM}^{Td}] = \frac{\lambda_d^T E[X^2] + \lambda_a^T E[Y^2]}{2(1-\rho_d^T)} \; . \tag{A.4}$$

No receptor, as mesmas quantidades são expressas por: $\rho^R = \lambda E[M](1-p)(E[X] + E[Y])$ e

$$E[W_{TPM}^R] = \frac{\lambda^R (E[X^2] + E[Y^2] + 2E[X]E[Y])}{2(1-\rho^R)}. \tag{A.5}$$

Logo, o tempo médio total decorrido entre a chegada de pacote ao *buffer* do transmissor e a correta recepção do pacote é

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

A.2 Atraso do Protocolo RPM

Cargas impostas ao transmissor por fluxos de dados e NAKs, respectivamente:

$$\rho_d^T = \lambda E[X] \text{ e} \tag{A.6}$$

$$\rho_n^T = \lambda R(E[M^{(r)}]-1)E[Y]+\lambda(E[M]-1)E[X]. \tag{A.7}$$

Tempo de espera em *buffer* para dados e NAKs:

$$E[W_{RPM}^{Td}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2]+\lambda_r^T(E[X^2]+E[Y^2]+2E[X]E[Y])+\lambda_n^T E[Y^2]}{2(1-\rho_d^T)} \text{ e} \tag{A.8}$$

$$E[W_{RPM}^{Tn}] = \frac{\lambda_t^T E[X^2]+\lambda_r^T(E[X^2]+E[Y^2]+2E[X]E[Y])+\lambda_n^T E[Y^2]}{2(1-\rho_d^T)(1-\rho^T)}, \tag{A.9}$$

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

$$\lambda_d^R = \lambda E[M](1-p) \text{ e } \lambda_n^R = \lambda(E[M^{(r)}]-1). \tag{A.10}$$

No receptor, a $\rho_d^R = \lambda E[M](1-p)E[X]$ e para NAKs, $\rho_n^R = \lambda(E[M^{(r)}]-1)E[Y]$. Os tempos médios de espera em *buffer* no receptor serão

$$E[W_{RPM}^{Rd}] = \frac{\lambda_d^R E[X^2]+\lambda_n^R E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)} \text{ e} \tag{A.11}$$

$$E[W_{RPM}^{Rn}] = \frac{\lambda_d^R E[X^2]+\lambda_n^R E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)(1-\rho^R)}\ . \tag{A.12}$$

Logo, o atraso total observado é

$$E[D_{RPM}] = (1-p)(E[W_{RPM}^{Td}]+E[W_{RPM}^{Rd}]+2E[X]+\tau)+p(E[D_{RPM}^{'}]+E[D_{RPM}^{''}]). \tag{A.13}$$

A.3 Atraso do Protocolo RPMS

Cargas impostas:

$$\rho_d^R = \lambda E[M](1-p)E[X] \text{ e} \tag{A.14}$$

$$\rho_n^R = \lambda E[Q]E[Y]. \tag{A.15}$$

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

$$E[W_{RPMS}^{Rd}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)} \text{ e} \tag{A.16}$$

$$E[W_{RPMS}^{Rn}] = \frac{\lambda_t E[X^2] + \lambda E[Q]E[Y^2]}{2(1-\rho_d^R)(1-\rho^R)}. \tag{A.17}$$

Finalmente, o atraso total do protocolo **RPMS** é:

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