SERVIÇO DE PÓS-GRADUAÇÃO DO ICMC-USP

Data de Depósito: 25.09.2000

Assinatura:

Marcelo R. Duarte

Projeto de Sistema de Sincronização de Streams de Vídeo para Serviço Multicast

Denilson Cristiano Silva

Orientador: Prof. Dr. Edson dos Santos Moreira

Dissertação apresentada ao Instituto de Ciências Matemáticas e de Computação - ICMC-USP, como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Ciências – Área: Ciências de Computação e Matemática Computacional.

USP – São Carlos
Setembro de 2000

Aos meus pais e irmãos.

Agradecimentos

À Deus,

"Ainda que eu caminhe por um vale tenebroso, não temerei mal algum, porque estás comigo." (salmo de Davi)

Aos meus pais e irmãos

A vocês que compartilharam dos meus ideais e os alimentaram incentivando-me a prosseguir na jornada com ânimo e coragem.

Ao professor Dr. Edson dos Santos Moreira, meu orientador, amigo, incentivador, companheiro, ombro amigo, colaborador, confidente, meu sócio nessa minha conquista. Obrigado.

Aos demais professores do curso que mostraram que "ensinar é mostrar que é possível. Aprender é tornar possível a si mesmo". Obrigado, Mestres, por sua sabedoria.

Aos meus colegas do Intermídia pela amizade, apoio e companheirismo.

Aos funcionários

"Aqueles que por detrás das cortinas e com um show à parte, brindaram-me com um sorriso, com o seu apoio, para que tudo se realizasse a contento."

Meus colegas de moradia,

"Cada um que cruza o nosso caminho passa sozinho, pois cada pessoa é única e nenhuma substitui a outra.

Cada um que cruza o nosso caminho, passa sozinho, mas não vai só, nem nos deixa só. Leva um pouco de nós, deixa um pouco de si.

Há os que levam muito, mas há os que nada deixam.

Há aqueles que deixam tanto, que tudo que levam será pouco...

Por todas as nossas conquistas, nos orgulhamos...

Por nossos defeitos, nos desculpamos.

Por nossas diferenças, nos entendemos..."

A divisão de alegrias, dificuldades, vitórias, tristezas...

Fazem de você, José Geraldo, Igor e Vangrei alguém impossível de se esquecer.

Sumário

Lista de Figuras	viii
Lista de Tabelas	x
Lista de Algoritmos	xi
Resumo	xii
Abstract.....	xiii
Capítulo 1 - Introdução	1
Capítulo 2 - TV e Vídeo Digital.....	4
2.1 Considerações Iniciais	4
2.2 Vídeos interativos e políticas de fluxo	4
2.3 <i>Video on demand</i> (Vídeo sob Demanda).....	5
2.3.1 Servidores de vídeo.....	6
2.3.2 <i>Set-top-boxes</i>	7
2.4 <i>Distributed Home Theatre (DHT)</i>	9
2.5 Breve comparação entre VoD e DHT	9
2.6 Considerações Finais.....	9
Capítulo 3 - Técnicas de sincronização de <i>streams</i> de vídeo	10
3.1 Considerações Iniciais	10
3.2 Tipos básicos das políticas de gerenciamento	10
3.3 <i>Adaptive Piggybacking</i>	11
3.4 Políticas baseadas no <i>adaptive piggybacking</i> :	16
3.4.1 Política de redução <i>Odd-even</i>	16
3.4.2 Política <i>Simple Merging</i>	17
3.4.3 <i>Simple Merging</i> generalizada	20
3.4.4 Política <i>Greedy</i> :	22
3.4.5 <i>Merging</i> Limitado	24

3.4.6	Algoritmo <i>Snapshot</i>	24
3.4.7	A Política S^2	29
3.5	Análise de Performance	30
3.5.1	Análise da política <i>Simple Merging</i>	32
3.5.2	Validação do Resultado Analítico	33
3.5.3	Resultados Experimentais	34
3.6	Avaliação das Técnicas	37
3.7	Considerações Finais	37
Capítulo 4 - IP Multicast		38
4.1	Considerações Iniciais	38
4.2	Conceitos do <i>multicast</i>	38
4.3	Detalhes do <i>Multicast</i>	40
4.3.1	Endereços <i>Multicast</i>	40
4.3.2	Níveis de conformidade	41
4.3.3	Transmitindo datagramas IP <i>multicast</i>	42
4.3.4	Recebendo datagramas IP <i>multicast</i>	44
4.4	<i>Internet Group Management Protocol (IGMP)</i>	46
4.4.1	Operação IGMP	46
4.5	Roteamento IP <i>multicasting</i>	49
4.6	<i>Multicast</i> no IPv6	49
4.6.1	Resumo do IPv6	49
4.6.2	Endereço <i>multicast</i>	50
4.7	Considerações Finais	52
Capítulo 5 - ATM Multicast		53
5.1	Considerações Iniciais	53
5.2	ATM (<i>Asynchronous Transfer Mode</i>)	53
5.3	Mecanismos para possibilitar o IP <i>Multicast</i>	54
5.3.1	Considerações Especiais	54
5.3.2	Estabelecimento da Conexão	55
5.4	Suporte para <i>Multicast</i> em redes ATM - MARS	57
5.4.1	Suporte ao <i>multicast</i> através do UNI 3.1	58
5.4.2	Visão Geral do <i>Multicast Address Resolution Server</i>	59
5.4.3	Transmitindo para Grupos <i>Multicast</i>	60
5.5	Considerações Finais	62
Capítulo 6 - Modelagem da implementação do Servidor de Vídeo SNAPSHOT		63
6.1	Considerações Iniciais	63
6.2	Metodologia	64

6.2.1	Estudos realizados	64
6.3	Análise de requisitos	66
6.3.1	A mesclagem.....	66
6.3.2	A transmissão.....	67
6.3.3	<i>Dynamic Programming</i>	68
6.4	Funcionalidades do Sistema	68
6.4.1	Interatividade entre o Administrador e o Sistema	68
6.4.2	Interatividade entre o Cliente Remoto e o Sistema.....	69
6.5	Diagrama de seqüência	70
6.5.1	Cenário de configuração do servidor	70
6.5.2	Cenário do Estabelecimento de uma seção de trabalho	72
6.5.3	Cenário típico de envio por <i>SNAPSHOT</i>	73
6.5.4	Cenário do Encerramento da janela de mesclagem	76
6.5.5	Cenário da mesclagem de <i>streams</i>	76
6.5.6	Cenário típico da definição de velocidade ótima de transmissão	78
6.5.7	Cenário do encerramento da transmissão	80
6.6	Diagrama de Estados	81
6.7	Diagrama de Classe do servidor de Video-on-Demand	82
6.8	Diagrama de Componentes	87
6.9	Considerações Finais	87
Capítulo 7 - Conclusões.....		88
7.1	Considerações.....	88
7.2	Contribuições do Trabalho	89
7.3	Trabalhos Futuros.....	89
Referências Bibliográficas		91

Lista de Figuras

Figura 1.1: Arquitetura do Servidor de Vídeo.	2
Figura 2.1: Visão geral de um sistema de vídeo sob demanda.	5
Figura 2.2: A arquitetura de hardware para um servidor de vídeo típico.	6
Figura 2.3: A arquitetura de hardware para uma <i>set-top-box</i> simples	8
Figura 3.1: Visão simplificada do sistema.	12
Figura 3.2: Estado do Sistema (do ponto de visão de um único objeto).	14
Figura 3.3: Estado do Sistema (do ponto de visão de um único objeto).	17
Figura 3.4: Cenário da Política <i>Simple Merging</i>	18
Figura 3.5: Política <i>Simple Merging</i>	19
Figura 3.7: Cenário da Política de Mesclagem Greedy.	23
Figura 3.8: Árvores binárias alternativas e seus custos.	25
Figura 3.9: Possível situação da política S2.	29
Figura 3.10: Chegada dos I/O streams depois de um delay.	31
Figura 3.11: Política <i>Simple Merging</i>	33
Figura 3.12: Comparação variando as taxas de chegada	34
Figura 3.13: Performance da política <i>Simple Merging</i> com tamanho da janela variável.	35
Figura 3.14: Comparação variando o tamanho do vídeo.	35
Figura 3.15: Comparação variando o tempo de chegada.	36
Figura 3.16: Performance do Snapshot variando o tamanho da janela	36
Figura 4.1: Mapeando endereços IP da Classe D para endereços Ethernet IEEE802.3	45
Figura 4.2: Protocolo de roteamento <i>multicast</i>	48
Figura 4.3: Formato do endereço IPv6 multicast.	50

Figura 5.1: Uma conexão em uma rede ATM.....	54
Figura 5.2: Seqüência de eventos para abrir/fechar uma conexão ATM	56
Figura 6.1: Exemplo de uma conexão ISDN	67
Figura 6.2 : Casos de uso do servidor de transmissão.....	68
Figura 6.3: Casos de uso do cliente da transmissão de VOD utilizando Snapshot.....	69
Figura 6.4: Cenário de configuração do servidor.....	70
Figura 6.5: Cenário de iniciação do servidor	71
Figura 6.6: Cenário de configuração do servidor.....	71
Figura 6.7: Cenário da abertura de uma seção de trabalho	72
Figura 6.8: Cenário do encerramento de uma seção de trabalho.....	72
Figura 6.9: Cenário do envio da primeira stream do intervalo snapshot.....	73
Figura 6.10: Cenário de envio das streams posteriores a primeira stream da janela.....	74
Figura 6.11: Cenário Típico de envio por Snapshot utilizando o IP multicast	75
Figura 6.12: Cenário típico de envio após aberta a janela de Snapshot.....	75
Figura 6.13: Cenário da finalização do intervalo Snapshot.....	76
Figura 6.14: Cenário típico da mesclagem.....	77
Figura 6.15: Cenário básico da transmissão de vídeo no momento da mesclagem	78
Figura 6.16: Fluxo de mensagens para criação da árvore de mesclagem.....	78
Figura 6.17: Fluxos de mensagens para o ajuste de velocidades	79
Figura 6.18: Cenário da definição da velocidade ótima (algoritmo de programação dinâmica)	80
Figura 6.19: Cenário da finalização transmissão da primeira stream do intervalo.	81
Figura 6.20: Estados do controle de mesclagens.....	81
Figura 6.21: Diagrama de Classe Geral do sistema	82
Figura 6.22: Diagrama de Classe do Algoritmo Snapshot.....	83
Figura 6.23: Diagrama de Componentes do Snapshot.....	88
Figura 7.1: Modelo da arquitetura de implementação do Snapshot.....	89

Lista de Tabelas

Tabela 4.1: Classes dos Endereços IP	40
Tabela 4.2: Lista dos <i>TTL thresholds</i> e seus escopos.....	43
Tabela 5.1: Mensagens usadas para o estabelecimento e o encerramento da conexão.....	56
Tabela 5.2: Funções de Sinalização	59
Tabela 5.3: Indicações geradas pela rede	59
Tabela 6.1: Descrição da administração do servidor.....	69
Tabela 6.2: Descrição do estabelecimento da seção de trabalho.....	70
Tabela 6.3: Escopo de acesso do diagrama de classe do snapshot	87

Lista de Algoritmos

Algoritmo 3.1: Política <i>Simple Merging</i>	18
Algoritmo 3.2: Algoritmo de Programação Dinâmica (<i>Dynamic Programming</i>).....	27
Algoritmo 3.3: Algoritmo <i>Snapshot</i>	28

Resumo

Os requisitos de largura de banda para satisfazer as necessidades dos sistemas de vídeo sob demanda são críticos para a qualidade do serviço fornecido pelo servidor. Muitas técnicas tem sido propostas para reduzir estes requisitos. Este projeto modela uma aplicação que implementa a técnica do SNAPSHOT para reunir vários *streams* de vídeo permitindo o uso do *multicasting*. É baseada no método *adaptive piggybacking* que ajusta a taxa de exibição dos quadros dos *streams* novos (tornando-os mais rápidos) e velhos (tornando-os mais lentos) até que eles possam ser mesclados em um único *stream*. A modelagem foi feita em UML e alguns cenários de implementações são propostos.

Abstract

The bandwidth requirements to comply with the needs of video-on-demand systems are critical for the quality of service provided by the server. Several techniques have been proposed to reduce these requirements. This project models an application which implements the SNAPSHOT technique to assemble several video streams together allowing for the use of multicasting. It is based on the adaptive piggybacking method that adjusts the displaying rate of the video frames of the new (making them go faster) and old (making them go slower) streams until they can be merged into a single one. The modeling was made with UML and some scenarios of implementation are proposed.

Capítulo 1 - Introdução

As aplicações de vídeo, por exemplo, Vídeo sob Demanda (*Video on Demand* - VoD), estão entre as de maior potencial comercial nas futuras Redes Digitais de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL) [Fon98]. Em um sistema de video-sob-demanda, o usuário assinante poderá escolher tanto a hora quanto o filme que deseja assistir. A qualidade do serviço pode ser caracterizada em termos do tempo de latência da requisição do cliente, definida pelo intervalo de tempo entre a chegada da requisição e a inicialização do serviço. A latência de uma requisição é influenciada por um número de fatores, os quais serão discutidos adiante [Agg96a].

Um sistema de video-sob-demanda pode ser modelado em uma arquitetura cliente-servidor[Ste95]. Os clientes essencialmente consistem de usuários que podem acessar vídeos armazenados em discos no servidor, como ilustrado na Figura 1.1. O servidor consiste de um conjunto de discos ($D_1 \dots D_N$), um conjunto de processadores ($N_1 \dots N_K$), espaço em *buffer*, e uma memória secundária. O banco de dados completo reside na memória secundária, e os mais freqüentemente acessados são cacheados em disco¹. Sempre que houver uma requisição para um vídeo em particular, este é acessado pelos discos no servidor, transmitidos para o processador central, e então roteados para o cliente[Tob93]. Se o objeto requisitado não for residente no disco, então este deve ser recuperado da memória secundária e armazenado nos discos antes de serem inicializados; isto pode resultar em um ou mais objetos sendo retirados dos discos, devido a falta de espaço[Che94]. Então um I/O *stream*² precisa ser escalonado. Considerando que a largura de banda é um recurso de grande valor, logo estes *streams* precisam ser gerenciados com cuidado [Gol95].

Um dos aspectos mais desafiadores destes sistemas é prover serviços-sob-demanda para múltiplos clientes simultaneamente, economizando I/O *streams* através de escalonamento; ou seja, usuários esperam acessar objetos, por exemplo, filmes, dentro de uma latência pequena e "razoável", mediante requisição [Ozd94]. A latência para servir uma requisição é definida como o tempo entre a

¹ Assume-se que o *caching* nos discos é feito sob-demanda, no exemplo, um objeto não residente nos discos é buscado do armazenamento secundário somente quando é referenciado; algumas formas da política LRU (Menos Recentemente Usado) poderia ser usada para eliminar objetos dos discos (de forma a criar espaço para o novo objeto recuperado).

² Refere-se a um fluxo de dados de mídia

chegada da requisição ao tempo que o sistema inicializa a leitura do objeto (do disco); o *delay* adicional até que os dados sejam entregues ao dispositivo de exibição (*display*) é considerado relativamente desprezível. Latência pode ser atribuída a: a) insuficiente largura de banda para servir a requisição, b) insuficiente espaço em *buffer* para o escalonamento dos dados lidos dos discos, ou c) insuficiente armazenamento em disco, por exemplo, o objeto em questão poderia não ser residente no disco e conseqüentemente teria de ser recuperado do armazenamento secundário antes de ser escalonado para exibição[Bal96].

Figura 1.1: Arquitetura do Servidor de Vídeo.

Para melhor ilustração, pode-se assumir que o servidor, como mostrado na Figura 1.1, pode ser descrito pelos três parâmetros seguintes: 1) *I/O bandwidth* total disponível, 2) espaço para armazenamento em disco disponível, e 3) espaço em *buffer* disponível³. Estes parâmetros, em conjunção com o *layout* dos dados e esquemas de escalonamento, determinam o custo do servidor bem como a "qualidade de serviço" que eles podem oferecer; embora a qualidade do serviço é um termo de determinado modo ambíguo, a latência, em atender uma requisição de vídeo, é uma medida utilizável. Em geral, é muito comum que o *I/O bandwidth* seja um recurso crítico o qual contribui para o aumento da latência. [Agg96b].

Há muitas abordagens para redução da demanda de I/O no servidor através de compartilhamento, aumentando o número de requisições de usuários os quais poderão ser servidos simultaneamente. Entre essas abordagens destacam-se: a técnica de *Batching*, *Bridging* e *Adaptive Piggybacking*.

³ Não é considerado características do dispositivo de armazenamento secundário nesta dissertação.

Nesta dissertação, os estudos foram concentrados na *adaptive piggybacking*. Esta técnica fundamenta-se no ajuste das velocidades das *streams* durante o progresso das mesmas (para um mesmo objeto) com o objetivo de mesclá-las.

Este projeto propõe uma modelagem de uma técnica baseada no *adaptive piggybacking*, conhecida como *Snapshot*. Por ser uma aplicação distribuída em rede, é adotada a arquitetura CLIENTE/SERVIDOR. A técnica de SNAPSHOT é fundamentada em 1) mesclagem de *streams*, 2) transmissão com velocidade alterável durante o progresso dos *streams* (rápida e lenta) e 3) o algoritmo de programação dinâmica (*dynamic programming*). Tais fundamentos devem ser trazidos para o modelo, a fim de definir um modo de implementação.

Esta dissertação está organizada em sete capítulos. O conteúdo de todos esses capítulos é brevemente descrito a seguir:

- Capítulo 2 apresenta uma visão geral das idéias básicas do sistema de *video on demand* e de sua implementação;
- Capítulo 3 trata das políticas que tem por objetivo o gerenciamento de *streams* de vídeo, destacando principalmente as políticas baseadas no *adaptive piggybacking*.
- Capítulo 4 fornece algumas informações interessantes para compreensão dos protocolos *multicast* e implementações, introduzindo conceitos básicos do IP *multicast*.
- Capítulo 5 aborda questões referentes ao *multicast* em redes ATM, apresentando algumas diferenças combinatórias entre como é realizado o *multicast* em redes ATM e em redes IP.
- Capítulo 6 neste capítulo é proposto definir a modelagem de uma aplicação para a técnica SNAPSHOT, utilizando o UML, com finalidades de testes e avaliações servindo de base para a implementação de um software.
- Capítulo 7 conclui a dissertação apresentando as conclusões do trabalho realizado, contribuições e sugestões para trabalhos futuros.

Capítulo 2 - TV e Vídeo Digital

2.1 Considerações Iniciais

O *video on demand* (VoD) é, às vezes, comparado a uma loja eletrônica para a locação de vídeos. O usuário (cliente) seleciona qualquer um dos vídeos disponíveis e o leva para assistir em casa. A única diferença é que com o vídeo sob demanda a seleção é feita em casa, com o controle remoto do aparelho de TV ou via computador, e o vídeo é apresentado imediatamente[Tan96].

Neste capítulo, é apresentada uma visão geral das idéias básicas e de sua implementação e sua organização é a seguinte: a próxima apresenta uma introdução ao sistema de vídeo interativo e políticas de fluxo; a seção 2.3 apresenta os conceitos gerais que compõe o sistema de *video on demand*; na seção 2.4 apresenta os conceitos um outro sistema conhecido como *Distributed Home Theatre* (DHT); a seção 2.5 é uma breve comparação entre *Video on demand* e o *Distributed Home Theatre*.

2.2 Vídeos interativos e políticas de fluxo

Serviços de vídeo interativos são similares ao serviço de difusão de TV, mas apresentam uma alteração fundamental no paradigma da interface de TV. Eles foram projetados para suportar muitos canais simultâneos sobre um mesmo banco de dados. No sistema de TV tradicional, cada estação executa sua programação simultaneamente, e o usuário seleciona um canal específico. Em contraste, um sistema interativo faz com que toda a programação seja apresentada ao usuário sem nenhuma restrição. O usuário pode executar qualquer parte da programação a qualquer hora, um exemplo desta aplicação, é o vídeo sob demanda[Flu95].

2.3 Video on demand (Vídeo sob Demanda)

Esta seção apresenta uma visão geral das idéias básicas do sistema de *video on demand* e de sua implementação. A descrição de uma implementação real pode ser encontrada em [Nel95]. Um tratamento mais genérico da televisão interativa está em [Hod95]. Outras referências relevantes são [Cha94]; [Hod93]; e [Lit94].

Para permitir aos usuários interromper, recomençar e retroceder os vídeos, a solução seria a transmissão de uma cópia separada do vídeo para cada um desses usuários.

Por outro lado, se o vídeo sob demanda não oferecer estes recursos aos usuários, talvez seja suficiente que o provedor de vídeo comece os vídeos mais solicitados a cada, digamos, 10 minutos, e apresente-os sem intervalo. Um usuário que deseje assistir a um desses vídeos talvez tenha de esperar 10 minutos para que ele comece. Apesar da pausa/retomada não ser possível aqui, um espectador que retorne à sala depois de um pequeno intervalo pode mudar para o outro canal onde o mesmo vídeo está sendo apresentado com 10 minutos de atraso. Esse esquema é chamado de *near video on demand* e oferece um custo muito menor em potencial, pois a mesma imagem do servidor de vídeo pode ir para vários usuários ao mesmo tempo.

Figura 2.1: Visão geral de um sistema de vídeo sob demanda.

Assistir a filmes no esquema *near video on demand* é um dos inúmeros novos serviços que poderão ser oferecidos, uma vez que as redes de banda larga estejam disponíveis. O modelo genérico, usado por muitas pessoas é ilustrado na Figura 2.1. Na Figura, há uma rede de longa distância (nacional ou internacional) como *backbone* e grande largura de banda no centro do sistema. Conectadas ao *backbone* estão milhares de redes de distribuição locais, tais como TV a cabo ou sistemas de distribuição da companhia telefônica. Os sistemas de distribuição locais chegam até as casas das pessoas, onde terminam em *set-top-boxes*, na verdade PCs avançados e especializados.

Ligados ao *backbone* por cabos de fibra ótica de grande largura de banda estão vários provedores de informações. Alguns deles oferecerão vídeos *pay-per-view*, ou CDs de áudio *pay-per-hear*, nos quais o interessado paga para ver e para ouvir, respectivamente. Outros oferecerão serviços especializados como *homeshopping*, notícias, reprises de filmes, acesso à WWW e inúmeras outras possibilidades estarão disponíveis em um futuro próximo[Car95].

Também incluídos no sistema estarão servidores locais (*spooling servers*), permitindo que os vídeos fiquem mais próximos dos usuários, para economizar largura de banda nos horários de pico. Será examinado, a seguir, o projeto dos principais componentes do sistema: os servidores de vídeo e os *set-top-boxes*.

2.3.1 Servidores de vídeo

Para ter um recurso próximo, precisamos de **servidores de vídeo** com capacidade de armazenar e enviar um grande número de filmes simultaneamente. O número total de filmes já feitos é estimado em 65.000 em 1995. Quando compactado em MPEG-2, um filme normal (2 horas) ocupa cerca 4 GB de espaço de armazenamento; portanto, considere uma locadora com 300 filmes, cada qual, com duas horas de duração, sendo necessário alocar 1,2 terabytes para armazenar todos os filmes. Logo fica claro que poderá haver problemas de armazenamento[Hac98].

Figura 2.2: A arquitetura de hardware para um servidor de vídeo típico.

A arquitetura de hardware de um servidor de vídeo típico é ilustrada na Figura 2.2. O servidor tem uma ou mais CPUs RISC de alto desempenho, cada uma com alguma memória local, uma memória principal compartilhada, uma boa memória RAM de cache para filmes mais solicitados, uma variedade de dispositivos de armazenamento para os filmes e um hardware de rede, normalmente uma interface ótica para uma rede ATM (ou SONET) em OC-3 ou mais. Esses subsistemas são conectados por um barramento de velocidade extremamente alta (pelo menos 1 GB/s)[Che94].

Agora, será analisado o software de um servidor de vídeo. As CPUs são usadas para receber as solicitações dos usuários, localizar os filmes, movimentar dados entre os dispositivos, fazer as cobranças aos usuários. Algumas delas não dependem de tempo, mas outras dependem; portanto, algumas CPUs (ou todas elas) terão de executar um sistema operacional de tempo real. Esses sistemas normalmente dividem o trabalho em pequenas tarefas, cada um com um prazo conhecido.

O software da CPU também define a natureza da interface que o servidor (*servidores de spool e set-top-boxes*) apresenta aos clientes. Há dois projetos populares. O primeiro é um sistema de arquivos

tradicional, no qual os clientes podem abrir, ler, gravar e fechar arquivos, sendo o sistema de arquivos baseado no UNIX.

O segundo tipo de interface é baseado no modelo do aparelho de videocassete. Os comandos para o servidor solicitam que ele abra o arquivo, reproduza seu conteúdo, faça uma pausa durante a reprodução e avance rapidamente ou retroceda no decorrer do processo. A diferença para o modelo UNIX é que uma vez executado o comando *PLAY*, o servidor envia os dados de maneira contínua e a uma taxa constante sem que nenhum outro comando seja necessário.

O núcleo do software do servidor de vídeo é o software de gerenciamento de disco. Ele tem duas funções principais: colocar os filmes no disco magnético quando tiverem de ser retirados da unidade de armazenamento ótico ou de fita e tratar as solicitações de disco para os muitos fluxos de saída. A colocação dos filmes é muito importante porque pode afetar muito o desempenho.

A outra tarefa do software de disco é dar assistência a todos os fluxos de saída de tempo real e atender a suas restrições de tempo. Um fluxo de vídeo MPEG-2 a 25 quadros por segundo precisa buscar e transmitir cerca de 14 KB a cada 40 ms, mas a quantidade real varia muito porque os quadros I, P e B têm diferentes índices de compactação.

Outra questão do software é o controle de admissão. Se uma solicitação para um novo fluxo chegar, esta só será aceita se o desempenho em tempo real dos fluxos já existentes não for prejudicado.

Outro detalhe é a criptografia. Quando os filmes são transmitidos por *multicast* (por exemplo, se a rede de distribuição local for um sistema de TV a cabo), a criptografia é necessária para assegurar que só os clientes pagantes possam assistir ao filme.

2.3.2 Set-top-boxes

Para decodificar os fluxos MPEG, são necessários uma *interface* de rede e um decodificador MPEG. São descritas duas possibilidades.

Na primeira possibilidade, os usuários usam seus próprios computadores para decodificar e assistir aos filmes. Essa solução exige uma placa especial com soquetes contendo alguns chips especiais e um conector para a *interface* com a rede de distribuição local. Com isso, os filmes são apresentados no monitor do computador, possivelmente em uma janela. Pode-se chamar essa caixa de *set-bottom-box*, pois normalmente ela fica embaixo do monitor em vez de em cima dele. O custo dessa estratégia é mais baixo (sendo necessários uma placa com soquete e o software), utiliza um monitor de alta resolução não-entrelaçado, tem uma sofisticada interface com o usuário que se baseia no uso do *mouse* e pode ser facilmente integrada à WWW e a outras fontes de informação e entretenimento voltadas para o computador.

Na segunda possibilidade, o operador de rede local aluga ou vende uma *STB* à qual a rede e o aparelho de TV estão conectados.

O lado negativo desse enfoque é que o monitor de TV possui uma apresentação de baixa resolução e entrelaçada (o que o torna impróprio para material destinado a texto, como a WWW), além de apresentar uma interface ruim (o controle remoto), que torna impossível que o usuário faça qualquer coisa que não seja selecionar itens a partir de menus simples.

As principais funções da caixa *STB* são estabelecer uma interface com a rede de distribuição local, decodificar o sinal MPEG, sincronizar os fluxos de áudio e vídeo, produzir um sinal NTSC, PAL ou SECAM para o aparelho de TV e controlar o controle remoto e a *interface* com o usuário. Outras funções poderiam incluir servir de *interface* com aparelhagens de som, telefones e outros dispositivos.

Uma possível arquitetura para uma simples *STB* é ilustrada na Figura 2.3. O dispositivo consiste em uma controladora de CPU, ROM, RAM e E/S, em um decodificador de MPEG e em uma *interface* de rede. Opcionalmente, é possível acrescentar um *chip* de segurança para a criptografia dos filmes recebidos e das mensagens enviadas (números de cartões de crédito para telecompras, etc).

Figura 2.3. A arquitetura de hardware para uma *set-top-box* simples

Uma questão importante para o vídeo sob demanda é a sincronização de áudio e vídeo e o gerenciamento do *jitter*⁴. O acréscimo de 500 KB extras de memória RAM possibilita 1 segundo de armazenamento em *buffer* para o MPEG-2, mas constitui uma despesa para o dispositivo.

Como a *set-top-box* é apenas um computador, ela precisará de software, provavelmente um sistema operacional em tempo real, baseado em *microkernel*⁵ e armazenado na memória ROM.

⁴ *Jitter* = variação do *delay*

⁵ Corresponde a um núcleo do sistema operacional enxuto, provendo apenas os serviços básicos como comunicação.

2.4 Distributed Home Theatre (DHT)

Conforme, a *Distributed Home Theatre* (DHT) possibilita que qualquer integrante de um grupo distribuído de usuários, aos quais um filme é simultaneamente exibido aos participantes de uma vídeoconferência, iniciar um debate sobre uma cena específica[Fon97a].

Assume-se a existência de um fluxo individual de vídeo para cada usuário e assume-se também que todos os fluxos de uma sessão são distribuídos por um mesmo servidor, chamado de servidor de controle. Melhorias nesta arquitetura podem ser propostas. Uma opção é a de permitir que o servidor mais próximo do usuário distribua o filme. Neste caso, somente mensagens de controle são trocadas entre os servidores. Embora estas alternativas possam reduzir de forma significativa a demanda de largura de banda, elas exigem uma complexidade de servidor/comutador que pode não estar disponível em uma primeira implementação dos serviços de DHT.

Considera-se também uma rede de distribuição hierárquica composta por um *backbone* ATM, redes metropolitanas ATM e *loops* locais conectados a rede metropolitana através de *head ends* ATM.

2.5 Breve comparação entre VoD e DHT

De acordo com, fornecer serviços de DHT custa mais caro do que fornecer serviços de vídeo sob demanda. Isto acontece porque os usuários de um sistema DHT se conectam a um determinado servidor, enquanto que os usuários de um sistema de vídeo sob demanda se conectam ao servidor mais próximo. Em outras palavras, para um mesmo número de usuários, o custo total de largura de banda de uma sessão de *VoD* é sempre o limite inferior do custo de banda passante de uma sessão de DHT.

2.6 Considerações Finais

Neste capítulo, foi introduzida uma visão geral das idéias básicas do *video on demand* (*VoD*) e de sua implementação, além de conceitos básicos de *distributed home theatre* (DHT)

Em ambientes de vídeo sob demanda, espera-se que após seleção do filme a exibição do mesmo inicie em curto intervalo de tempo. Isto é possível se existir banda passante disponível para satisfazer às requisições dos usuários. Diversas técnicas foram propostas com o objetivo de reduzir a grande demanda de banda passante em servidores de vídeo. Estas técnicas são discutidas no próximo capítulo.

Capítulo 3 - Técnicas de sincronização de *streams* de vídeo

3.1 Considerações Iniciais

Em sistema de *video on demand*, assinantes podem escolher tanto o filme quanto à hora da exibição. A qualidade do serviço pode ser caracterizada em termos do tempo de latência da requisição do cliente, definida como o tempo entre a chegada da requisição e a inicialização do serviço.

Sempre que uma requisição for feita ao servidor de vídeo um I/O *stream* precisa ser fixado. Desde que a largura de banda de I/O é um fator de peso para o sistema, estes *streams* são considerados como recursos chaves em um sistema de *video on demand*, e precisam ser gerenciados com cuidado.

Este capítulo trata das políticas que tem por objetivo o gerenciamento de *streams* de vídeo, destacando principalmente as políticas conhecidas como *adaptive piggybacking*. Este capítulo segue a seguinte organização: a próxima seção introduz os tipos básicos das políticas de gerenciamento de I/O *streams*, a seção 3.3 trata da política *adaptive piggybacking*, na seção 3.4 são tratadas algumas técnicas baseadas no *adaptive piggybacking*, sendo que três técnicas são essenciais para este projeto, a saber: *simple merging*, *simple merging generalizada* e o *Snapshot*. Na seção 3.5 é apresentada uma análise de performance das técnicas, novamente focalizando as técnicas essenciais ao projeto, na seção 3.6 é apresentada uma avaliação das técnicas.

3.2 Tipos básicos das políticas de gerenciamento

Há muitas abordagens para redução da demanda de I/O no servidor através de compartilhamento, aumentando o número de requisições de usuários os quais poderão ser servidos simultaneamente. Por exemplo, considere o seguinte:

1. *Batching*: É um modo simples para reduzir os requerimentos de largura de banda [Dan96]. Nesta técnica, há um intervalo de tempo, chamado intervalo *batching*, para iniciar a transmissão do vídeo de modo que o grupo inteiro de requisições para o mesmo vídeo que chegar ao servidor durante este intervalo, possa ser servido usando único I/O *stream*. Logo para reduzir as exigências de I/O é necessário aumentar a latência, porém, grandes intervalos *batching* são incompatíveis com a noção de um sistema de vídeo-sob-demanda[Kam94].
2. *Bridging*: Uma segunda técnica para reduzir a necessidade de largura de banda é chamada de *bridging*. Nesta técnica, é utilizada memória do processador central como um *buffer*. Se alguns quadros de um *stream*, em particular, for bufferizado⁶, logo qualquer subsequente requisição para este vídeo dentro do correspondente intervalo, os dados poderão ser lidos do *buffer* ao invés de criar uma outra I/O *stream* do disco. Esta técnica possui a desvantagem que uma considerável quantidade de espaço em *buffer* pode ser requerida de forma a construir "pontes largas" o suficiente para render economias substanciais de largura de banda.
3. *Adaptive Piggybacking*: Ajusta a velocidades das *streams* durante o progresso das mesmas (para um mesmo objeto) com o objetivo de mesclá-las[Fon97b]. De algum modo, a política *adaptive piggybacking* é similar a política *batching*, com a vantagem de eliminar a latência extra do intervalo *batching*.

Em geral, os seguintes parâmetros podem ser usados para aperfeiçoar o número de requisições simultâneas que um sistema pode servir: 1) *delay time* (para *batching*), 2) política de união (para *adaptive piggybacking*), 3) políticas para alocação de *buffer*, e 4) técnicas para alteração da taxa para exibição (veja seção 3.3 para maiores detalhes). Redução na quantidade de largura de banda consumida através da agregação de requisições para um filme é considerado o objetivo principal destas políticas. A seguir, é introduzida a política de mesclagem *adaptive piggybacking*.

3.3 Adaptive Piggybacking

Na *adaptive piggybacking*, inicia-se um I/O *stream* para cada *stream* de apresentação, sob-demanda, e então permite que uma *stream* de apresentação faça uma *adaptive piggybacking* com um I/O *stream* de outra *stream* de apresentação (para o mesmo objeto). Isto pode ser visto como um *dynamic merging* de duas I/O *streams* em uma. Antes da união "*merging*", havia duas I/O *streams*, cada uma servindo uma (ou mais) *stream(s)* de apresentação, onde os *streams* de apresentação correspondem, temporariamente, a dois I/O *streams* do mesmo objeto. Depois do *merge*, há somente um I/O *stream*, o qual pode servir ambos *streams*

⁶ Refere-se ao processo de armazenamentos de dados no *buffer*.

de apresentação, e além disso os *streams* de apresentação estão em "sincronização". Isto é ilustrado na Figura 3.1, onde *streams*⁷ de apresentação 3 e 4 correspondem a requisições para o mesmo objeto e são servidas usando um único I/O *stream*, nomeado, I/O *stream* 3. Como descrito na seção 3.2, este *merging* pode ser executado ajustando as taxas de cada requisição, por exemplo, ao invés de apresentar cada requisição a uma taxa constante, o sistema pode ajustar a taxa de apresentação de cada requisição, tanto para uma taxa "mais baixa" ou uma taxa "mais alta", de forma a cobrir a diferença temporal entre as exibições; uma vez que a diferença foi coberta, ambas exibições podem ser servidas através de um único I/O *stream*.

Figura 3.1: Visão simplificada do sistema.

Pode-se ver a duração da apresentação de um objeto como uma contínua linha de tamanho finito e considerar o problema do *adaptive piggybacking* como um problema de decisão; dado o estado global do sistema, por exemplo, a posição (relativa ao começo da apresentação) de cada *stream* de apresentação em progresso, deve-se escolher a taxa de apresentação de cada uma das requisições, de modo que a média total da demanda de I/O *stream* no sistema seja minimizada.

Durante esse capítulo é investigada a redução da largura de banda atribuída ao *adaptive piggybacking* ao invés de uma arquitetura de servidor em particular. Entretanto, não é especificada nenhuma técnica em particular para alteração da taxa de apresentação. Ao invés, é associado um custo a cada I/O *stream*, onde o custo é uma função da correspondente taxa de apresentação. Em outras palavras, o custo de

⁷ Os *streams* 3 e 4 devem ser transmitidos através da rede como um único *stream* o maior período de tempo possível. Políticas alternativas de transmissão que possa reduzir a utilização da largura de banda é assunto do capítulo 4.

I/O para servir uma taxa de apresentação⁸ (rápida ou lenta) pode ser diferente do custo de servir uma taxa de apresentação normal. Por exemplo, o aumento da velocidade (ou diminuição) pode ser atingido, replicando dados, então o número total de bytes lidos do disco pode diferir, dependendo da taxa de apresentação de um *stream*. Se por outro lado o corte (ou duplicação) de quadros é usado, então o número total de bytes lidos do disco continuará sendo o mesmo, sem importar a taxa de apresentação do *stream*. No seguinte exemplo, não é feita nenhuma restrição com relação ao método usado para atingir diferentes taxas de apresentação.

Inicia-se derivando as condições gerais sob as quais os I/O *streams* i e j podem ser mesclados de modo a reduzir a demanda total de I/O no servidor. Para o restante desta seção, são consideradas somente as requisições para um mesmo objeto. Inicialmente, assume-se que a mesclagem pode ocorrer a qualquer momento durante a apresentação do objeto; esta afirmação é removida no final desta seção. Considere a seguinte notação:

S'_k = velocidade de apresentação (em quadros/seg) do *stream* de apresentação k se não houver nenhuma chance de mesclagem, onde $k \in \{i, j\}$.

S_k = velocidade de apresentação ajustada (em quadros/seg) do *stream* de apresentação k se houver alguma chance de mesclagem, onde $k \in \{i, j\}$.

S_k^* = velocidade de apresentação (em quadros/seg) do *stream* de apresentação k depois da mesclagem, onde $k \in \{i, j\}$.

p_M = número total de quadros do objeto de vídeo.

p_k = atual posição do objeto de apresentação (em quadros) do *stream* de I/O K , $k \in \{i, j\}$.

p_m = posição (em quadros) de mesclagem entre os *streams* de I/O i e j .

C'_k = largura de banda (em bits/seg) do I/O *stream* correspondente ao *display stream* k , com a velocidade S'_k .

C_k = largura de banda (em bits/seg) do I/O *stream* correspondente ao *display stream* K , com a velocidade S_k .

d = distância (em quadros) entre os I/O *streams* i e j , a qual é equivalente a $p_j - p_i$.

⁸ Note que, poderia haver outros custos, além da largura de banda, associados com a leitura de dados em alta ou baixa taxas, por exemplo, espaço de *buffer* adicional; de qualquer maneira, considerando que não se está levando em conta uma arquitetura específica, não será avaliado os custos do espaço em *buffer* nesta dissertação.

d_m = distância (em quadros) entre o ponto de mesclagem e a posição atual do j , o qual é igual a $p_m - p_j$.

Figura 3.2: Estado do Sistema (do ponto de visão de um único objeto).

Figura 3.2 representa a duração da apresentação de um objeto como uma contínua linha de tamanho p_M . Cada *display stream*, por exemplo, *stream i*, é identificado pela sua posição na apresentação do objeto, p_i , e está se movendo a uma velocidade em particular, S_i . De forma a mesclar os I/O *streams i e j*, primeiramente, deve-se garantir que:

$$S_i > S_j \quad (1)$$

Em segundo lugar, pode-se definir as restrições em relação à distância e o custo, os quais podem ser usados em qualquer política *adaptive piggybacking*, para identificar oportunidades de mesclagens, por exemplo, se é ou não possível a um custo eficaz para mesclar as *stream i e j*. As restrições de custo garantem que o total da demanda de I/O (medidas em bits lidos do disco) com mesclagem é menor do que o total da demanda de I/O sem mesclagem. A restrição ao custo de I/O é o seguinte⁹:

$$\frac{dC_i}{S_i} + \frac{d_m C_i}{S_i} + \frac{d_m C_j}{S_j} + \frac{(p_M - d - d_m - p_i)C_j^*}{S_j^*} \leq \frac{(p_M - p_i)C_i^*}{S_j^*} + \frac{(p_M - p_i - d)C_j^*}{S_j^*} \quad (2)$$

Note que esta restrição é somente válida quando o número de bits lidos do disco não for independente da taxa de apresentação, ou seja, é significativo somente quando a replicação é utilizada. De outra forma, qualquer mesclagem antes do final do vídeo resultará em economia; logo equação 7 torna-se a única restrição, isto é, o tamanho do objeto (ou a duração da apresentação) é finito e conseqüentemente requer a seguinte restrição:

$$p_i + d + d_m \leq p_M \quad (3)$$

⁹ Desde que I/O *stream i* é mesclado com *j*, depois da mesclagem somente o custo do I/O *stream j* precisa ser considerado além do ponto de mesclagem.

Finalmente, a restrição ao tempo de mesclagem é:

$$\frac{d + d_m}{S_i} = \frac{d_m}{S_j} \quad (4)$$

Considere d_1 como o máximo valor de d , de modo que a condição de custo de I/O na equação (2) seja satisfeita. Obtém-se d_1 usando a equação (4) para obter $d_m = d(S_j/S_i - S_j)$ e logo setando a igualdade na equação (2); Logo:

$$d_1 = \frac{\left[\frac{(p_M - p_i)c_i'}{S_i'} + \frac{(p_M - p_i)c_j'}{S_j'} - \frac{(p_M - p_i)c_j^*}{S_i^*} \right]}{\left[\left(\frac{c_i}{S_i} - \frac{c_j^*}{S_j^*} + \frac{c_j'}{S_j'} \right) + \left(\frac{S_j}{S_i + S_j} \right) \left(\frac{c_i}{S_i} + \frac{c_j}{S_j} - \frac{c_j^*}{S_j^*} \right) \right]} \quad (5)$$

Considere d_2 sendo o maior valor de d de modo que a restrição com a distância na equação (3) é satisfeita. Novamente, d_2 pode ser obtida pela substituição da expressão para d_m na equação (3) e resolvendo a igualdade:

$$d_2 = \frac{(p_M - p_i)(S_i - S_j)}{S_i} \quad (6)$$

Considere d^* como sendo a distância máxima entre dois I/O *streams* de modo que mesclando estes dois *streams* (em d_m), resulta em uma redução da demanda de I/O no servidor. Logo,

$$d^* = \min(d_1, d_2) \quad (7)$$

Pode-se agora aplicar este resultado para as várias políticas *adaptive piggybacking*, as quais são descritas a seguir. O objetivo é encontrar políticas *adaptive piggybacking* que possuem significativa economia na demanda de I/O em comparação à política *baseline*¹⁰.

Para fazer observações sobre as decisões para o ajuste das taxas de transmissão considere novamente o estado do sistema ilustrado na Figura 3.2; claramente, os únicos eventos estocásticos no sistema são os pontos de chegada; os eventos como ponto de mesclagem de dois *streams*, o fim do *display*, são previsíveis. Logo, uma política de otimização pode avaliar todas as possibilidades das taxas

¹⁰ Esta é a situação normal; quando uma requisição chega, não há tentativa de ajustar as taxas de transmissão, por exemplo, todas as requisições são associadas a velocidade normal S_n e não há eventos de mesclagem no sistema. (Note que a falta de mesclagem não exclui a possibilidade de um *batching* inicial.)

de transmissão, fazendo as decisões apropriadas com respeito a minimização da demanda de I/O, e então não reavaliando estas decisões até a chegada de uma nova requisição. Entretanto, isto poderia ser computacionalmente intensivo e logo impraticável. Ao invés, considera-se uma classe (mais simples) de políticas as quais fazem os ajustes das velocidades quando um dos quatro eventos seguintes ocorrerem: 1) *chegada*, 2) *mesclagem*, 3) *dropoff*, 4) *window crossing*. Um evento de chegada corresponde a inicialização de um novo I/O *stream*. Um evento de mesclagem corresponde a mesclagem de dois I/O *streams*, e o evento de *dropoff* corresponde ao corte de um I/O *stream*. O evento de *window crossing* refere-se a travessia do limite de uma janela, a qual está ilustrada na figura 3.2. Uma janela é definida como, $W_p(p_i)$, para a política p , como sendo a distância máxima possível entre os *streams* i e j , à frente do *stream* i , de modo que uma mesclagem eficiente seja possível; $W_p(p_i)$ é computada relativamente a posição p_i na exibição de um objeto. $W_p(p_i)$ pode ser calculada usando a equação 7.

Quanto mais cedo ocorrer a mesclagem (durante a exibição do objeto) mais recursos (por exemplo, largura de banda de disco, espaço em *buffer*) será conservado e usado para servir outras requisições. Logo, no restante deste capítulo assumi-se o máximo desvio possível da velocidade normal (tanto para a mais rápida quanto para a mais lenta). Em outras palavras, limita-se as políticas para considerar somente três possíveis taxas de transmissão: 1) a taxa mais lenta, $S_{\min}$, 2) a taxa normal, S_n e 3) a taxa mais rápida, $S_{\max}$; as correspondentes demandas de I/O, ou taxas de custo, são $C_{\min}$, C_n e $C_{\max}$.

3.4 Políticas baseadas no *adaptive piggybacking*¹¹:

3.4.1 Política de redução *Odd-even*

Esta política de ajuste simples da taxa de transmissão tenta reduzir a demanda de I/O em até 50%. A proposta básica é de fazer a mesclagem aos pares, de acordo com a sequência de chegada, sempre que possível; Considere a nomenclatura $W_{oe}(0)$, medida relativamente ao início de um *stream* (veja Figura 3.3), para ser a janela de mesclagem para a política de redução odd-even.

¹¹ As políticas *simple merging*, *simple merging* generalizada e *snapshot*, por estarem diretamente ligadas ao projeto, receberão uma análise mais detalhada.

Figura 3.3: Estado do Sistema (do ponto de visão de um único objeto).

Figura 3.3 ilustra um possível cenário desta política. Quando o I/O stream d chegou ao sistema, I/O stream c ainda estava na janela de mesclagem, $W_{oe}(0)$, "movendo-se" na velocidade $S_{\min}$; neste caso, a velocidade de transmissão da requisição d é setado para $S_{\max}$. Do mesmo modo, quando stream b chegou ao sistema, I/O stream a estava dentro da janela de mesclagem $W_{oe}(0)$; por essa razão, a velocidade de transmissão de b é setado para $S_{\max}$. Neste cenário, I/O streams a e b mesclarão em um único I/O stream, e streams c e d também mesclarão em um único I/O stream.

3.4.2 Política *Simple Merging*

Define-se $W_{sm}(0)$ a ser a janela de mesclagem para a política *Simple Merging*, medida relativamente ao começo do primeiro *stream* da janela (veja Figura 3.4). Em adição, define-se $W_{sm}^m(0)$ como sendo o tamanho máximo da janela de mesclagem para a política *simple merging*, também medida relativamente ao início de um *stream*. $W_{sm}^m(0)$ indica a última posição possível onde a mesclagem de dois *streams* poderá ocorrer, por exemplo, se i chegar ao sistema e encontrar j , $W_{sm}(0)$ quadros a sua frente, logo i e j poderão mesclar-se, e além disso, eles irão mesclar-se no limite da $W_{sm}^m(0)$ (veja Figura 3.4). A idéia básica que envolve a política *simple merging* é associar *streams* à "grupos de mesclagens", onde uma *stream*, por exemplo, *stream i*, inicia o grupo, e todas as *streams* que chegarem ao sistema enquanto a *stream i* estiver dentro da $W_{sm}(0)$, eventualmente irão mesclar-se com a *stream i*; a última *stream* irá mesclar-se "dentro do grupo" antes que $W_{sm}^m(0)$ expire. O algoritmo para a política de mesclagem é:

Algoritmo 3.1: Política Simple Merging

Algoritmo Política Simple Merging

begin

 Case arrival of stream i : if (no stream within $W_{sm}(0)$ has display speed S_{min}) $S_i = S_{min}$;

else

 $S_i = S_{max}$; Case merge of i and j drop stream i ; $S_j = S_{min}$; Case window crossing, $W_{sm}^m(0)$ $S_i = S_n$;

end.

Note que a idéia de manter a taxa de transmissão à S_{min} até ultrapassar o limite de $W_{sm}^m(0)$, é permitir que todos os *streams* do grupo de mesclagem possam mesclar-se.

Figura 3.4: Cenário da Política Simple Merging.

Figura 3.4 ilustra um possível cenário desta política. Quando o I/O *stream* c chegou ao sistema, I/O *stream* a já havia ultrapassado a janela de mesclagem $W_{sm}(0)$; por essa razão, a velocidade de apresentação do I/O *stream* c foi setado para S_{min} . Quando o *stream* b (*streams* d e e) chegou ao sistema, *stream* a (*stream* c) estava dentro da janela de mesclagem $W_{sm}(0)$; logo, as velocidades de transmissão foram configuradas para S_{max} . Neste cenário, *stream* b eventualmente mescla com *stream* a , e *streams* d e e irão mesclar com o *stream* c (todas mesclagens ocorrem dentro da janela $W_{sm}^m(0)$). A Figura 3.5 ilustra esta situação, o eixo x representando (aumento) tempo e o eixo y representando a posição do vídeo em quadros. (O tamanho da janela e o tamanho L do vídeo também é apresentado.) Note que há sempre um único *stream* lento associado com cada janela distinta. Por outro lado pode haver qualquer número de *streams* rápidos, incluindo zero.

Figura 3.5: Política Simple Merging

$W_{sm}(0)$ e $W_{sm}^m(0)$, podem ambos serem computados usando a equação (7). Os valores de d_1 e d_2 podem ser encontrados (usando equações (5) e (6), respectivamente) simplesmente aplicando $p_i = 0$, $C_i = C_{\max}$, $S_i = S_{\max}$, $C_j = C_{\min}$, $S_j = S_{\min}$, $C'_i = C'_j = C_n$, $S'_i = S'_j = S_n$, $C_i^* = C_n$, $S_i^* = S_n$. Então, tem-se:

$$d_1 = \frac{\left[\frac{p_M C_n}{S_n} \right]}{\left[\left(\frac{C_{\max}}{S_{\max}} \right) + \left(\frac{S_{\min}}{S_{\max} - S_{\min}} \right) \left(\frac{C_{\max}}{S_{\max}} + \frac{C_{\min}}{S_{\min}} - \frac{C_n}{S_n} \right) \right]} \quad (8)$$

$$d_2 = \frac{p_M (S_{\max} - S_{\min})}{S_{\max}} \quad (9)$$

$$\begin{aligned} W_{sm}(0) &= \min(d_1, d_2) \\ W_{sm}^m(0) &= W_{sm}(0) + d_m \end{aligned} \quad (10)$$

$$= W_{sm}(0) \left(1 + \frac{S_{\min}}{S_{\max} - S_{\min}} \right) = W_{sm}(0) \left(\frac{S_{\min}}{S_{\max} - S_{\min}} \right) \quad (11)$$

3.4.3 Simple Merging generalizada

De forma a aumentar a performance da política *simple merging* original, o tamanho de W_{sm} é otimizado em função da previsão da taxa de requisições. Assuma, para simplicidade, que requisições para o vídeo são modeladas por um processo de *Poisson* com parâmetro λ . (Esta suposição não proporcionará resultados precisos.)

As contrapartidas para diferentes tamanhos de W_{sm} são as seguintes:

- (1) Quando o tamanho da janela é grande, ocorrerá um número maior de mesclagens. Porém estas tendem a ocorrer nos últimos estágios da exibição do vídeo, resultando em poucos benefícios.
- (2) Quando o tamanho da janela é pequeno, mesclagens tendem a ocorrer em estágios mais próximos do início do vídeo. Porém ocorrerão poucas mesclagens.

De forma a quantificar as economias proporcionadas pelo *piggybacking*, recordando que sempre que uma *stream* lenta mescla-se com uma *stream* rápida, ambas *streams* irão combinar-se em uma *stream* lenta. Por efeito, assume-se que o *stream* rápido existe somente até aquele momento. Logo necessita-se do *stream* rápido até o ponto de mesclagem.

Primeiramente, considere o modelo que expressa o número esperado de quadros para um *stream* aleatoriamente escolhido como uma função do tamanho da janela W_{sm} . Considere a chegada de uma nova requisição, a probabilidade da velocidade do respectivo *stream* ser rápida é P_{fast} ou lenta $P_{slow} = 1 - P_{fast}$. O número esperado $E[F]$ de quadros lidos por um *stream* aleatório é a média ponderada do número esperado de quadros $E[F_{fast}]$ se o *stream* é rápido e o número esperado de quadros $E[F_{slow}]$, se o *stream* for lento. Em outras palavras,

$$E[F] = P_{fast} \cdot E[F_{fast}] + P_{slow} \cdot E[F_{slow}] \quad (12)$$

De acordo com as regras assumidas, F_{slow} é deterministicamente igual a p_M , e então $E[F_{slow}] = p_M$. Para calcular o número de quadros, considerando que o *stream* é rápido, suponha que o *stream* lento mais próximo esteja p quadros à frente. O número de quadros requerido por este *stream* rápido para mesclar-se com o *stream* lento é dado por

$$F_{fast} = \frac{p \cdot S_{max}}{S_{max} - S_{min}} \quad (13)$$

Note que o algoritmo é projetado de modo a garantir que $p \leq W_{sm}$. Desde que a taxa de chegada de requisições seja uniforme, segue pela simetria que p é uniformemente distribuído entre zero e W_{sm} . Logo

$$E[F_{fast}] = \frac{W_{sm} / 2 \cdot S_{max}}{S_{max} - S_{min}} \quad (14)$$

Para calcular a probabilidade que um *stream* aleatoriamente escolhido será rápido. Note que todos os *streams* os quais estejam distantes de no máximo W_{sm} quadros de um *stream* lento (ou, equivalentemente, estão dentro de W_{sm} / S_{min} unidades de tempo de um *stream* lento) são rápidos. Logo para cada *stream* lento, o número esperado de *streams* rápidos que o segue é consecutivamente igual a $\lambda \cdot W_{sm} / S_{min}$. Consecutivamente, a fração de *streams* rápidos no sistema é aproximadamente igual a

$$P_{fast} = \frac{\lambda W_{sm} / S_{min}}{\lambda W_{sm} / S_{min} + 1} \quad (15)$$

Substituindo os valores acima na equação 12, obtém-se a seguinte relação:

$$E[F] = \frac{\lambda W_{sm}}{\lambda W_{sm} + S_{min}} \cdot \frac{W_{sm} S_{max}}{2(S_{max} - S_{min})} + \frac{S_{min}}{\lambda W_{sm} + S_{min}} \cdot p_M \quad (16)$$

Minimizando esta equação as restrições que um novo *stream* rápido deve sempre ser capaz de mesclar com um *stream* lento se o *stream* lento estiver no máximo W_{sm} quadros a sua frente. Esta restrição resulta em:

$$W_{sm} \cdot \frac{S_{max}}{S_{max} - S_{min}} \leq p_M \cdot \quad (17)$$

Ignorando a restrição por enquanto, aplica-se:

$$\frac{dE[F]}{dW} = 0 \quad (18)$$

Expandindo a equação resultante para W_{sm} e simplificando, obtém-se:

$$W_{sm}^2 + \frac{2S_{min}}{\lambda} W_{sm} - \frac{p_M S_{min} (S_{max} - S_{min})}{\lambda S_{max}} = 0 \quad (19)$$

Resolvendo a equação quadrática para W_{sm} (e ignorando a raiz negativa), obtém-se:

$$W_{sm}^* = -\frac{S_{min}}{\lambda} + \sqrt{\left(\frac{S_{min}}{\lambda}\right)^2 + 2 \frac{p_M S_{min} (S_{max} - S_{min})}{\lambda S_{max}}} \quad (20)$$

A Segunda derivada é positiva e satisfaz a restrição 17. Conseqüentemente, W_{sm}^* é o tamanho janela de mesclagem ótima. A utilização janela de mesclagem ótima apresenta melhores resultados, tanto analiticamente quanto empiricamente, que o uso da janela de mesclagem máxima, aproximando-

se dos resultados da política *Greedy*, o algoritmo que apresenta os melhores resultados em [Gol95], com a vantagem de ainda permanecer elementar.

Figura 3.6: Tamanhos das janelas de mesclagem ótima e máxima

Figura 3.6 ilustra os valores relativos de W_{sm} e W_{sm}^* em função do intervalo entre as requisições (o recíproco de λ). (Estes são normalizados como uma porcentagem do total de números de quadros no vídeo). Estes números foram avaliados para um vídeo de duas horas com $S_{\min} = 28.5$ e $S_{\max} = 31.5$. Note que o tamanho da janela ótima é sempre menor que o tamanho da janela máxima de mesclagem, algumas vezes esta diferença é bastante significativa. Entretanto, W_{sm}^* assintoticamente aproxima-se da W_{sm} assim que o intervalo entre as requisições aumenta.

3.4.4 Política *Greedy*:

Se a taxa de requisições para o sistema for moderada para alta, logo é vantajoso mesclar as requisições quanto mais rápido possível (reduzindo a demanda de I/O mais cedo). Ambas políticas *odd-even* e *simple merging* tentam realizar isto. A política *greedy* tenta mesclar quantas vezes forem possíveis, durante toda apresentação do objeto. Por essa razão, em adição a janela de mesclagem inicial, $W_g(p_i)$, uma janela de mesclagem medida relativamente a posição p_i na apresentação do objeto. Esta janela é usada pela política *greedy* (descrita abaixo) como uma possibilidade de ocorrerem mais mesclagens.

A política *Greedy* funciona da seguinte forma. No momento que chega uma requisição para um objeto, o ajuste de velocidade é realizado como na política *odd-even*. Se na travessia da janela de mesclagem, uma análise do *stream* determinar que este não está "cotado" para mesclagem, então checa $W_g(W_g(0))$, para a possibilidade de mesclagem com alguma *stream* à frente. Quando a mesclagem ocorre na posição p_i , uma nova janela de mesclagem $W_g(p_i)$ é calculada. Se não há uma *stream*

dentro desta janela, a velocidade de transmissão para requisição é configurada para S_n . Se houver alguma requisição dentro da janela de mesclagem $W_g(p_i)$ e a *stream* imediatamente a frente estiver com a velocidade S_n , logo a velocidade desta requisição será configurada para $S_{\min}$ e a velocidade da *stream* na posição p_i será configurada para $S_{\max}$.

Figura 3.7: Cenário da Política de Mesclagem Greedy.

Figura 3.7 ilustra um possível cenário desta política. I/O *streams* b e d (não ilustrado) já foram mesclados com os *streams* a e c , respectivamente; isto ocorre na primeira janela de mesclagem $W_g(0)$. Depois da mesclagem dos I/O *streams* d e c , I/O *stream* c tenta mesclar com o I/O *stream* a , na janela de mesclagem $W_g(p_i)$. No mesmo tempo, um novo I/O *stream*, f , tenta mesclar com o I/O *stream* e , o qual está dentro da janela de mesclagem $W_g(0)$.

$W_g(p_i)$, pode ser derivada da Equação (7). Os valores de d_1 e d_2 (agora ambas funções calculadas com relação à posição i) podem ser encontrados simplesmente aplicando $C_i = C_{\max}$, $S_i = S_{\max}$, $C_j = C_{\min}$, $S_j = S_{\min}$, $C'_i = C'_j = C_n$, $S'_i = S'_j = S_n$, $C_i^* = C_n$, $S_i^* = S_n$. Então, tem-se:

$$d_1 = \frac{\left[2 \frac{(p_M - p_i)C_n}{S_n} + \frac{p_M C_n}{S_n} \right]}{\left[\left(\frac{C_{\max}}{S_{\max}} \right) + \left(\frac{S_{\min}}{S_{\max} - S_{\min}} \right) \left(\frac{C_{\max}}{S_{\max}} + \frac{C_{\min}}{S_{\min}} - \frac{C_n}{S_n} \right) \right]} \quad (21)$$

$$d_2 = \frac{p_M (S_{\max} - S_{\min})}{S_{\max}} \quad (22)$$

3.4.5 Merging Limitado

Neste ponto remove-se a hipótese que a mesclagem possam ocorrer a qualquer momento. Se a replicação de dados for necessária de forma a executar a alteração da taxa de transmissão, então deve-se considerar outro parâmetro, denominado, a quantidade de espaço em disco adicional necessário para armazenar os dados duplicados. Há uma desvantagem entre a quantidade de armazenamento adicional, necessário para replicar dados, e a redução na demanda de I/O. Pode-se analisar a diferença considerando uma restrição adicional nas políticas de mesclagens, a restrição de um ponto máximo de mesclagem (na apresentação de um objeto). Em outras palavras, pode-se controlar a quantidade de dados que deve ser replicada permitindo o *merging* somente se este puder ocorrer dentro de uma intervalo de tempo ou dentro de uma determinada distância (em quadros), do começo da apresentação do objeto; esta distância é referida como $p_m^{\max}$. Considere novamente a Figura 3.2 e as equações (2) - (4) as quais descrevem as restrições com relação à distância e ao custo que devem ser satisfeitas na tentativa de mesclagem de dois *streams*. Para controlar a quantidade de dados armazenados, é adicionada a restrição de que a mesclagem deve ocorrer antes de $p_m^{\max}$ ao invés de p_M , sendo $p_m \leq p_m^{\max}$. Logo, as equações (3) e (6) são repostas pelas equações (23) e (24), respectivamente, como segue:

$$p_i + d + d_m \leq p_m^{\max} \quad (23)$$

$$d_2 = \frac{(p_m^{\max} - p_i)(S_i - S_j)}{S_i} \quad (24)$$

Todas as outras equações permanecem iguais (todas as modificações são válidas para as políticas de *piggybacking* discutidas acima).

3.4.6 Algoritmo Snapshot

Considere novamente um único vídeo consistindo de p_M quadros. Suponha que em um ponto fixo no tempo T haja um total de n *streams* do mesmo vídeo sendo transmitido. Considere as posições destes *streams*, medidos em termos dos quadros, por $f_1, \dots, f_n$, respectivamente. Sem perda da generalidade, pode-se assumir que $f_1 \geq \dots \geq f_n$. Ignore, por enquanto, as outras requisições para este vídeo que poderá aparecer mais tarde, e a maneira como os *streams* atingiram as suas atuais posições.

Este cenário é inteiramente determinístico, e por essa razão é significativo encontrar uma estratégia, a qual minimize o número total de quadros requeridos adiante do tempo T . Resolve-se este problema de otimização através do algoritmo de programação dinâmica[Gol96].

Como antes, as duas velocidades são denotadas por S_{max} e S_{min} . Não se pode assumir em uma solução ótima que o *stream* mais afastado possui sua velocidade configurada para S_{min} (neste caso o correspondente a f_l), enquanto o último *stream* possui velocidade máxima S_{max} (o correspondente a f_u). O algoritmo de programação dinâmica têm por objetivos gerar árvores binárias de mesclagens com seus respectivos custos. Cada nó folha destas árvores corresponde aos *streams* originais, enquanto os nós interiores correspondem as mesclagens. O nó raiz corresponde a mesclagem final de todas as n *streams* originais. Os arcos à esquerda correspondem aos *streams* rápidos, e os arcos à direita correspondem aos lentos. Adiante do nó raiz há somente um *stream*, o qual pode prosseguir a qualquer velocidade. Algumas mesclagens próximas ao nó raiz podem não ocorrer. Isto depende se ou não estas ocorrerem depois da posição p_M .

Visto por este modo, há uma correspondência de um-para-um entre o conjunto de árvores binárias com os n nós folhas e os n *streams*.

Figura 3.8: Árvores binárias alternativas e seus custos.

A figura 3.8 ilustra as 5 possíveis árvores binárias para um cenário no qual $n = 4$ *streams*. Nesta o eixo x representa a posição e o eixo y corresponde ao tempo. A área do histograma abaixo de cada árvore binária ilustra o custo, em quadros, da implementação da determinada estratégia, assumindo que a mesclagem final, o nó raiz, ocorre antes de p_M . Note que a raiz ocorre sempre na mesma posição, e o custo restante é a diferença entre esta posição e p_M . Como é uma constante, o *stream* restante não foi ilustrado. Sendo uma constante, este termo é também irrelevante para o problema de otimização. Se p_M ocorre antes da mesclagem final, o custo real corresponderia a integração da curva até p_M .

Analisando-se a política *odd-even* descrita em [Gol95], emparelha *streams* sucessivos os quais não possuem uma diferença maior do que o tamanho da janela de mesclagem. A política *greedy* desenvolvida em [Gol95] repete este processo recursivamente com sucessivas mesclagens. Logo, a grosso modo, a política *greedy* resulta em árvores binárias da forma ilustrada na figura (d).

O número de árvores binárias pelo número de nós folhas (*streams*) é dado pelo $(n-1)$ número de *Catalan*:

$$b(n-1) = \frac{1}{n} \binom{2n-2}{n-1} \quad (25)$$

O número de *Catalan* $b(n)$ pode ser aproximado através da aproximação de *Stirling* como:

$$b(n) \approx \frac{4^n}{n^{3/2} \sqrt{\pi}} \quad (26)$$

Logo o número de *Catalan* cresce muito rapidamente, e procurar todas as árvores binárias para qualquer valor moderado de n é impraticável. Felizmente, a seguir é descrita uma melhor maneira.

Considere i e j dois *streams* entre 1 e n , com $i \leq j$ e $P(i, j)$ representando a hipotética posição em quadros na qual os *streams* i e j poderiam mesclar considerando somente a chegada dos *streams* $i, \dots, j$. Este valor poderia ser maior que p_M , e seria também o valor no qual os *streams* i e j mesclaria se estes fossem os únicos *streams*. O ponto é que $P(i, j)$ é bem definido porque a política ótima envolveria *stream* i movendo-se na velocidade mínima e *stream* j movendo-se na velocidade máxima. Logo obtemos:

$$P(i, j) = f_i + \frac{S_{\min} \cdot (f_i - f_j)}{S_{\max} - S_{\min}} \quad (27)$$

para $i < j$, e

$$P(i, i) = f_i \quad (28)$$

Este valor pode então ser computado para cada par i e j relevante e é independente de todas as outras *streams*. Agora, considere $C(i, j)$ denotando o custo de uma política ótima na qual somente as chegadas $i, \dots, j$ ocorrem e $\tau(i, j)$ correspondendo a árvore binária. É fácil ver que

$$C(i, i) = L - f_i \quad (29)$$

para cada i . De forma a computar $C(i, j)$ para $i < j$ observa-se que: para uma política ótima existirá um *stream* K com $i \leq k < j$ de modo que a sub-árvore esquerda conterà os nós folhas correspondentes aos *streams* $i, \dots, k$ e a sub-árvore a direita conterà os nós folhas correspondentes aos *streams* $K+1, \dots, j$. Além disso, ambas as sub-árvores da esquerda e da direita serão ótimas. Ou seja, serão $\tau(i, k)$ e $\tau(k+1, j)$, respectivamente. Esta árvore binária possui o custo $C(i, k) + C(k+1, j) - \max(L - P(i, j), 0)$, o último termo indicando a economia da mesclagem final na posição $P(i, j)$. Por essa razão a política

ótima na qual somente chegadas $i, \dots, j$ ocorrem possuem uma sub-árvore a esquerda com os nós folhas correspondendo a $i, \dots, k^*$ e a sub-árvore a direita com os nós correspondentes a $k^* + 1, \dots, j$, onde

$$k^* = \arg \min_{i \leq k < j} \left\{ C(i, k) + C(k+1, j) - (L - P(i, j)) \right\}^+ \quad (30)$$

O custo total $C(1, n)$ e sua correspondente política *piggybacking* pode conseqüentemente ser calculada de forma *bottom up* (de baixo para cima) pelo algoritmo de programação dinâmica: iniciando com as árvores iniciais $\tau(i, i)$ e os custos $C(i, i)$, calcule todas as árvores $\tau(i, i+1)$ e custos $C(i, i+1)$, e então todas as árvores $\tau(i, i+2)$ e custo $C(i, i+2)$, assim por diante. Por último, calcula-se a árvore ótima $\tau(1, n)$ e seu custo $C(1, n)$.

O pseudocódigo para a programação dinâmica é o seguinte:

Algoritmo 3.2: Algoritmo de Programação Dinâmica (*Dynamic Programming*)

```

Algoritmo Dynamic Programming
Begin
  For  $i = 1$  to  $n$  do
    Initialize  $P(i, i)$ ,  $C(i, i)$  and  $\tau(i, i)$  via Equations 28 and 29
  End
  For  $m = 1$  to  $n - 1$  do
    For  $i = 1$  to  $n - m$  do
      Compute  $P(i, i+m)$ ,  $C(i, i+m)$  and  $\tau(i, i+m)$  via equações 27 and 30
    End
  End
End

```

Incorporando-se a técnica determinística da programação dinâmica discutida acima em uma política de *piggybacking* conhecida como algoritmo *snapshot* [Agg96b]. Assumindo-se novamente que não há comandos VCR como pauses, resumes, *fast-forwards* ou *rewinds*. O algoritmo é baseado na idéia de coleta de posições das *streams* instantaneamente em intervalos pré-fixados, ou seja, com I unidades cada. Chama-se estes intervalos de intervalos *snapshot*. O primeiro *stream* chegando dentro de um intervalo *snapshot* terá sua velocidade configurada para mínima, S_{min} . Todos os outros *streams* dentro do mesmo intervalo terão suas velocidades configuradas para máxima, S_{max} . Suponha que haja n destes *streams*, com o *stream* 1 sendo lento e *stream* 2, ..., n sendo rápido. Isto é similar a política de *simple merging* generalizada descrita em [Gol95] e na seção anterior. Note que todas as n *streams* irão estar dentro de uma janela, medida em quadros, de tamanho $W = I \cdot S_{max}$. Deve-se referenciar a W como o tamanho da janela. Escolhe-se I de um modo que garantirá que o tamanho da janela é menor ou igual ao tamanho máximo da janela de mesclagem, W_m . No final do intervalo *snapshot* alguns dos *streams* originais poderão ter sido mesclados. Deve-se usar o algoritmo de programação dinâmica de forma a modificar as velocidades de todos os *streams* restantes que foram inicializados no intervalo. As velocidades dos *streams* pertencentes ao intervalo *snapshot* anterior não são afetadas.

Realmente, muitas variantes do algoritmo *snapshot* são possíveis. Uma poderia, por exemplo, resolver todo o problema da programação dinâmica para todos os atuais *streams*, não somente para aqueles dentro da janela de mesclagem mais recente. Esta abordagem poderia aparecer ser muito dispendiosa, dada a complexidade do algoritmo de programação dinâmica. É claro que a efetividade do algoritmo por si, irá diminuir o número de *streams* significativamente relativo ao número original das requisições dos usuários. Inversamente, a razão entre os *streams* restante relativos as requisições originais deverá diminuir durante a transmissão do vídeo. Logo é mais importante desenvolver o algoritmo de programação dinâmica mais cedo. Uma segunda variante do algoritmo agruparia as *streams* de acordo com o intervalo *snapshot* correspondente a chegada das requisições, e resolver o problema da programação dinâmica para cada um destes grupos no final de cada intervalo *snapshot*. Estes agrupamentos seriam plausíveis no sentido que o último *stream* de um intervalo *snapshot* e o primeiro *stream* do próximo intervalo *snapshot* estão naturalmente distanciando-se entre si. Todas as soluções subsequentes serão idênticas a original. Logo o algoritmo *snapshot* apresentado parece representar a melhor solução dentre as várias alternativas.

Pseudocódigo para o algoritmo *snapshot* é o seguinte:

Algoritmo 3.3: Algoritmo *Snapshot*

```

Algorithm Snapshot Policy ( $W$ )
Begin
Compute snapshot interval  $I$ 
Start interval counter
Case: Arrival of stream  $i$ 
    If first stream is within interval
        Set Speed =  $S_{min}$ 
    Else
        Set Speed =  $S_{max}$ 
Case: End of interval counter
    Solve dynamic programming problem on remaining new streams
    Reset interval counter
Case: Merge of streams  $i$  and  $j$ 
    If within initial interval follow generalized simple merging rules
    Else follow dynamic programming rules
End

```

A política de programação dinâmica é ótima para *streams* os quais prosseguem após o intervalo *snapshot*. Devido ao fato da utilização da política *simple merging* generalizada para tratar com as chegadas não determinísticas até o final do intervalo pode não ser ótimo durante este período de tempo. Mas se o intervalo *snapshot* é pequeno relativamente a duração do vídeo (ou, equivalentemente, se W é pequeno relativamente a p_M), então pode-se ignorar este efeito. Em outras palavras, nenhuma política baseada em janelas irá superar o algoritmo do *snapshot* sob estas condições. Comprovou-se através de

experimentos que o algoritmo *snapshot* apresenta os melhores resultados em comparação com as políticas de *piggybacking* testadas.

Não existe um método analítico para derivação do tamanho da janela *snapshot*, logo foi adotado o tamanho da janela de mesclagem ótima da política *simple merging*. Felizmente, é mostrado experimentalmente que a performance do algoritmo *snapshot* é razoavelmente insensível a escolha do tamanho da janela de mesclagem.

3.4.7 A Política S²

Propõe-se a política S² [Agg96b] que busca otimizar o número de quadros exibidos por um conjunto de fluxos disparados pelo sistema numa janela máxima alterada de mesclagem, W'_m , ($W'_m \leq W_m$) e não somente no intervalo I . A janela máxima alterada é constituída por um número inteiro de janelas ótimas, ou seja, a janela máxima alterada possui $\lfloor W'_m / W \rfloor$ janelas ótimas. Em outras palavras, a política S² introduz um segundo nível de mesclagens, isto é, a mesclagem das resultantes dos intervalos I da política *Snapshot*.

Figura 3.9: Possível situação da política S².

O funcionamento da política S² é como se segue: aplica-se primeiramente o algoritmo *Snapshot* sobre os fluxos que chegam ao sistema nos intervalos *Snapshot* (como proposto originalmente) e em seguida, aplica-se novamente o *Snapshot* sobre os fluxos resultantes dos fluxos dos intervalos ótimos. É interessante enfatizar que, de acordo com a definição da própria política *Snapshot*, atribui-se a velocidade S_{max} a estes fluxos resultantes com exceção daquele gerado pela primeira janela ótima contida em W'_m . Outro aspecto importante é que ao contrário do que ocorre com o primeiro nível de otimização, o ponto de aplicação do procedimento de otimização não ocorre ao final de intervalos de duração fixa. Estes intervalos são denotados por I_{S^2} e sua duração é determinada pelo padrão das requisições por vídeos em cada janela W'_m (Figura 3.9).

Uma generalização natural da política S^2 seria considerar n níveis de otimização. No entanto, os ganhos obtidos com a implantação destes níveis seriam praticamente nulos dado que os fluxos nestes níveis estariam separados por valores bem próximos a W_m quadros (ou ainda maiores) o que implica em mesclagens próximas do final do vídeo. Portanto, a introdução de níveis extras de mesclagens não proporciona reduções efetivas de banda passante.

Para avaliar o impacto da introdução de um segundo nível de otimização, foi realizado um estudo comparativo através de simulação entre as políticas S^2 , *Snapshot* original e a política *Snapshot* Global, que considera todas as requisições de um mesmo filme sem dividir o tempo em intervalos *Snapshot*. A função objetivo utilizada neste estudo difere da considerada em [Agg96a], a qual contabiliza apenas o número de quadros exibidos após o intervalo I . A função objetivo utilizada neste artigo contabiliza o número total de quadros apresentados por um conjunto de fluxos, ou seja, reflete a otimização realizada no intervalo I , assim como a realizada posteriormente ao intervalo. A função objetivo é dada por: $C(i, i) = L$ para um fluxo i e para um conjunto de fluxos $1, \dots, n$:

$$C(1, n) = \text{Quadros}_I + \sum_{K=\arg\min i \leq k < j} (C(i, k) + C(k+1, j) - \max(L - P(i, j), 0)) \quad (31)$$

em que Quadros_I é o somatório dos quadros apresentados pelos m fluxos descartados, $Q(l)$, para $l = 1, \dots, m$, antes do final dos intervalos *Snapshot*, dado por:

$$\text{Quadros}_I = \sum_{l=1}^m Q(l) \quad (32)$$

3.5 Análise de Performance

Esta seção apresenta soluções analíticas para cálculo da demanda de I/O em um servidor o qual usa políticas em conjunto com *batching*. Define-se a seguinte notação (veja Figura 3.10) usado na derivação desta seção. Todo cálculo é feito com respeito a um objeto multimídia¹² em particular j . Exceto para maiores esclarecimentos, oculta-se o símbolo j para maior simplicidade.

p_M = número de quadros em um filme

T = tempo de espera do *batching* (determinístico)

λ = taxa de chegada

t_e = tempo entre o final de um intervalo de *batching* e o começo do próximo (veja Figura 3.10)

t_a = o tempo de chegada entre duas requisições no servidor

¹² Multimídia refere a utilização simultânea de vários tipos de mídia (texto, sons, imagens, gráficos, vídeos e animações).

$W_p(p_i)$ = janela de mesclagem para a política p , relativa a posição p_i

$W_p^m(p_i)$ = janela máxima de mesclagem para a política p , relativa a posição p_i

BW_p = significa a demanda total de I/O (sob a política p) (bits/seg)

Note que, abaixo não é dada equações tanto para $W_p(p_i)$ quanto $W_p^m(p_i)$, onde p poderia ser a política *odd-even* (*oe*), *simple* (*sm*), ou *greedy* (*g*).

Primeiramente é derivada a função de densidade, t_a . Sendo que a taxa de requisição segue a

distribuição de *Poisson* com taxa λ , isto implica que $t_e = \frac{1}{\lambda}$. Logo, a função de densidade, t_a , é:

$$f_{ta}(x) = \lambda e^{-\lambda(x-T)} \quad \text{para } x \geq T \quad (33)$$

Figura 3.10: Chegada dos I/O streams depois de um delay

Desde que uma duração normal de um filme é p_M / S_n , N , o número esperado de I/O *streams* que o servidor têm que suportar:

$$N = \left(\frac{p_M}{S_n} \right) \left(\frac{1}{\int_T^{\infty} f_{ta}(x) dx} \right) = \frac{p_M / S_n}{1 / \lambda + T} \quad (34)$$

3.5.1 Análise da política *Simple Merging*

A análise da política *simple merging* é similar à política *odd-even*, exceto que ao invés de olhar pares de *streams*, considera-se "grupos de mesclagem" de *streams*, ou seja, grupos de *streams* que eventualmente mesclarão entre si (veja seção 3.4). Similarmente a política *odd-even*, nota-se que todos os "grupos de mesclagens" são estaticamente idênticos, e por essa razão, pode-se analisar a demanda para um destes grupos e calcular a demanda de I/O média multiplicando a taxa de intensidade destes grupos pela demanda de I/O de cada grupo. Pela política *simple merging*, a mesclagem só é possível se além da *stream* que inicializou a janela, existir outra *stream* dentro da janela de mesclagem, W_{sm} , o qual está movendo na velocidade S_{min} . Considere β como sendo o número de *streams*, dentro da janela de mesclagem $W_{sm}(0)$, que pode (eventualmente) serem mesclados; chama-se este conjunto de *streams* de "grupo de mesclagem". Aproxima-se β por:

$$\beta = \max \left\{ \left\lfloor \frac{W_{sm}(0)/S_{min}}{T + 1/\lambda} + 1 \right\rfloor, 2 \right\} \quad (35)$$

O primeiro componente corresponde ao número de *streams* que podem cair dentro da janela $W_{sm}(0)$; configurando $\beta \geq 2$, considera-se a mesclagem quando ao menos 2 *streams* estão disponíveis para mesclagem.

Assume-se que todas *streams* em um grupo de mesclagem estão separadas por um tempo x e que há β *streams* dentro da janela de mesclagem $W_{sm}(0)$. A segunda *stream* precisa t_m (ou $\frac{xS_{min}}{S_{max} - S_{min}}$) unidades de tempo para alcançar o primeiro *stream* (ou seja, o primeiro *stream* no grupo), o terceiro *stream* precisa $2t_m$ unidades de tempo para mesclar, e assim por diante. O primeiro *stream* irá manter a velocidade mínima S_{min} até alcançar a posição $W_{sm}^m(0)$, então a velocidade de transmissão será reestabelecida para S_n :

$$t_f = \frac{PM - W_{sm}^m(0)}{S_n} \quad (36)$$

A demanda de I/O para o grupo de mesclagem, dado que estes estão separados por x unidades de tempo, pode ser expressa por:

$$BW_{sm}^m = \left(W_{sm}^m(0) / S_{\min} \right) C_{\min} + C(\beta) t_m C_{\max} + t_f C_n \quad (37)$$

onde $C(\beta) = \beta(\beta - 1)/2$. Os termos de custo correspondem ao custo do primeiro *stream* movendo-se à $S_{\min}$ e outros *streams*, originalmente dentro da janela de mesclagem $W_{sm}(0)$, movendo-se na velocidade $S_{\max}$. O último termo representa o tempo restante depois da última mesclagem, quando a velocidade do primeiro *stream* for estabelecida para S_n .

Se, por outro lado, a mesclagem não for possível para um dado intervalo de requisições, x , então a demanda de I/O para o grupo de mesclagem é:

$$BW_{sm}^{nm} = \beta * \left[\left(\frac{W_{sm}^m(0)}{S_{\min}} \right) C_{\min} + \left[\frac{PM - W_{sm}^m(0)}{S_n} \right] C_n \right] \quad (38)$$

A demanda esperada para a política *simple merging* é:

$$BW_{sm} = \frac{\int_{\frac{W_{sm}(0)}{S_{\min}}}^{\frac{PM}{S_{\min}}} \left(BW_{sm}^m * \frac{N}{\beta} * f_{ta}(x) \right) dx + \int_{\frac{W_{sm}(0)}{S_{\min}}}^{\infty} \left(BW_{sm}^{nm} * \frac{N}{\beta} * f_{ta}(x) \right) dx}{\frac{PM}{S_n}} \quad (39)$$

3.5.2 Validação do Resultado Analítico

Para concluir este capítulo, é apresentado um resultado comparativo, obtido por simulação, da política *simple merging* em combinação com a política de *batching* por *timeout*.

Figura 3.11: Política Simple Merging

Esta comparação ilustrada na Figura 3.11, onde o "delay" refere-se ao intervalo *batching* (em minutos) e cada curva representa o aumento da porcentagem na demanda de I/O, em comparação com a política *baseline*. De acordo com a figura, as divergências aumentam quando a taxa de requisição é baixa; em taxas moderadas à alta, o resultado analítico iguala-se ao da simulação.

3.5.3 Resultados Experimentais

Esta seção discute os resultados de simulações nas quais compara-se o resultado de várias políticas de *piggybacking*. Nenhuma abordagem da política de *batching* ou *bridging* foi considerada em nenhum dos experimentos, de forma a isolar os benefícios das políticas de *piggybacking*. Em todos os experimentos assumiu-se que a velocidade máxima igual a $S_{\max} = 31,5$ quadros/segundos e a velocidade mínima igual $S_{\min} = 28,5$ quadros/segundos. Toda simulação foi desenvolvida assumindo que as chegadas são modeladas por um processo de *Poisson* com parâmetro λ . Cada gráfico discutido nesta seção ilustra a percentagem de quadros economizados pela política de *piggybacking*.

Figura 3.12: Comparação variando as taxas de chegada

Figura 3.12 ilustra a performance da *simple merging* original e políticas *Greedy* [Gol95] e a política *simple merging* otimizada (generalizada). Fixou-se o tamanho do vídeo para 2 horas de duração, e variou-se o intervalo de chegada $\gamma = 1/\lambda$ entre 15 e 500 segundos. Verifica-se que aplicando o tamanho otimizado para janela de mesclagem, ao invés do tamanho da janela máximo, resulta em grandes efeitos na performance da política *simple merging* generalizada, pelo menos quando o intervalo de chegadas é pequeno (ou equivalentemente, quando a taxa de chegada é expressiva). Ademais, a política *simple merging* generalizada agora parece tornar-se competitiva em relação à política *Greedy*. Lembrando que o *simple merging* é um algoritmo elementar, sendo que o algoritmo *Greedy* não. Para grandes intervalos de chegada todos os três algoritmos têm essencialmente igual performance. Como esperado, a performance de cada algoritmo diminui em função do aumento do intervalo de chegada.

Figura 3.13: Performance da política Simple Merging com tamanho da janela variável.

Figura 3.13 ilustra a performance da política *simple merging* em função do tamanho da janela de mesclagem W . Fixou-se a duração do vídeo para 2 horas, e o intervalo de chegada para 30 segundos. O tamanho ótimo da janela de mesclagem W^* é também ilustrado, e combina com a melhor performance da política *simple merging* generalizada. Diferenciando muito do tamanho da janela de mesclagem ótima em qualquer direção causa uma degradação na performance. Note que nosso tamanho ótimo da janela de mesclagem é calculado em termos da taxa de chegada λ , a qual é obtido por previsão. Felizmente a figura ilustra relativamente uma performance estável para valores de W próximos ao ótimo, logo erros na previsão não irão provavelmente ocasionar um grande efeito negativo na política ótima.

Figura 3.14: Comparação variando o tamanho do vídeo

Figura 3.14 ilustra a performance política *simple merging* original e ótima e o algoritmo *snapshot* em função do tamanho do vídeo. Fixou-se o intervalo de chegada de 30 segundos. Nota-se que a política *simple merging* otimizada sempre supera a política original, e progresso aumenta à medida que aumenta o tamanho do vídeo. De fato, a performance do *simple merging* original é relativamente plana. O algoritmo

snapshot supera ambas as políticas, e o progresso relativo à política *simple merging* otimizada permanece praticamente constante.

Figura 3.15: Comparação variando o tempo de chegada

Figura 3.15 ilustra a performance do *simple merging* original, política *greedy* e o algoritmo *snapshot*. Novamente fixou-se a duração do vídeo para 2 horas, e variou-se o intervalo de chegada γ entre 15 e 500 segundos. Note que o *snapshot* é claramente melhor que o algoritmo *Greedy*, e esta diferença é ainda mais acentuada para intervalo de requisições maiores.

Figura 3.16: Performance do Snapshot variando o tamanho da janela

Figura 3.16 ilustra a performance do algoritmo *snapshot* como uma função do tamanho da janela W , a qual foi normalizada como uma fração do tamanho da janela máxima de mesclagem. Novamente foi fixado o tamanho do vídeo para 2 horas, e o intervalo de requisições para 30 segundos. Lembrando que isto é importante porque não há um método para determinar o valor ótimo de W para *snapshot*. Felizmente, a curva é quase plana nos limites nos quais há um maior interesse.

3.6 Avaliação das Técnicas

Os servidores de vídeo-sob-demanda apresentam alguns problemas de performance interessantes. Parte do esforço é somente para entender as restrições e objetivos aceitáveis para avaliar com precisão o que é possível. Neste capítulo, foram considerados somente métodos de redução da demanda de I/O requerida, enquanto ao mesmo tempo garantir uma latência máxima. Foi explorado o fato de que pequenas variações nas taxas de vídeo não trazem perceptíveis degradações a qualidade do vídeo. Os resultados provaram que pequenas variações na velocidade do vídeo possibilita mesclagens que resultam em significantes reduções na demanda de I/O. Foram analisadas muitas políticas heurísticas com destaque para três algoritmos de *piggybacking* para sistemas de vídeo-sob-demanda.

O primeiro refere-se a uma versão da política *simple merging* original (generalizada), para a qual calculou-se o tamanho otimizado para a janela de mesclagem. O segundo é um algoritmo *snapshot* baseado na programação dinâmica. O algoritmo *snapshot* aparentemente supera todas as políticas existentes, enquanto a performance da política *simple merging* otimizada é aproximadamente igual à política *greedy*. O terceiro trata-se de uma introdução a política S^2 , a qual acrescenta um nível de otimização em relação à política *Snapshot* e uma heurística aproximada, que busca a redução da complexidade da construção da árvore de mesclagens dos fluxos disparados num intervalo *Snapshot*.

3.7 Considerações Finais

Este capítulo tratou das políticas de gerenciamento, destacando principalmente as políticas conhecidas como *adaptive piggybacking*. Foram focalizadas ainda três técnicas são essenciais para este projeto, a saber: *simple merging*, *simple merging generalizada* e o *Snapshot*, apresentando uma análise e avaliação de performance das mesmas.

A mesclagem é um elemento teórico que na prática ocorre via *multicasting*. Ou seja, vários clientes recebendo a mesma transmissão de dados (pacotes). O processo de transmissão por *multicast* é dependente do protocolo utilizado pela rede. O próximo capítulo, é tratado o *multicast* em redes IP.

Capítulo 4 - *IP Multicast*

4.1 Considerações Iniciais

Este capítulo fornece algumas informações interessantes para compreensão dos protocolos *multicast* e implementações, podendo ser úteis para evitar erros comuns. Este capítulo segue a seguinte organização: na próxima seção apresentam-se conceitos introdutórios do *multicast*, na seção 4.3 trata de detalhes do *multicast*; na seção 4.4 refere-se ao *Internet Group Management Protocol (IGMP)*; a seção 4.5 aborda uma breve introdução aos protocolos de roteamento *multicast*; na seção 4.6 é introduzido o *multicast* no IP versão 6 (IPv6).

4.2 Conceitos do *multicast*

Unicast corresponde ao cenário onde há somente um processo transmissor ou remetente e somente um processo receptor ou destinatário. TCP é, por natureza, orientado a conexões *unicast*. UDP suporta outros paradigmas, embora se houver apenas um processo transmitindo pacotes UDP e apenas um processo receptor, logo é caracterizado o *unicast*.

No começo das redes IP, um pacote poderia ser enviado tanto para um receptor (*unicast*) ou para todos os receptores (*broadcast*). Uma única transmissão, a qual poderia alcançar um grupo específico de receptores, não era possível. Por anos as transmissões *unicast* provaram ser suficientes para a Internet. A ideia do *multicasting* IP foi desenvolvida em 1988 por *Steve Deering* na Universidade de *Stanford*, promovida pelo desejo de proporcionar transmissões de áudio e vídeo, em tempo real, das reuniões do *Internet Engineering Task Forces (IETF)* através da Internet. Os dados de áudio e vídeo devem ser transmitidos somente para um endereço *multicast* IP, mas deve ser recebido por qualquer usuário que queira assistir a transmissão.

IP Multicast é uma extensão do protocolo IP padrão. **RFC 1112, Host Extensions for IP Multicasting**, de autoria de *Steve Deering* em 1989, descreve *IP Multicasting* como: "A transmissão de um datagrama IP para um 'grupo de *host*', um conjunto de zero ou mais *hosts* identificados por um único

endereço IP de destino. Um datagrama *multicast* é entregue para muitos membros deste grupo com a mesma confiabilidade 'best-effort' dos datagramas *unicast*. O número de membros de um grupo é dinâmico; ou seja, *hosts* poderão associar-se e deixar os grupos a qualquer momento. Um *host* pode ser membro de mais de um grupo ao mesmo tempo"[Dee89]. Adicionalmente, a nível da aplicação, um único endereço de grupo pode ter múltiplos *data streams* em diferentes portas, em diferentes *sockets*, em uma ou mais aplicações. Múltiplas aplicações podem compartilhar um único endereço de grupo em um *host*.

A primeira transmissão *multicast* que funcionou neste caso, foi realizada em 1992. Para sincronizar os pacotes de áudio e vídeo nas transmissões foi desenvolvido o *Real-time Transport Protocol* (RTP). Em 1993 uma implementação *multicast* foi desenvolvida no 4.4 BSD. Quais eram os problemas endereçados ao *multicast*?

A Internet mudou muito desde os tempos primórdios. Particularmente, a aparência da Web transformou fortemente a situação: as pessoas não somente querem conexões com *hosts* remotos, correios e FTP. Primeiramente, satisfazia-se visualizando as fotos nas *home pages*, mas posteriormente desejou-se ver e ouvir as pessoas.

Com a tecnologia atual é possível satisfazer o custo de ter uma conexão *unicast* com qualquer um que queira ver uma *home page*. Entretanto, se houver uma transmissão de áudio ou vídeo, a qual necessita de uma grande quantidade de largura de banda comparada as aplicações *web*, havia duas opções: estabelecer uma conexão *unicast* separado com cada um dos receptores, ou usar o *broadcast*. A primeira solução não era disponível: pois se uma conexão transmitindo áudio/vídeo consome uma largura de banda muito grande, um número maior de conexões seria ainda mais inviável para ambos o computador transmissor e a rede.

Se o objetivo é transmitir para todos os *hosts* da LAN, por exemplo para atender a uma conferência, pode-se utilizar o *broadcast*. Os pacotes serão enviados apenas uma vez e cada *host* irá recebê-los assim que estes forem enviados para o endereço *broadcast*. O problema é que talvez somente uma pequena parcela destes *hosts*, e não todos, estejam interessados nestes dados. Além disso: talvez alguns *hosts* estejam realmente interessados na conferência, mas estes *hosts* encontram-se fora da LAN, distante alguns roteadores. O *broadcast* funciona perfeitamente dentro da LAN, mas os problemas aumentam quando os pacotes *broadcast* são roteados sobre LANs diferentes.

Uma melhor solução é transmitir pacotes para endereços especiais (análogo a certas frequências de transmissão de rádio/TV). Logo, todos os *hosts* que decidirem associar-se à conferência estarão atentos aos pacotes com o endereço de destino, lendo-os quando estes atravessarem a rede, e serem passados para a camada IP para serem demultiplexados. Isto é similar ao *broadcasting* pelo fato de que é transmitido somente um pacote *broadcast* e todos os *hosts* na rede o reconhece; entretanto, é diferente,

no fato que nem todos os pacotes *multicast* são lidos e processados, mas somente aqueles que foram previamente registrados no *kernel*¹³ como sendo de "interesse".

4.3 Detalhes do *Multicast*

4.3.1 Endereços *Multicast*

O limite dos endereços IP é dividido em "classes" baseadas nos bits de alta ordem de um endereço de 32 bits:

Tabela 4.1: Classes dos Endereços IP

0	Endereço da Classe A				0.0.0.0 - 127.255.255.255	
1	0	Endereço da Classe B			128.0.0.0 - 191.255.255.255	
1	1	0	Endereço da Classe C		192.0.0.0 - 233.255.255.255	
1	1	1	0	Endereço Multicast	224.0.0.0 - 239.255.255.255	
1	1	1	1	0	Reservado	240.0.0.0 - 247.255.255.255

O limite de interesse é a "classe de endereço D". Todo datagrama IP cujo endereço de destino inicia com "1110" é um datagrama IP *multicast*. Endereços IP da classe E, no exemplo, aqueles com "1111" como seus quatro bits de alta prioridade, são reservados para endereçamentos futuros.

Os 28 bits restantes identificam o grupo *multicast* que o datagrama está sendo enviado, ou seja, seguindo a analogia ao rádio/TV, o *kernel* estará sintonizado para receber pacotes enviados para um grupo *multicast* específico. Quando isto é feito, é dito que o *host* associou-se a este determinado grupo em uma interface especificada. Mais adiante este assunto será tratado em maiores detalhes.

Os endereços IP *Multicast* reservados estão listados no RFC1700, "*Assign Numbers*" (Números Associados). Para cada endereço *multicast* há um conjunto de zero ou mais *hosts* que estão escutando-o. Este conjunto é chamado de grupo de *host*. Um *host* que envia para um grupo pode não ser um membro deste grupo. Há dois tipos de grupos de *hosts*:

¹³ Corresponde ao núcleo do sistema operacional, fornecendo serviços necessários para a utilização de um computador.

Permanente

Endereços IP permanente são especificados pela "*Internet Assigned Numbers Authority (IANA)*". Um grupo permanente existe mesmo se não há membros. A lista de endereços IP associados aos grupos de *hosts* permanentes é incluída no STD 2 - Números Internet Associados (RFC 1700).

Transiente

Qualquer grupo que não é permanente é transiente e está disponível para uma associação dinâmica assim se fizer necessário. Grupos transientes deixam de existir quando o número de associados chega a zero.

Multicasting em uma única rede física que suporta o uso de *multicast* é simples. Para associar-se a um grupo, um processo sendo executado em um *host* deve de alguma forma informar aos drivers¹⁴ das placas de rede que deseja ser um membro de um grupo especificado. O driver deve mapear o endereço IP multicast para o endereço *multicast* físico e possibilitar a recepção de pacotes deste endereço. O driver da placa deve também garantir que o processo de recepção não receba datagramas falsos checando o endereço de destino no cabeçalho do pacote IP antes de passá-lo para a camada IP.

4.3.2 Níveis de conformidade

Hosts podem estar em três diferentes níveis de conformidade com a especificação *multicast*, de acordo com os requerimentos que satisfazem.

Nível 0: nenhum suporte para IP *multicasting*

Há, neste momento, nenhum requerimento que todas as implementações IP suportem o *multicasting*. Muitos dos *hosts* e roteadores na Internet incluem-se neste estado, como o suporte para *multicast* não é obrigatório no IPv4 (entretanto é obrigatório no IPv6). Conseqüentemente, *host* neste nível não poderá nem transmitir ou receber pacotes *multicast*. *Hosts* de nível 0, em geral, não são afetados pela atividade *multicast*. A única exceção surge em alguns tipos de redes locais, onde a presença de *hosts* de níveis 1 ou 2 pode causar erro entregando datagramas *multicast* para *hosts* de nível 0. Estes datagramas podem ser facilmente identificados pela presença de um endereço da classe D no campo de endereço de destino; estes datagramas devem ser descartados pelos *hosts* que não suportam IP *multicasting*. Endereços da classe D são descritos na seção 4.3.1 deste capítulo.

¹⁴ Driver é um software utilizado para permitir a interoperabilidade entre diferentes sistemas ou dispositivos.

Nível 1: suporta a transmissão mas não recepção dos datagramas IP *multicasting*

Nível 1 permite que um host participe de alguns serviços baseados no *multicasting*, como localizar serviços ou reportar *status*, mas não permite que um *host* associe-se a qualquer grupo de *host*. Uma implementação IP poderia ser atualizada do nível 0 para o nível 1 muito facilmente e com pouco código novo.

Nível 2: suporte completo para o *multicasting* IP (capazes de transmitir e receber tráfego *multicast*)

Nível 2 permite a um *host* associar (*join*) e deixar (*leave*) grupos de *host*, bem como enviar datagramas IP para grupos de *host*. Requer a implementação do *Internet Group Management Protocol* (IGMP) na pilha TCP/IP, a extensão do IP e interfaces dos serviços de redes locais no *host*. Todas as seções seguintes deste capítulo são aplicáveis as implementações do nível 2.

4.3.3 Transmitindo datagramas IP *multicast*

Está claro que o tráfego *multicast* é manipulado na camada de transporte com UDP, como TCP fornece conexões ponto-a-ponto, não factível para o tráfego *multicast*. (Pesquisas estão sendo realizadas com o objetivo de definir e implementar novos protocolos de transporte *multicast* orientado).

Em princípio, uma aplicação precisa somente abrir um *socket* UDP e preencher com um endereço *multicast* da classe D, o endereço do destinatário para onde se quer enviar o pacote. Entretanto, há muitas operações que um processo transmissor deve ser capaz de controlar.

TTL

O campo TTL (*Time To Live*) no cabeçalho IP tem um significado duplo no *multicast*. Como sempre, controla o tempo de vida do datagrama para impedir que este entre em *loop* infinito devido a erros de roteamento. Roteadores decrementa o TTL a todo datagrama que é passado de uma rede para outra e quando o valor alcança o zero, o pacote é eliminado. O TTL no IPv4 *multicasting* tem também o significado do "*threshold*". Por exemplo: suponha que foi configurada uma vídeo conferência entre todos os *hosts* pertencentes ao departamento. Deseja-se que o tráfego permaneça dentro da LAN. Talvez o departamento seja grande o suficiente para abrigar várias LANs. Neste caso é fundamental que os *hosts* pertencentes a diferentes LANs assistam a conferência, sendo necessário limitar a distância de expansão do tráfego *multicast* acerca dos roteadores, para isso é utilizado o TTL. Roteadores têm um TTL *threshold* associado com cada uma de suas interfaces, e somente datagramas com TTL maior do que o *threshold* da interface é retransmitido. Note que quando um datagrama atravessa um roteador com um certo *threshold* associado, o TTL do datagrama não é decrementado pelo valor do *threshold*. Somente uma comparação é feita. (como anteriormente, o TTL é decrementado por 1 cada vez que um datagrama passar por um roteador).

Uma lista dos *TTL thresholds* e seus escopos associados segue:

Tabela 4.2: Lista dos *TTL thresholds* e seus escopos

TTL	Escopo
0	Restrito ao mesmo <i>host</i> . Não será enviado por nenhuma interface
1	Restrito a mesma sub-rede. Não será retransmitido pelo roteador
<32	Restrito ao mesmo site, organização ou departamento
<64	Restrito a mesma região
<128	Restrito ao mesmo continente
<255	Não está restrito ao escopo. Global

Os limites do "site" e "região" ainda não são exatos. É de responsabilidade do administrador decidir estes limites.

O artifício do TTL não é sempre flexível o suficiente para todas as necessidades, especialmente quando se trata de encobrir regiões ou tentando estabelecer limites geográficos, topológicos e de largura de banda simultaneamente. Para resolver estes problemas, o escopo administrativo das regiões IPv4 *multicast* foi estabelecido em 1994. (veja D. Meyer's "*Administrative Scoped IP Multicast*" *Internet draft*). Isto baseado nos endereços *multicast* ao invés de *TTLs*. O limite 239.0.0.0 a 239.255.255.255 é reservado para o escopo administrativo.

Loopback

Quando o *host* transmissor é de nível 2 e também é membro do grupo de datagramas ao qual datagramas estão sendo transmitidos, uma cópia é retornada por *default* (padrão). Isto não significa que a placa de interface com a rede lê a própria transmissão, reconhece como pertencente a um grupo ao qual a interface faz parte, e lê o datagrama da rede. Pelo contrário, é a camada IP a qual, por padrão, reconhece o datagrama a ser enviado e o copia para uma fila IP de entrada antes de transmiti-lo. O processo transmissor pode ativar ou não o *loopback*.

Seleção da interface

Hosts vinculados a mais de uma rede deve fornecer um caminho para as aplicações decidirem qual interface de rede será usada para a saída das transmissões. Se não especificada, o *kernel* escolhe um padrão baseado na configuração do administrador do sistema.

4.3.4 Recebendo datagramas IP *multicast*

Associando-se a um grupo *multicast*

Broadcast é (em comparação) mais fácil de implementar do que o *multicast*. Não requer que os processos dêem ao *kernel* algumas regras referentes sobre o que fazer com os pacotes *broadcast*. O *kernel* sabe o que fazer: ler e transmitir todos os pacotes para as aplicações apropriadas.

Com o *multicast*, entretanto, é necessário avisar ao *kernel* quais grupos *multicast* são de interesse. Ou seja, deve-se requisitar ao *kernel* para "associar" (*join*) a estes grupos *multicast*. Dependendo do hardware da subcamada, os datagramas *multicast* são filtrados pelo hardware ou pela camada IP (e, em alguns casos, por ambos). Somente aqueles com um grupo de destino previamente registrados via um *join* são aceitos.

Essencialmente quando se associa a um grupo, está sendo dito ao *kernel* "para ler e entregar (a todo processo com interesse nestes dados) qualquer datagrama que for recebido pela interface de rede com este grupo *multicast* no campo de destino."

Algumas considerações: primeiro, note que não somente associa-se a um grupo. Associa-se a um grupo em uma interface de rede em particular. É claro que é possível associar-se ao mesmo grupo em mais de uma interface. Se não for especificada uma interface concreta, o *kernel* escolherá uma baseada em suas tabelas de roteamento quando os datagramas forem ser enviados. É também possível que mais de um processo associe-se ao mesmo grupo *multicast* na mesma interface. Todos receberão os datagramas enviados para este grupo *multicast* via esta interface. Todos os *hosts* deverão estar associados ao grupo 224.0.0.1, logo como dito, uma operação de "ping" neste grupo retorna todos os *hosts* na rede que possuem capacidade *multicast*.

Finalmente, considere que para um processo receber datagramas *multicast*, este tem que requisitar ao *kernel* para associar ao grupo e *bind* (ligar) a porta para a qual os datagramas serão transmitidos. A camada UDP usa ambos, o endereço e porta de destino, para demultiplexar os pacotes e decidir a quais *sockets* entregar.

Deixando um grupo *multicast*

Quando um processo não está mais interessado em um grupo *multicast*, este informa ao *kernel* que deseja sair daquele grupo. É importante entender que isso não significa que o *kernel* não irá aceitar datagramas *multicast* destinados para aquele grupo. O *kernel* continuará a aceitar se houver mais processos ainda interessados neste grupo. Neste caso, o *host* permanece membro do grupo, até que todos os processos decidam deixar o grupo.

A idéia é que para associar-se a um grupo basta requisitar para a camada IP e a camada de enlace de dados (a qual transmite para o hardware) para aceitar os datagramas *multicast* destinados para aquele grupo. Isto não é feito por processo, mas por *host*.

Mapeamento de endereços *multicast* para endereços Ethernet/FDDI

O *binding* dos endereços de grupos a *hosts* físicos pode ser considerado uma generalização do *binding* dos endereços *unicast*. Um endereço *unicast* é estaticamente associado a uma única interface de rede local em uma única rede. Um endereço de grupo é dinamicamente associado a um conjunto de interfaces de rede local em um conjunto de redes IP.

Ambos *frames* Ethernet e FDDI possuem um campo de endereçamento de destino de 48 bits. De forma a evitar um tipo de *multicast* ARP que mapeia endereços IP para endereços ethernet/FDDI, o LANA reservou um limite de endereços para o *multicast*: Cada *frame* ethernet/FDDI com seus destinos variando de 01-00-5e-00-00-00 a 01-00-5e-ff-ff-ff (hexadecimal) contém dados para grupos *multicast*. O prefixo 01-00-5e identifica o *frame* como *multicast*, o próximo bit é sempre zero e logo somente 23 bits são deixados para o endereço *multicast*. Como grupos IP *multicast* possuem comprimento de 28 bits, o mapeamento não poderá ser de um-para-um. Somente os 23 bits menos significantes do endereço grupo *multicast* são posicionados no *frame*. Os cinco bits de alta ordem restantes são ignorados, resultando em 32 grupos *multicast* diferentes sendo mapeados no mesmo endereço ethernet/FDDI. Isto significa que a camada ethernet age como um filtro imperfeito, e a camada IP irá decidir se aceitará os datagramas passados pela camada de enlace de dados. A camada IP age como um definitivamente como um filtro perfeito.

Figura 4.1 ilustra o mapeamento de um grupo de endereços *multicast* para um endereço Ethernet *multicast*.

Endereço da Classe D: 224.11.9.7

Figura 4.1: Mapeando endereços IP da Classe D para endereços Ethernet IEEE802.3

4.4 Internet Group Management Protocol (IGMP)

O *Internet Group Management Protocol* (IGMP) é usado pelos *hosts* para reportar os *memberships* para qualquer roteador *multicast* imediatamente vizinho[Fen97]. As requisições para associação aos grupos são reportadas de um *host* diretamente para o roteador *multicast* mais próximo. O *status* do IGMP é recomendado e descrito no RFC 1112.

Quando um *host* associa-se "*join*" ou sai "*leave*" a um grupo *multicast*, é dito que a informação fornecida por estes "comandos" é usada pelo *kernel* para escolher quais dos datagramas *multicast* aceitar ou descartar. O que ocorre é que os *hosts* instruem seus roteadores dizendo quais grupos são de interesse; então, estes roteadores irão comunicar a outros roteadores, o interesse pelo determinado grupo, este processo é repetido pelos roteadores ao longo do caminho. Algoritmos empregados para tomar a decisão de quando requisitar pelo tráfego de um grupo ou comunicar que não deseja receber um determinado tráfego, varia muito. Há porém há uma coisa que nunca modifica: como esta informação é transmitida. IGMP é usado para isto.

IGMP versão 0 é especificado no RFC-988 o qual é agora obsoleto. Quase nenhum usa a versão 0 agora. O IGMP versão 1 é descrito no RFC-1112 e, embora tenha sido atualizado pelo RFC-2236 (IGMP versão 2).

Como ICMP, IGMP é uma parte integral do IP [Dee89]. É necessário que seja implementado por todos os *hosts* de nível 2 da especificação *multicast*. No IPv6, IGMP é integrado no ICMPv6 considerando o fato de que todos os *hosts* IPv6 suportam *multicasting* (visto na seção 4.6). No IPv4, o suporte é opcional, logo diferente do IP e ICMP, IGMP não é requerido.

Para as discussões seguintes é importante que os roteadores *multicast* recebam todos datagramas *multicast*.

4.4.1 Operação IGMP

Roteadores *multicast* envia mensagens *Host Membership Query* (em seguida chamada *Queries*) para descobrir quais grupos de *hosts* possuem membros em suas redes locais. *Queries* são endereçados para o grupo "todos-*hosts*" (endereço 224.0.0.1), e transportam um *Time-To-Live* igual a 1.

Hosts respondem a *Query* gerando *Host Membership Reports* (em seguida chamada *Reports*), reportando cada grupo de *host* aos quais pertencem à interface de rede na qual a *Query* foi recebida. De forma a impedir uma "explosão" de *Reports* concorrentes e reduzir o número total de *Reports* transmitidos, duas técnicas são usadas:

1. Quando um *host* recebe uma *Query*, ao invés de transmitir *Reports* imediatamente, inicia-se um *report delay timer* para cada um dos *group membership* na interface de rede por onde chegou a *Query*. Cada *timer* é

configurado para um valor diferente, randomicamente escolhido entre zero e D segundos. Quando um *timer* expira, um *report* é gerado para o grupo de *host* correspondente. Então, *Reports* são espalhados por um intervalo de D segundos ao invés de ocorrerem todos no mesmo instante.

2. Um *Report* é enviado com um endereço de destino igual ao endereço do grupo sendo reportado, e com *time-to-live* igual a 1, de modo que outros membros do mesmo grupo na mesma rede possa estar cientes do *Report*. Se um *host* ouvir um *Report* para um grupo do qual ele faz parte naquela rede, o *host* pára seu *timer* para aquele grupo e não gera um *Report* para aquele grupo. Então, no caso normal, somente um *Report* irá ser gerado para cada grupo presente na rede, pelo membro cujo *delay timer* expira primeiro. Note que os roteadores *multicast* recebem todos os datagramas *multicast*, e portanto não precisam ser endereçados explicitamente. Além disso, note que os roteadores não precisam saber quais *hosts* pertencem a um grupo, somente aqueles com pelo menos um *host* em uma rede em particular.

Há duas observações no comportamento descrito acima. Primeira, se um *report delay timer* já estiver rodando quando um *Query* for recebido, o *timer* não é reiniciado com um novo valor randômico, mas ao contrário, continua sendo executado com seu valor corrente. Segundo, um *report delay timer* nunca é configurado para um *host* para o *membership* no grupo "todos-hosts" (224.0.0.1), e este *membership* nunca é reportado.

Se um *host* usa um gerador de número pseudo-randômico para calcular os *delays* do *report*, o próprio endereço do *host* deve ser usado como parte da semente para o gerador, para reduzir a chance de múltiplos *hosts* gerarem a mesma sequência de *delays*.

Um *host* deve confirmar que o endereço no campo de destino do *Report* recebido seja igual ao endereço do grupo *multicast*, para garantir que o *report* do *host*, em questão, não seja cancelado por um *report* errado. Um *host* deve descartar qualquer mensagem IGMP que não seja *Host Membership Query* ou *Host Membership Report*.

Quando um *host* associa-se a um novo grupo, este deve imediatamente transmitir um *Report* para aquele grupo, ao invés de esperar por um *Query*, para o caso de ser o primeiro membro daquele grupo na rede. Para cobrir a possibilidade de um *Report* inicial ser perdido ou danificado, é recomendado que seja repetido uma ou duas vezes depois de *delays* curtos. (Um modo simples de realizar isto é agir como se um *Query* tivesse sido recebido somente pelo grupo, iniciando o *delay* randômico do grupo)

Roteadores *multicast* envia *Queries* periodicamente para atualizar seus conhecimentos sobre *memberships* presentes em uma rede em particular [Bak95]. Se nenhum *Report* for recebido por um grupo em particular depois de alguns números de *Queries*, os roteadores assume que o grupo não possui membros locais e não precisam retransmitir *multicasts* originados remotamente para o grupo na rede local. *Queries* são normalmente não são enviadas freqüentemente (não mais de uma vez por minuto)

para manter o *overhead* IGMP nos *hosts* e na rede baixo. Entretanto, quando um roteador *multicast* inicia, este emite muitos *Queries* em pouco espaço de tempo de forma a construir a base de dados sobre os *memberships* locais rapidamente.

Desde que o IGMP somente desenvolve a comunicação entre os *hosts* receptores e o último roteador *multicast* na árvore de entrega, o roteamento de pacotes entre roteadores *multicast* deve ser gerenciado por um protocolo de roteamento *multicast*. Há muitos algoritmos para o roteamento de pacotes entre os roteadores *multicast*. A figura 4.2 ilustra um *multicast routing protocol* (protocolo de roteamento *multicast*) e o *group membership protocol* (protocolo de associação ao grupo) funcionando em diferentes seções da árvore de entrega *multicast* durante uma transmissão *multicast* [Bra93].

Figura 4.2: Protocolo de roteamento *multicast*

A Figura 4.2 ilustra que os pacotes *multicast* são transmitidos de um transmissor através de uma árvore de entrega para os receptores. Se nenhum dos *hosts* conectados diretamente a um roteador *multicast* estiver associado a um grupo *multicast* específico, nenhum pacote é distribuído no ramo da árvore que leva aos *hosts* não associados.

Quando um *host* ou um roteador *multicast* recebe um datagrama *multicast*, a ação é dependente do valor do TTL e do endereço IP de destino.

4.5 Roteamento IP *multicasting*

O tráfego *multicast* para um particular par (origem, grupo de destino) é transmitido da origem para receptores via uma *spanning tree* que conecta todos os *hosts* no grupo. Diferentes protocolos de roteamento IP usam técnicas diferentes para construir estas *spanning trees*; uma vez que uma árvore é construída, todo o tráfego é distribuído por sob a mesma.

Os protocolos *multicast* de roteamento IP geralmente seguem uma de duas abordagens básicas, dependendo da distribuição esperada dos membros do grupo *multicast* através da rede. A primeira abordagem é baseada em suposições que os membros do grupo *multicast* estão densamente distribuídas através da rede (por exemplo, muitas das sub-redes contêm ao menos um membro do grupo) e que a largura de banda é abundante. Então chamados protocolos de roteamento de "modo denso" contam com uma técnica chamado *flooding* para propagar a informação para todos os roteadores da rede. Protocolos de roteamento de modo denso incluem *Distance Vector Multicast Routing Protocol (DVMRP)* [Wai88], *Multicast Open Shortest Path First (MOSPF)* [Moy94], e *Protocol-Independent Multicast - Dense Mode (PIM-DM)*.

Uma segunda abordagem para o roteamento *multicast* basicamente assume que o grupo de membros *multicast* está disperso acerca da rede e a largura de banda não está necessariamente totalmente disponível, por exemplo, acerca de algumas regiões da Internet. *Sparse-Mode* "modo disperso" não significa que o grupo possui poucos membros, somente que estes estão amplamente espalhados. Neste caso, *flooding* poderia desperdiçar desnecessariamente a largura de banda e conseqüentemente poderia causar sérios problemas de performance. Conseqüentemente, protocolos de roteamento "*sparse-mode*" devem contar com técnicas mais seletivas para configurar e manter as redes *multicast*. Protocolos de roteamento "*sparse mode*" inclui *Core Based Trees (CBT)* [Bal97] e *Protocol-Independent Multicast - Sparse Mode (PIM-SM)* [Est97].

4.6 Multicast no IPv6

4.6.1 Resumo do IPv6

IPv6 oferece as seguintes características significantes:

- Um maior espaço de endereçamento, dito como suficiente para os próximos 30 anos.
- Endereçamento único e hierárquico, baseado nos prefixos ao invés das classes de endereço, para manter as tabelas de roteamento pequenas e o roteamento do backbone eficiente.
- Um mecanismo para auto-configuração das interfaces de rede.

- Suporte para o próprio encapsulamento e outros protocolos
- Classe de serviço para distinguir tipos de dados
- Suporte aperfeiçoado para o roteamento *multicast*
- Autenticação e encriptação embutido
- Métodos de transição para migrar do IPv4
- Métodos compatíveis para coexistir e comunicar com IPv4

4.6.2 Endereço *multicast*

Um endereço *multicast* é um identificador associado a um conjunto de interfaces em múltiplos *hosts*. Pacotes¹⁵ enviados para este endereço serão transmitidos para todas interfaces correspondentes a este endereço (veja seção 4.4, "*Internet Group Management Protocol - IGMP*"). Não há endereços *broadcast* no IPv6. A figura 4.3 ilustra o formato do endereço IPv6 *multicast*:

Figura 4.3: Formato do endereço IPv6 *multicast*

FP *Format Prefix* - 1111 1111.

Flags Conjunto de quatro bits. Somente o bit de baixa ordem possui significado, como segue:

0000 Indica um endereço *multicast* permanentemente associado ("bem conhecido"), associado pelo *global internet numbering authority*.

0001 Endereço transiente. Endereços deste tipo pode ser estabelecido pelas aplicações quando requerido. Quando as aplicações terminam, o endereço será liberado pela aplicação e poderá ser reutilizado.

Scope é o valor de 4 bits do escopo *multicast* usado para limitar o escopo do grupo *multicast*.

Group ID

O *group ID* identifica o grupo *multicast*, tanto permanente quanto transiente, dentro do dado escopo. O significado do endereço *multicast* permanentemente associado é independente do valor do

¹⁵ Nota: IPv6 usa o termo pacote ao invés de datagrama. O significado é o mesmo, embora os formatos sejam diferentes.

escopo. Por exemplo se o grupo de servidores NTP está associado a um endereço *multicast* permanente, com um grupo ID de X'101, então:

FF01:0:0:0:0:0:0:101 representa todos servidores NTP no mesmo nó transmissor

FF02:0:0:0:0:0:0:101 representa todos servidores NTP no mesmo link transmissor

FF05:0:0:0:0:0:0:101 representa todos servidores NTP no mesmo site do transmissor

FF0E:0:0:0:0:0:0:101 representa todos servidores NTP na internet

Endereços *multicast* não permanentemente associados possui um significado somente dentro um dado escopo. Por exemplo, um grupo identificado como não permanente, o endereço multicast FF15:0:0:0:0:0:0:101 em um site não possui nenhuma relação com um grupo usando o mesmo endereço em um site diferente, nem com um grupo não permanente usando o mesmo grupo ID com escopo diferente, nem com um grupo permanente com o mesmo grupo ID.

Endereços *multicast* não devem ser usados como endereços de origem nos pacotes IPv6 ou aparecer no cabeçalho de roteamento.

Endereços *multicast* de propósito especial são pré-definidos como segue:

Endereços *multicast* reservados: FF0X:0:0:0:0:0:0:0, com X=0..F

Os endereços *multicast* acima são reservados e nunca deverão associados a qualquer grupo multicast.

FF01::1 todas interfaces do nó local - Define todas interfaces no *host*

FF02::1 Todos nós locais - Define todos sistemas da rede local.

FF01::2 Todos os roteadores do nó-local - Define todos roteadores local ao *host*.

FF02::2 Todos roteadores do link local - Define todos roteadores no mesmo link do *host*.

FF05::2 Todos roteadores do site local - Define todos roteadores no mesmo site do *host*.

FF02::B Agentes Móveis link local.

FF02::1:2 Todos agentes DHCP *link*-local.

FF05::1:3 Todos servidores DHCP *site*-local.

Uma listagem completa dos endereços *multicast* pode ser encontrada no RFC 2375 — *IPv6 Multicast Address Assignments*.

Endereço do nó solicitado: FF02:0:0:0:0:1:FFXX:XXXX

O endereço *multicast* dado é calculado como uma função dos endereços *unicast* ou *anycast*. O endereço do nó *multicast* solicitado é formado tomando-se os 24 bits de baixa-ordem do endereço

(*unicast* ou *anycast*) e anexando aqueles bits para o prefixo FF02:0:0:0:1:FF00::/104 resultando em um endereço *multicast* variando entre: FF02:0:0:0:1:FF00:0000 a FF02:0:0:0:1:FFFF:FFFF.

Por exemplo, o nó *multicast* solicitado correspondente ao endereço IPv6 4037::01:800:200E:8C6C é FF02::1:FF0E:8C6C. Endereços IPv6 que diferem somente nos bits de alta-ordem, por exemplo, devido a múltiplos prefixos de alta-ordem associados com diferentes agregações, irá ser mapeado para o mesmo endereço do nó solicitado logo reduzindo o número de endereços *multicast* que um nó possa associar-se.

É necessário que um nó calcule e associe-se aos endereços *multicast* solicitados para cada endereço *unicast* e *anycast* que este é associado.

4.7 Considerações Finais

Este capítulo abordou algumas informações interessantes para compreensão dos protocolos *multicast* e implementações.

Como o processo de transmissão por *multicast* é dependente do protocolo utilizado pela rede, o *multicast* em redes ATM é realizado de uma forma. Para completar o assunto sobre o *multicast*, o próximo capítulo trata do *multicast* em redes ATM, apresentando as diferenças em relação ao IP *multicast*.

Capítulo 5 - *ATM Multicast*

5.1 Considerações Iniciais

Há algumas diferenças combinatórias entre como é realizado o *multicast* em redes ATM e em redes IP. Este capítulo aborda questões referentes ao *multicast* em redes ATM, sendo organizado da seguinte maneira: a próxima seção trata de uma descrição do serviço, introduzindo a tecnologia ATM; a seção 5.3 aborda os mecanismos para possibilitar o IP *multicast*, descrevendo brevemente como ocorre o estabelecimento de uma conexão *multicast*; a seção 5.4 descreve um mecanismo de distribuição que permite redes baseadas no UNI 3.0 suportar o serviço *multicast* de protocolos como IP, através do uso do *Multicast Address Resolution Server (MARS)*.

5.2 ATM (*Asynchronous Transfer Mode*)

ATM é uma tecnologia de roteamento de células. *Switches* (comutadores) tomam o lugar de roteadores nas redes ATM. ATM é muitas vezes usado como um *backbone* de alta velocidade pelas operadoras, por exemplo T3 e *frame relay* sendo muitas vezes são executadas no topo do ATM. A velocidade mais comum das redes ATM é de 155 Mbps; algumas são de 622 Mbps (quatro canais de 155 Mbps). A tecnologia é escalável e pode suportar velocidades de gigabits via o uso de múltiplos canais [Pry95].

Redes ATM são orientadas a conexão[Hän94]. Uma conexão deve ser configurada antes que mensagens possam ser enviadas. Conexões são configuradas usando tanto circuitos virtuais permanentes (PVCs) ou circuitos virtuais conectados (SVCs). Quando um PVC ou SVC é estabelecido, uma rota física específica é selecionada da origem para o destino, e todas as *switches* acerca deste caminho constroem entradas na tabela de modo que possam rotear corretamente os pacotes[Pis98]. Veja Figura 5.1. Depois que uma conexão PVC ou SVC estiver configurada, todas as mensagens para aquela conexão seguem o mesmo caminho para o destino. PVCs são planejados para serem relativamente permanentes (por exemplo, permanecendo por meses ou anos), enquanto SVCs são

dinamicamente construídos quando se fizer necessário e são imediatamente desabilitados quando não são mais necessários.

Figura 5.1: Uma conexão em uma rede ATM

5.3 Mecanismos para possibilitar o IP Multicast

ATM suporta *multicast* na camada de enlace de dados. Há um esforço para padronizar a possibilidade do estabelecimento de um *switched virtual circuit* (SVC) ponto-a-multiponto entre o transmissor e um conjunto de receptores conhecidos (grupo *multicast*), via mecanismos de sinalização UNI 3.0/3.1[ATM94]. Estes serviços poderiam possibilitar IP *Multicast* a ser rodado no topo do ATM, usando circuitos virtuais ponto-a-multiponto como uma árvore de entrega. A próxima seção aborda o *multicast* em redes ATM.

5.3.1 Considerações Especiais

Há muitas diferenças combinatórias entre o conceito do ATM *multicast* apresentado acima, e o conceito tradicional de IP *multicast*.

De acordo com o cenário acima, o transmissor possui completo controle sobre o circuito virtual *multicast*. Seria inconveniente para o receptor, iniciar associando-se ao grupo (levando-se em conta o algoritmo do *Snapshot*); uma mensagem contendo esta requisição teria que ser enviada para o transmissor. Também, este cenário funciona naturalmente para o *multicast* um-para-muitos, mas não para o *multicast* muitos-para-muitos, no qual um grupo poderá ter múltiplos transmissores.

Considerando o ATM, o *multicast* é inicializado pelo transmissor, desde que o transmissor configure o SVC ponto-a-multiponto. Por outro lado, IP *Multicast* é orientado ao receptor; um receptor

pode tornar-se um membro de um grupo de *multicast* sem que o transmissor tome conhecimento da sua existência.

Grupos de Trabalho dentro do ATM Forum, assim como IETF, estão trabalhando no desenvolvimento de um padrão para implementar IP *Multicast* sobre o ATM. Dentro do ATM Forum, o Grupo de Trabalho *Multiprotocol Over ATM* (MPOA) está resolvendo esta questão; o correspondente Grupo de Trabalho IETF é o Grupo de Trabalho *IP-over-ATM*[Per94].

5.3.2 Estabelecimento da Conexão

O modelo ATM aceita os circuitos virtuais permanentes e os circuitos virtuais comutados. O primeiro é encontrado em todas as situações e pode ser usado à vontade, assim como as linhas privadas. O outro tipo de circuito tem de ser definido sempre que for usado, exatamente como acontece com as chamadas telefônicas. Nesta seção, é apresentado como são estabelecidos os circuitos virtuais comutados.

Tecnicamente, o estabelecimento de conexão não pertence à camada ATM, mas é manipulada pelo plano de controle usando um protocolo ITU, denominado Q.2931 [Sti96].

É possível estabelecer uma conexão de diversas formas. A mais comum, no entanto, é adquirir um circuito virtual para sinalização e usá-lo[Sti96]. Para estabelecer um circuito desse tipo, as células contendo uma solicitação são enviadas em um caminho virtual 0, circuito virtual 5. Se não houver problemas, será estabelecido um novo circuito virtual, no qual as solicitações e respostas de estabelecimento de conexão podem ser enviadas e recebidas.

A razão para as duas etapas desse procedimento de estabelecimento é que, dessa forma, a largura de banda reservada para o circuito virtual 5 (que praticamente não é usado) pode ser mantida extremamente baixa. Outra alternativa também é oferecida para o estabelecimento de circuitos virtuais. Algumas concessionárias de comunicações podem permitir que os usuários tenham caminhos virtuais permanentes entre destinos predefinidos ou permitir que eles os definam dinamicamente. Quando um *host* tem um caminho virtual para outro *host*, ele pode alocar circuitos virtuais nele próprio, sem envolver os comutadores.

O estabelecimento de um circuito virtual utiliza os seis tipos de mensagem listados na tabela 5.1. Cada mensagem ocupa uma ou mais células e contém o tipo, o tamanho e os parâmetros da mensagem. As mensagens podem ser enviadas para a rede através de um *host* ou podem ser enviadas pela rede para um *host* (geralmente, em resposta a uma mensagem de outro *host*).

Tabela 5.1: Mensagens usadas para o estabelecimento e o encerramento da conexão

Mensagem	Significado quando enviada pelo host	Significado quando enviada pela rede
SETUP	Estabeleça um circuito	Chamada recebida
CALL PROCEEDING	Vi a chamada recebida	A sua solicitação de chamada será processada
CONNECT	Aceito a chamada recebida	A sua solicitação de chamada foi aceita
CONNECT ACK	Obrigado por aceitar	Obrigado por fazer a chamada
RELEASE	Favor encerrar a chamada	O outro lado já teve o suficiente
RELEASE COMPLETE	Confirmação de RELEASE	Confirmação de RELEASE

O procedimento normal para o estabelecimento de uma chamada, ilustrado na Figura 5.2, é fazer com que um *host* envie a mensagem SETUP em um circuito virtual especial. Em seguida, a rede responde com CALL PROCEEDING para confirmar o recebimento da solicitação. Quando se propaga na direção do destino, a mensagem SETUP é confirmada em cada *hop* por CALL PROCEEDING.

Figura 5.2: Sequência de eventos para abrir/fechar uma conexão ATM

Quando a SETUP finalmente chega, o *host* de destino pode responder com CONNECT para aceitar a chamada. Em seguida, a rede envia a mensagem CONNECT ACK para indicar que recebeu a

mensagem CONNECT. Quando a mensagem CONNECT é propagada de volta na direção da origem, cada comutador que a receber deverá confirmá-la com uma mensagem CONNECT ACK. Tanto no "CALL PROCEEDING" ou na mensagem "CONNECT" o novo VPI/VCI alocado é determinado para o ATM *End-system* No. 1. Essa sequência de eventos é mostrada na Figura 5.2(a).

A sequência que encerra um circuito virtual é igualmente simples. O *host* que deseja desconectar-se só precisa enviar a mensagem RELEASE, que se propaga até a outra extremidade e faz com que o circuito seja encerrado. A mensagem é confirmada em cada um dos *hops* ao longo do caminho, como mostra a Figura 5.2(b).

As redes ATM permitem a configuração de canais de *multicast*. Um canal de *multicast* tem apenas um transmissor e mais de um receptor. Para criá-los, é necessário configurar uma conexão para um dos destinos da maneira tradicional. Em seguida, a mensagem ADD PARTY é enviada para anexar um segundo destino ao circuito virtual retornado pela chamada anterior. Em seguida, podem ser enviadas novas mensagens ADD PARTY a fim de aumentar o tamanho do grupo de *multicast*.

A seção seguinte define um registro de endereço e um mecanismo de distribuição que permite redes baseadas no UNI 3.0 suportar o serviço *multicast* de protocolos como IP, através do uso do *Multicast Address Resolution Server (MARS)*.

5.4 Suporte para *Multicast* em redes ATM - MARS

ATM está sendo utilizado como uma tecnologia da camada de enlace de dados para suportar uma variedade de protocolos, incluindo IP. Com RFC 1483 [Hei93] o IETF definiu um mecanismo multiprotocolo para o encapsulamento e transmissão de pacotes usando AAL 5 através de canais virtuais ATM (VCs). Porém, a publicação da especificação da sinalização ATM Forum (UNI 3.0 [ATM94], com adições para UNI 3.1 oficializado no final de 1994) não fornece a abstração do endereço *multicast*. Conexões *unicast* são suportadas por circuitos virtuais (VCs) ponto a ponto e bidirecionais. O *multicasting* é suportado através de circuitos virtuais ponto a *multiponto*. A principal limitação é que o transmissor deve ter conhecimento de cada receptor, e explicitamente estabelecer um VC tendo si próprio como raiz e os receptores como nós-folhas.

O *Multicast Address Resolution Server (MARS)*, relativamente diferente do *ATM ARP Server* introduzido no RFC 1577 [Lau93], age como um registro dos *multicast group memberships*. As mensagens MARS, baseadas no formato ATM ARP, suporta a distribuição da informação do *multicast group membership* entre MARS e *hosts* ou *endpoints*¹⁶. As entidades de resolução de endereços de *endpoints* fazem

¹⁶ Considere endpoints como hosts conectados a uma rede ATM.

uma *query* (pergunta) para o MARS quando um endereço de grupo *multicast* precisar ser resolvido. O mecanismo para enviar os pacotes por *multicasting* é através de uma rede (*meshes*) de VCs ponto a multiponto, ou o uso de servidores *multicast*. Para fornecer a notificação assíncrona das mudanças no *group membership* o MARS gerencia dois VCs ponto a multiponto - um direcionado para todos os *endpoints* que desejam o suporte *multicast*, e o outro para todos os servidores *multicast* registrados como fornecendo suporte para qualquer grupos *multicast*. A escolha da rede de VCs ou servidores *multicast* é configurável por grupo.

O número de grupos *multicast* ficará restrito pelos interesses práticos como o suporte limitado de VC nas interfaces ATM dos *endpoints*. Cada MARS gerencia um '*cluster*' de *endpoints* ATM conectados. Um *cluster* é definido como um conjunto de *endpoints* disposto a ser agrupados juntos como membros de grupos *multicast*. Roteadores configurados são utilizados para passar o tráfego *multicast* entre *clusters*.

O mapeamento de *clusters* para outros conjuntos de *endpoints* (como *Logical IP Subnets* - "LIS") é deixado a cargo dos administradores de rede. Uma abordagem simples para cobrir ambientes IP poderia ser que cada LIS seja servido por um MARS separado, com o *cluster* construído por membros da LIS. Roteadores IP *multicast* poderia interconectar cada LIS como é feito nas redes convencionais. Entretanto, não há nenhum requerimento que um *cluster* seja limitado a uma única LIS.

5.4.1 Suporte ao *multicast* através do UNI 3.1

Esta seção irá descrever a operação em termos das funções 'genéricas' que devem estar disponíveis para os clientes de uma entidade de sinalização UNI 3.1 em um dado *endpoint* ATM. O modelo ATM descreve '*AAL User*' como qualquer entidade que estabelece e gerencia VCs e os serviços da camada inferior AAL para a troca de dados. Uma interface IP sobre ATM é uma forma de '*AAL User*'.

As principais limitações do suporte *multicast* do UNI 3.1 são:

- Somente VCs ponto a multiponto, unidirecionais podem ser estabelecidos.
- Somente o nó raiz de um dado VC pode adicionar ou remover nós-folha.

Dentro destas restrições, membros dos grupos *multicast* podem comunicar através do uso de uma rede (*meshes*) de conexões *multicast*, ou servidores *multicast*. Em uma rede de conexões *multicast*, cada *host* de transmissão é um nó-raiz de um VC ponto a multiponto que possui cada *host* pertencente ao grupo como nó-folha. No modelo do servidor *multicast*, os membros do grupo enviam seus pacotes diretamente para o servidor¹⁷, o qual então retransmite cópias para todos os outros membros.

¹⁷ Servidor é um host onde o MARS reside, sendo ainda diretamente endereçável pelos endpoints que este está servindo.

Esta seção define a sinalização *MARS-Endpoint* necessária para suportar ambos os mecanismos. As seguintes funções de sinalização, tabela 5.2, devem estar disponíveis para *AAL Users* locais:

Tabela 5.2: Funções de Sinalização

L_CALL_RQ	Estabelece um VC unicast para um endpoint especificado
L_MULTI_RQ	Estabelece um VC multicast para um endpoint especificado
L_MULTI_ADD	Adiciona um novo nó-folha ao VC já estabelecido
L_MULTI_DROP	Remove um nó-folha específico VC já estabelecido
L_RELEASE	Libera um VC unicast, ou todas as folhas em um VC multicast

As indicações, apresentadas na tabela 5.3, são assumidas para estarem disponíveis para *AAL Users*, geradas pela entidade de sinalização UNI 3.1 local:

Tabela 5.3: Indicações geradas pela rede

L_ACK	Completo sucesso da requisição para a entidade de sinalização
L_REMOTE_CALL	Um novo VC esta sendo estabelecido para o <i>AAL User</i> .
ERR_L_RQFAILED	Um <i>endpoint</i> ATM remoto rejeitou um L_CALL_RQ, L_MULTI_RQ, ou L_MULTI_ADD
ERR_L_RELEASE	Um <i>endpoint</i> preferiu terminar um VC pré-existente

UNI 3.1 define dois formatos de endereços - E.164 e ISO NSAP. Em UNI 3.1 um '*ATM number*' é a identificação primária de um *endpoint* ATM, e este pode usar os dois formatos. Sob certas circunstâncias um *ATM endpoint* deve ser identificado por ambos endereços E.164 (identificando o ponto de uma rede privada com uma rede pública) e o ISO NSAP ('*ATM Subaddress*') identificando o *endpoint* final dentro de uma rede privada. Para o restante da seção o termo '*ATM Address*' irá ser usado para significar tanto um único '*ATM Number*' ou um '*ATM Number*' combinado com um '*ATM Subaddress*'.

5.4.2 Visão Geral do Multicast Address Resolution Server

O MARS poderia residir dentro de qualquer ATM *endpoint* que é diretamente endereçável pelos *endpoints* que este está servindo. *Endpoints* desejando associar-se a um *multicast cluster* deve ser configurado no *host* no qual o MARS reside. Este é o *cluster* do MARS primário. Se um *cluster* é servido por um MARS de backup, *endpoints* são configurados pelo MARS secundário. Embora um MARS secundário é opcional, implementações *endpoint* devem ser capazes de utilizá-los.

Arquiteturalmente o MARS é similar ao *RFC 1577 ARP Server*, embora há uma pequena diferença nas informações manipuladas. Enquanto o *ARP Server* mantém uma tabela de pares de endereços {IP, ATM} para todos IP *endpoints* na LIS, o MARS mantém tabelas de mapeamentos estendidos {endereço multicast, ATM.1, ATM.2, ..., ATM.n}. Isto pode ser configurado utilizando determinados mapeamentos, ou dinamicamente através de mapeamentos "aprendidos".

O MARS distribui as informações das associações do grupo para os membros do *cluster* através de um VC ponto a multiponto, conhecido como ClusterControlVC. No suporte de múltiplos servidores dentro de um cluster, o MARS também estabelece um VC ponto a multiponto separado conhecido como ServerControlVC. Todos membros do *cluster* são nós-folha do ClusterControlVC. Todos os servidores *multicast* são nós-folha do ServerControlVC.

5.4.3 Transmitindo para Grupos *Multicast*

A seguinte descrição irá ser em termos de uma interface IP/ATM que é capaz de transmitir pacotes da classe D a qualquer momento, sem prévio aviso.

Quando um pacote chega para transmissão, e não há nenhum VC de saída para o endereço do grupo *multicast* de destino, o MARS é questionado em relação ao conjunto de *endpoints* que atualmente compõe o grupo *multicast*.

A busca é executada emitindo um MARS_REQUEST. A mensagem MARS_REQUEST é formatada como uma ATM ARP_REQUEST com código do tipo igual 11 (decimal). A resposta do MARS pode ter uma das duas formas:

- MARS_MULTI - Sequência de mensagens MARS_MULTI retornam um conjunto de endpoints em um grupo.
- MARS_NAK - Nenhuma mapeamento encontrado, grupo está vazio

O tráfego de *request/response* deve ocorrer em um VC ponto a ponto estabelecido do host para o MARS. Onde o MARS e *ARP Server* são co-residente, este VC pode ser compartilhado entre o tráfego do ATM ARP e do MARS.

Recuperando *Group Memberships* do MARS.

Se o MARS não tivesse nenhum mapeamento para o endereço da classe D desejado um MARS_NAK será retornado. Neste caso o pacote IP deve ser descartado. Se uma combinação for encontrada nas tabelas MARS, esta procede o retorno dos endereços de ATM.1 até ATM.n em uma sequência de um ou mais MARS_MULTIs. Um simples mecanismo é usado para detectar e recuperar da perda das mensagens MARS_MULTI.

Cada MARS_MULTI transporta um novo valor booleano (verdadeiro ou falso), e um campo inteiro y de 15 bits - expressado como MARS_MULTI(x,y). Campo y age como um número de seqüência, iniciando em 1 e incrementado para cada MARS_MULTI enviado. Campo x age como um marcador de 'final da resposta'. Quando $x = 1$, a resposta do MARS é considerada como completa.

Em adição, cada MARS_MULTI poderia transportar múltiplos endereços ATM do conjunto {ATM.1, ATM.2, ..., ATM. n }. Um MARS deve minimizar o número de MARS_MULTIs transmitidos agrupando, quanto possível, os endereços dos membros em um único MARS_MULTI. O limite da mensagem MARS_MULTI deve ser o MTU¹⁸ do VC.

Considere que deve ser retornado n endereços ATM, cada MARS_MULTI é limitado a somente p endereços ATM, e $p \ll n$. Isto necessitaria de uma seqüência de k mensagens MARS_MULTI (onde $k = (n/p) + 1$, usando aritmética inteira), transmitida como segue:

MARS_MULTI(0,1) transporta {ATM.1 ... ATM. p }

MARS_MULTI(0,2) transporta {ATM.($p+1$) ... ATM.($2p$)}

[...]

MARS_MULTI(1, k) transporta {... ATM. n }

Se $k = 1$ então somente MARS_MULTI(1, 1) é enviado.

Uma falha típica será a perda de uma ou mais mensagens MARS_MULTI(0,1) até MARS_MULTI(0, $k-1$). Isto é detectado quando o y pula mais de um entre MARS_MULTIs. Uma outra categoria de falha seria a perda do MARS_MULTI(1, k). Um *timer* deve ser implementado para mostrar a falha na chegada do último MARS_MULTI. Um valor padrão sugerido é de 10 segundos.

Se um *timeout* ocorrer, o *host* deve descartar todos os resultados, e repetir o MARS_REQUEST.

Se o MARS estiver gerenciando um *cluster* de *endpoints* espalhados por diferentes redes ATM mas diretamente acessíveis, o MARS pode não ser possível retornar todos os membros do grupo em um único MARS_MULTI. O formato da mensagem MARS_MULTI permite que tanto E.164, ISO NSAP, ou (E.164 + NSAP) seja retornado como endereço ATM. Entretanto, cada mensagem MARS_MULTI poderia somente retornar o endereço ATM do mesmo tipo. O endereço retornado deve ser agrupado de acordo com o tipo (E.164, ISO NSAP, ou ambos) e retornados em uma seqüência separada das partes MARS_MULTI.

¹⁸ MTU sigla para Maximum Transfer Unit. Cada rede tem uma MTU, e cada segmento deve caber na MTU. Na prática, uma MTU tem alguns milhares de bytes e, portanto, define o limite superior em termos de tamanho de segmento.

5.5 Considerações Finais

Neste capítulo foram apresentadas algumas diferenças combinatórias entre como é realizado o *multicast* em redes ATM e em redes IP. No próximo capítulo é apresentada a modelagem do algoritmo *snapshot* e como todos estes conceitos abordados são utilizados neste projeto.

Capítulo 6 - Modelagem da implementação do Servidor de Vídeo SNAPSHOT

6.1 Considerações Iniciais

Há várias técnicas de sincronização de *streams* baseadas no *adaptive piggybacking*, cada qual com suas particularidades, mas semelhantes em relação aos princípios básicos da técnica do *adaptive piggybacking*. A técnica *Snapshot* foi escolhida por conter estes princípios básicos do *adaptive piggybacking*, por exemplo, a alteração on-line da velocidade dos *streams* (quadros por segundo) de acordo com o resultado do algoritmo de programação dinâmica e a mesclagem das *streams* (que na prática é representada pelo *multicast*).

Este projeto propõe definir a modelagem de uma aplicação para a técnica SNAPSHOT, utilizando o UML¹⁹[Rum99][Sch99], com finalidades de testes e avaliações servindo de base para a implementação de um software. Este capítulo está organizado da seguinte maneira: a próxima seção apresenta a metodologia utilizada para construir a modelagem; na seção 6.3 é apresentada a análise de requisitos, a seção 6.4 trata da funcionalidade do sistema; as seções 6.5 e 6.6 compreendem a análise dinâmica, sendo que a seção 6.5 trata dos diagramas de sequência, abordando os diversos tipos de cenários que demonstram a funcionalidade do sistema e na seção 6.6 é apresentado o diagrama de estados; as seções 6.7 e 6.8 compreendem a análise estática, ou estrutural, sendo que na seção 6.7 é apresentado o diagrama de classes e na seção 6.8 é apresentado o diagrama de componentes.

¹⁹ *Unified Modeling Language* (UML), introduzido em 1997, é considerado pela indústria do software como uma linguagem gráfica padrão para especificação, construção, visualização e documentação de sistemas de software, fornecendo a todos envolvidos na produção, desenvolvimento e manutenção do software, uma notação padrão para expressar o projeto do sistema.

6.2 Metodologia

A modelagem da aplicação seguirá a disciplina de engenharia de software. O atual trabalho irá realizar a análise da técnica SNAPSHOT a fim de criar um modelo implementável. O modelo será orientado por objetos. A linguagem de modelagem será a UML. A modelagem da aplicação não pressupõe nenhuma linguagem, nenhum padrão, nenhum *framework*, nenhuma biblioteca de funções ou qualquer outro recurso de implementação específico. Entretanto, ele poderá servir de base para o modelo de implementação em qualquer linguagem, preferencialmente orientada a objeto. A construção do modelo se iniciará com a definição de requisitos que formará a base para a análise dinâmica, estrutural e funcional do sistema. Logo, foram definidas as seguintes etapas:

- A análise de requisitos deverá apresentar as características necessárias para o aplicativo, especificando um ambiente de funcionamento. A técnica de especificação de requisitos será o estudo de caso de uso.
- A análise dinâmica especificará a interação de troca de mensagens entre os objetos do modelo. Ela será baseada no estudo dos cenários de caso de uso e utilizará os diagramas de sequência e de transição de estados.
- A análise estática especificará as relações estruturais entre objetos. A análise estática, ou estrutural, e a análise dinâmica ocorrem simultaneamente. A modelagem da análise estrutural utilizará o diagrama de classes e o diagrama de componentes para especificar os processos paralelos.

6.2.1 Estudos realizados

Durante a análise de requisitos, foi feita uma busca por conhecimentos correlatos e artigos que tratavam da técnica em si. A partir de então, depois de dominado o conhecimento que envolve as técnicas de sincronização de vídeo iniciou-se a etapa de especulação dos recursos necessários para a realização do projeto, tanto a nível de hardware, considerando a infra-estrutura, quanto a nível do software (tanto bibliotecas de suporte para programação para cenários de *Video on Demand* quanto protocolos de redes). Nesta especulação foi levada em conta a restrição, já mencionada, como a realização do *multicast*, a qual depende da rede, bem como as restrições para o tempo de processamento de cálculos e alterações de velocidades de *streams* durante o progresso das mesmas.

Logo após, foi feita a análise de sistema. Nesta análise foi feita a modelagem do algoritmo, sem levar em conta detalhes de implementação, tais como qual biblioteca ou linguagem de programação, qual arquitetura de rede deveria ser utilizada, etc. Porém, esta modelagem é de fundamental importância para compreender o funcionamento, bem como os passos a serem tomados na próxima etapa que é a etapa de projeto, onde deverão ser definidos os passos para a codificação.

Iniciando a etapa de projeto, foi feita uma busca por uma biblioteca que pudesse servir como uma base sólida para a implementação do proposto algoritmo. Dentre todas as encontradas, a que mais satisfazia ao perfil das necessidades foi o *Java Media Framework (JMF) versão 2.0* [Sun99]. O JMF é uma rica biblioteca para tratamento de vídeo que pode servir de grande auxílio para a implementação, pois muitas das necessidades do programa, como uma busca por um determinado quadro dentro de um vídeo, os mecanismos necessários para transmissão das *streams* de vídeo, isto é, codificadores e decodificadores, pacotizadores e depacotizadores, estão contidos neste *framework*. Logo apresentando todos esses recursos, que na verdade excede o necessário a implementação, esta biblioteca surge como uma boa solução, além de ser multiplataforma. Para que o JMF possa atender a todas exigências do algoritmo, é necessário realizar alterações e adições de *plug-ins*²⁰. Uma das exigências básicas é a alteração da velocidade dos *stream* em progresso. Para isso, o *SureStream* desenvolvido pela RealSystem® poderia servir como modelo, pois embora o roteamento seja impulsionado por razões diferentes, a idéia poderia ser aproveitada. Uma solução para a implementação da plataforma de suporte para o algoritmo *snapshot* (2ª camada da arquitetura apresentada no capítulo 7) poderia ser, por exemplo, a re-escrita dos recursos implementados do Java e RealSystem adequando-os ao propósito do algoritmo *Snapshot*.

Como o *multicast* é dependente do protocolo utilizado pela rede, foi feito um estudo envolvendo as redes IP e ATM. O estudo do *multicast* nas redes ATM fazia parte da proposta inicial do trabalho, pois como já discutido, a forma como o *multicast* é realizado nas redes ATM proporciona a transparência do sistema para os clientes, o que fazia parte de uma restrição inicial do projeto. A utilização do ATM, também serviria ao propósito de utilizar as chaves ATM para obter os dados do tráfego que seriam roteados pela mesma e assim obter um maior detalhamento nos experimentos. Para realizar a implementação da camada de comunicação com a rede ATM, poder-se-ia utilizar a API da própria *ForeSystem*® ou a API do Winsock2, da *Microsoft*, que é uma biblioteca de suporte a programação para rede, que foi estendida com APIs para auxiliar a programação para redes ATM. Poder-se-ia ainda utilizar a API do XTI, para UNIX, a qual é baseada no X/Open (como dito, a *ForeSystem* implementou o *ATM Service Providers* para ambos WinSock2 e XTI). Estas alternativas seriam interessantes pois os equipamentos ATM da *Fore Systems* utilizados pelo laboratório do Intermídia, por exemplo, placa adaptadora e *switches*, suportam essas APIs.

²⁰ Software que pode ser instalado de forma a agir como se fizesse parte do sistema

6.3 Análise de requisitos

O ambiente de funcionamento de um sistema de *video-on-demand* é sempre uma rede de computadores, seja uma rede particular ou pública, rede local ou rede mundial, não importa.

A técnica de SNAPSHOT é fundamentada em 1) mesclagem de *streams*, 2) transmissão com velocidade alterável (rápida e lenta) e 3) o algoritmo de programação dinâmica (*dynamic programming*). Estes fundamentos já foram amplamente discutidos. Tais fundamentos devem ser trazidos para o modelo a fim de definir um modo de implementação.

Por ser uma aplicação distribuída em rede, deve ser adotada a arquitetura CLIENTE/SERVIDOR. Este projeto não impõe restrições em relação ao tipo de rede a ser utilizada, embora a modelagem tenha tratado o *multicast* nas redes IP e ATM.

Os tópicos abaixo é uma aplicação dos conhecimentos, descritos nos capítulos anteriores, voltada como suporte para a implementação do snapshot.

6.3.1 A mesclagem

A mesclagem é um elemento teórico que na prática ocorre via *multicasting*, ou seja, vários clientes recebendo a mesma transmissão de dados (pacotes). No protocolo IP, o *multicast* envolve o cliente, isto é, o servidor transmite os dados, através do transporte UDP, para um grupo *multicast* e os clientes que pertencerem a este grupo receberão os pacotes UDP. O servidor *snapshot* deve indicar para os seus clientes quando e a qual endereço e porta *multicast*, este deve se conectar quando ocorrer uma mesclagem. Para isso, o cliente poderia ter duas portas: uma unicast, por onde trafegariam as mensagens de controle entre o servidor e o cliente, tais como o novo endereço multicast por onde prosseguirá a transmissão, abandono da seção tanto pelo cliente quanto pelo servidor, etc. A outra porta seria uma porta multicast por trafegariam os dados da mídia.

Uma outra forma, é utilizar o *multicast* ATM, não sendo mais necessário que o cliente se associe a um grupo multicast. No capítulo 5, foi introduzido o assunto sobre *Multicast Address Resolution Server* (MARS). Utilizando este modelo, é possível simular o IP *multicast* de nível 2, tendo a máquina servidora, na qual o MARS reside, a função do roteador no IP *multicast*. Com isso, os cenários apresentados neste capítulo para o IP *multicast* serviriam também para o ambiente de IP sob ATM.

Em todas as formas de se obter o *multicast*, deve-se levar em conta que o tempo que envolve todo o processo, desde o momento que a *stream* envia uma mensagem para a outra *stream* com a qual esta irá se mesclar até o recebimento dos dados pelo cliente transmitidos pela nova *stream*, não deve ser superior ao intervalo entre o envio de um quadro e outro.

6.3.2 A transmissão

Há pelo menos duas formas para obter as versões alteradas. Na primeira, quadros são adicionados ou retirados embora mantendo-se a mesma taxa de transmissão da versão original. A adição ou subtração é seguida pela técnica da interpolação de quadros, de forma a suavizar a alteração. Para diminuir a taxa de apresentação, quadros são acrescentados e vice-versa. Logo o número de quadros das versões alteradas difere do número de quadros da versão original, conseqüentemente, é necessária uma função de conversão no processo de alteração da velocidade.

Na segunda forma, o *layout* dos dados é "sintonizado" para uma determinada taxa de apresentação. Com isso, o número de quadros das versões alteradas não difere do número de quadros da versão original, dispensando-se assim, a função de conversão no processo de alteração.

Estas versões podem ser criadas on-line, embora com o intuito de diminuir a carga de processamento, é recomendável que as mesmas sejam criadas *off-line* e armazenadas em disco. A capacidade do servidor de alteração dinâmica na taxa de apresentação do vídeo enquanto o mesmo está em progresso, é de extrema importância para a viabilidade da técnica do *piggybacking*. Para o suporte a implementação desta tarefa pode ser utilizado o *Surestream*, da *RealSystem*®.

O *SureStream* fornece um *framework* para codificação o qual permite que múltiplos *streams* de diferentes taxas sejam codificados simultaneamente e combinados em um único arquivo, sendo que mudanças na largura de banda são traduzidas em combinações de *streams* diferentes[Rea99].

Logo, o *SureStream* beneficia os usuários permitindo um fluxo confiável, sem interrupções, de acordo com a largura de banda disponível. *SureStream* permite aos provedores de conteúdo criar um arquivo para todos os ambientes, fornecendo alta qualidade para os usuários em diferentes taxas de dados. O diagrama (Figura 6.1) é um exemplo de um servidor enviando fluxo de áudio e vídeo projetados para emparelhar com as reais condições das taxas de *throughput* da conexão.

Figura 6.1: Exemplo de uma conexão ISDN

Pelas razões apresentadas acima, o *SureStream* com sua capacidade de roteamento dinâmico e sem cortes (não é perceptível para o usuário) entre os arquivos embutidos em um *clip*, mostra-se útil para a implementação do *Snapshot*. Como a capacidade de alteração on-line da taxa de transmissão dos *streams* é um pré-requisito básico para que o *Snapshot* possa ser implementado, o *SureStream* poderia auxiliar como um modelo na realização desta tarefa.

6.3.3 Dynamic Programming

O *Dynamic Programming* (ou algoritmo de programação dinâmica) é o grande diferencial da técnica *Snapshot*. Através dele é obtido a melhor árvore de mesclagem, ou seja, a de menor custo. Para isso é necessária $O(n^3)$ iterações, onde n é o número de *streams* a serem mesclados.

Para que seja possível alcançar os resultados teóricos esperados, sendo essa uma aplicação de tempo-real, é necessário que o cálculo do *dynamic programming*, bem como o processo de alteração da velocidade apresentação dos *streams* de vídeo, seja inferior ao tempo de envio de um quadro. Esta restrição se faz necessária, de forma que os resultados decorrentes do algoritmo de programação dinâmica, quando forem postos na prática, reflitam todos os seus benefícios.

6.4 Funcionalidades do Sistema

6.4.1 Interatividade entre o Administrador e o Sistema

Retomando a especificação, este modelo irá apresentar apenas o servidor. Todo sistema cliente/servidor possui a figura do administrador que é responsável por iniciar, configurar e finalizar a execução do programa servidor, como ilustrado na Figura 6.2.

Figura 6.2 : Casos de uso do servidor de transmissão

Tabela 6.1: Descrição da administração do servidor

○ Administrar servidor	
Descrição	<p>O administrador deve iniciar a execução do servidor de vídeo. Antes porém deve configurar o endereço, a porta, a taxa de requisição padrão e o arquivo de <i>log</i> a ser gerado para análise.</p> <p>O administrador também deve poder finalizar a atividade do servidor.</p> <p>Para a obtenção dos dados das experiências nas redes ATM, poderia ser utilizada as <i>switches</i> ATM, a qual compõe-se de vários programas para a obtenção dos dados como: MIB, <i>ForeView</i>, entre outros. Uma outra forma de se obter esses dados, seria implementar procedimentos responsáveis pelo <i>log</i> (registro) de todas as conexões no servidor, logo cabendo ao administrador definir este arquivo na inicialização do servidor.</p>

6.4.2 Interatividade entre o Cliente Remoto e o Sistema

Figura 6.3: Casos de uso do cliente da transmissão de VOD utilizando Snapshot

Tabela 6.2: Descrição do estabelecimento da seção de trabalho

○ Estabelecer seção de trabalho	
Descrição	O cliente remoto é responsável por estabelecer a seção de trabalho e solicitar vídeos. O cliente somente poderá requisitar um vídeo após ter aberto sua seção com o servidor, onde informações do cliente serão registradas, como o endereço e a porta de comunicação.

A próxima seção corresponde a análise dinâmica, a qual como dito no início do capítulo, especificará a interação de troca de mensagens entre os objetos do modelo, baseando-se no estudo dos cenários de caso de uso acima. Para isso será utilizado os diagramas de sequência e de transição de estados.

6.5 Diagrama de sequência

6.5.1 Cenário de configuração do servidor

O administrador é a figura responsável pela operação do servidor de vídeo *snapshot*. Durante a inicialização, como mostrado na Figura 6.4, o servidor obterá as informações de configuração.

Figura 6.4: Cenário de configuração do servidor

Estas informações poderão ser obtidas através de um arquivo gerenciado pelo administrador. Entre estas informações destaca-se a taxa de requisição padrão λ (`DefTaxaRequisiçãoPadrão()`) que corresponde ao número de requisições por unidade de tempo. Esta taxa, como já mencionada, é utilizada pelo programa para o cálculo da janela de mesclagem ótima, utilizando a fórmula abaixo:

$$W_{sm}^* = -\frac{S_{\min}}{\lambda} + \sqrt{\left(\frac{S_{\min}}{\lambda}\right)^2 + 2\frac{p_M S_{\min} (S_{\max} - S_{\min})}{\lambda S_{\max}}}$$

Com isso, otimiza-se o número e a posição, relativamente ao tamanho do vídeo, em que mesclagens ocorrem; e, deste modo, diminui-se a demanda de banda passante. Após a entrada da taxa de requisição, o administrador poderá inicializar o servidor (`Iniciar()`, Figura 6.5), o que na prática significa colocá-lo à espera por conexões.

Figura 6.5: Cenário de iniciação do servidor

O processo de finalização do servidor (`Finalizar()`, Figura 6.6) consiste na destruição de todos os clientes que estiverem pendentes no momento do encerramento.

Figura 6.6: Cenário de configuração do servidor

6.5.2 Cenário do Estabelecimento de uma seção de trabalho

O processo de estabelecimento de uma seção, Figura 6.7, é inicializado pelo cliente remoto, sendo composto por dois cenários: abrir e fechar seção. Na abertura de uma seção o cliente remoto invoca o método `ConectarClienteRemoto()` no servidor, o qual irá invocar o método `Criar()` na classe `Cliente`, o que criará uma instância da classe contendo o endereço do cliente.

Figura 6.7: Cenário da abertura de uma seção de trabalho

O processo de desconectar o cliente, Figura 6.8, envolve mais comunicação entre as classes. Primeiramente, o cliente remoto invoca o método `DesconectarClienteRemoto()`, o qual gerará uma sequência de chamadas de métodos que resultará no cancelamento de todas as referências alocadas para o cliente remoto, finalizando com a referência da *stream* no Controle de Mesclagem.

Figura 6.8: Cenário do encerramento de uma seção de trabalho

6.5.3 Cenário típico de envio por *SNAPSHOT*

O cliente é responsável por solicitar o vídeo (`Solicitar(nome)`), Figura 6.9). O servidor por sua vez, invocará o método `criar(nome)`, gerando uma instância da classe `Video`. O servidor também criará uma instância da classe `Requisição` através da chamada `Criar(Cliente, Video)`. De acordo com a técnica do *Snapshot*, a primeira *stream* da janela sempre será configurada com a velocidade mínima e as *streams* restantes terão velocidade máxima. Logo baseado neste fato, a classe `Requisição` invocará o método `ExisteJanelaAberta(Video)`. Isto é necessário para saber se já existe alguma *stream* dentro intervalo snapshot. Se não existe, então cria-se a `PrimeiraStream`, que é uma subclasse da classe `Stream`, sendo tratada de um modo especial em relação às outras *streams*, por ser a primeira *stream* do intervalo. Em seguida, é criada uma instância do controle de mesclagem, de modo a controlar as *streams* do intervalo (`Criar(PrimeiraStreamdaJanela)`). A seguir, o Controle de Mesclagem lê a taxa de `Requisição` para o determinado vídeo (`LerTaxaRequisicao(Video)`), logo calcula-se o tamanho da janela de mesclagem ótima, e em seguida, é definido o quadro que determina o fim da janela de mesclagem (`DefFimJanela(Quadro)`). Esta informação é muito importante pois a primeira *stream* ficará responsável por sinalizar para o controle de mesclagem o fim do intervalo *snapshot* quando exibir este quadro. Depois configura-se a velocidade mínima para a primeira *stream*. Por fim, inicia-se a transmissão da primeira *stream*.

Figura 6.9: Cenário do envio da primeira *stream* do intervalo *snapshot*

Se já existir outra *stream* dentro do intervalo, então uma *stream* "comum" deverá ser gerada. Logo é definida a velocidade máxima (`DefVelocidade(máxima)`) e em seguida é adicionada ao controle (`AdicionarAoControle(Stream)`). O controle calcula o ponto de mesclagem das *streams* geradas

com a primeira *stream* do intervalo (`CalcPontoMesclagem(PrimeiraStream, Stream)`) e envia para a *stream* o quadro de mesclagem. Por fim, a *stream* inicia a transmissão (`IniciarTransmissão()`), veja Figura 6.10.

Figura 6.10: Cenário de envio das streams posteriores a primeira stream da janela

De acordo com o capítulo 4, o IP *multicast* ocorre de maneira diferente. Neste ambiente, o transmissor não necessita ter conhecimento dos receptores, a *stream* somente precisaria conhecer o endereço *multicast*. Para aplicá-lo na implementação do *snapshot*, poder-se-ia optar pela seguinte solução: Toda *stream* teria no momento da inicialização da transmissão um endereço e porta *multicast* associado, sendo este endereço determinado pelo objeto de controle de mesclagem. Tanto a *stream* quanto o cliente terão agora dois endereços para a manipulação: um endereço *unicast* e um endereço *multicast*. O endereço *unicast* é por onde trafegará os dados de controle para/do cliente, por exemplo, para qual endereço *multicast* `DefEndMulticast(endereco, porta)` este cliente deve se conectar para receber os dados da mídia, saída do cliente da sessão. E o endereço *multicast*, por onde trafegarão os dados da mídia. Este cenário é ilustrado na Figura 6.11:

Figura 6.11: Cenário Típico de envio por Snapshot utilizando o IP multicast

O cenário para as outras requisições que ocorrerem após aberta a janela de mesclagem, Figura 6.12, é análogo ao cenário do IP *multicast* para a primeira requisição da janela de mesclagem.

Figura 6.12: Cenário típico de envio após aberta a janela de Snapshot

6.5.4 Cenário do Encerramento da janela de mesclagem

A primeira *stream* ao transmitir o quadro que marca o fechamento da janela, envia uma chamada (`FecharJanela()`) para o controle de mesclagem indicando o final do intervalo de mesclagem, como ilustrada na Figura 6.13.

Figura 6.13: Cenário da finalização do intervalo Snapshot

6.5.5 Cenário da mesclagem de *streams*

Como dito no início do capítulo, a mesclagem é um elemento teórico que na prática ocorre via *multicasting*, ou seja, vários clientes recebendo a mesma transmissão de dados (pacotes). Na rede ATM, o *multicasting* ocorre no lado do servidor que envia um pacote para vários clientes, sendo o *multicast* transparente para o cliente. Para isso, o servidor poderá utilizar os canais *multicast* ATM.

Considerando que as *streams* possuem já previamente definida o seu quadro de mesclagem e a *stream* com a qual irá mesclar-se, o seguinte cenário retrata o procedimento de mesclagem. A *stream* envia uma mensagem para a outra *stream* com a qual esta irá mesclar-se, contendo o endereço do cliente, para que a *stream* possa também começar a transmitir para este cliente via *multicast*. A seguir, a *stream* a ser destruída envia uma mensagem para o controle de mesclagem para que este apague as referências da *stream* (`SubtrairDoControle(Stream)`). Depois a *stream* autodestrói²¹, veja Figura 6.14.

²¹ A autodestruição de objetos indica que a alocação de memória do objeto deve ser liberada e suas referências (associações) devem ser anuladas. Algumas linguagens não suportam a destruição dentro de métodos do próprio objeto. A forma que foi apresentado no modelo é apenas uma indicação que o objeto deve ser destruído.

Figura 6.14: Cenário típico da mesclagem

No momento da mesclagem, a *stream* envia o último quadro para o cliente e então inicia o processo de mesclagem com a outra *stream*. Na mesclagem, a referência de uma *stream* é passada para a outra, ou seja, a requisição deve ser retirada da *stream* que será mesclada e deve ser associada a *stream* que continuará a transmissão. Pela requisição é que se obtém o endereço a ser enviada a transmissão (veja a associação entre *stream* e requisição). Quando uma *stream* responde a mais de uma requisição, ocorre o *multicasting*.

O respectivo cenário do IP *multicast* é similar ao cenário do ATM, embora possua algumas diferenças. Como no IP *multicast*, o transmissor não necessita ter conhecimento dos receptores, a *stream* somente precisaria transmitir para o endereço *multicast*, no qual os clientes interessados terão que se associar (através do *membership report*, tratado no capítulo 4). Logo, a *stream* a ser desalocada não precisa passar a sua referência como parâmetro `Mesclar(Stream)` para a *stream* que prosseguirá a transmissão. A *stream* a ser destruída somente precisará informar ao cliente o novo endereço *multicast* `DefEndMulticast(endereco, porta)`, da *stream* que prosseguirá com a transmissão. O cliente, por sua vez, torna-se um membro deste grupo (endereço). O restante das operações é similar ao cenário ATM. Este cenário é ilustrado na Figura 6.15.

Figura 6.15: Cenário básico da transmissão de vídeo no momento da mesclagem

6.5.6 Cenário típico da definição de velocidade ótima de transmissão

Quando a primeira *stream* da janela fizer a chamada `FecharJanela()`, indicando que o intervalo de mesclagem terminou, o controle de mesclagem irá enviar a mensagem `Criar(ControleMesclagem)` que irá iniciar a criação da árvore de mesclagem. A árvore de mesclagem irá obter os dados dos *streams* restantes da janela de mesclagem, isto é, irá coletar a referência de todos os *streams*. Obtido a referência dos *streams*, a árvore de mesclagem irá criar os nós `Criar(StreamMesclagem)`, sendo que cada nó representa um *stream*. Cada nó irá enviar a mensagem `LerQuadroAtual()`, requisitando o quadro corrente. O fluxo de mensagens da Figura 6.16, ilustra um pouco mais este cenário.

Figura 6.16: Fluxo de mensagens para criação da árvore de mesclagem

O controle de mesclagem inicia então o cálculo do *dynamic programming*, `CalcularVelocidades()`, de forma a obter a árvore de mesclagem de menor custo (ou seja, `ArvoreVelocidades`) através do cálculo da combinação de todas as possíveis *streams*. Como

resultado, a árvore de mesclagem terá a posição de mesclagem de todas as *streams*, bem como suas futuras velocidades. Em seguida, o controle de mesclagem envia a mensagem, `AjustarStreams()`²², para a árvore de mesclagem de forma que esta possa enviar as novas alterações para cada nó, `AjustarStream()`. Cada nó, por sua vez, envia para a sua respectiva *stream*, a nova taxa de apresentação das *stream*, a posição de mesclagem, e com qual *stream* será feita a mesclagem. Este fluxo de mensagens é ilustrado na Figura 6.17:

Figura 6.17: Fluxos de mensagens para o ajuste de velocidades

Com isso, algumas *streams* terão que mudar a sua velocidade, por exemplo, passar da velocidade máxima para a velocidade mínima, bem como a alteração do ponto de mesclagem e a *stream* com a qual irá mesclar (que durante o intervalo de mesclagem correspondia a primeira *stream* do intervalo). O processo de alteração consiste em mudar o arquivo-fonte do vídeo para um arquivo-fonte que contenha o *layout* dos dados voltados para a determinada velocidade que se deseja, e fazer uma busca interna no arquivo para iniciar a transmissão do ponto posterior onde interrompeu a transmissão no arquivo anterior. Por exemplo, se a *stream* estivesse transmitindo o quadro 999 de um arquivo-fonte com velocidade máxima, quando recebeu a mensagem para mudar para a velocidade mínima, a *stream* teria que fazer a mudança do arquivo-fonte e iniciar a transmissão a partir do quadro 1000. Se o arquivo-fonte for gerado através da técnica de interpolação, onde se altera o número total de quadros, então será ainda necessária uma função de conversão do número do quadro.

²² A iniciação para fazer o ajuste, parte do Controle de mesclagem, de forma a deixar as ações do algoritmo mais separadas o possível. Por exemplo, pode-se querer somente realizar testes (por exemplo de performance e/ou corretivo) no algoritmo de programação dinâmica, sem necessitar ajustar realmente as *streams*.

Figura 6.18: Cenário da definição da velocidade ótima (algoritmo de programação dinâmica)

Por último, como ilustrado na Figura 6.18, não sendo mais necessária manter a estrutura da árvore de Mesclagem e os nós na memória, o controle de mesclagem envia a mensagem `Destruir()` para a Árvore, que por sua vez, elimina os nós que compõe a árvore.

Como dito, sendo esta é uma aplicação de tempo-real, para que se possa obter todos os benefícios da técnica do *piggybacking*, todo o processo envolvendo o cálculo do *dynamic programming* e a alteração da velocidade das *streams* em progresso, não deverá levar mais tempo do que o período de tempo gasto para o envio de um quadro.

6.5.7 Cenário do encerramento da transmissão

O cenário, apresentado na Figura 6.19, representa o encerramento da transmissão da primeira *stream* do intervalo, isto corresponde ao final da transmissão para todas as requisições presentes no intervalo *snapshot*.

Neste cenário, após a primeira *stream* enviar o último quadro do vídeo, esta envia uma mensagem para o controle de mesclagem para este apagar as referências (`SubtrairDoControle(Stream)`). Recebendo esta mensagem, o controle apaga a sua última referência. Logo não sendo mais necessário, acaba por liberar a memória ocupada por si própria (`"dispose(ControleMesclagem)"`, ou seja, autodestrói). Após enviar a mensagem para o controle de mesclagem, a primeira *stream* também libera o espaço de memória ocupada por si própria, finalizando assim todo o processo iniciado durante esse ciclo (ou seja, "intervalo *snapshot*").

Figura 6.19: Cenário da finalização transmissão da primeira stream do intervalo.

6.6 Diagrama de Estados

O diagrama de estados, ilustrado na Figura 6.20, tem por objetivo definir os principais estados do algoritmo bem como os eventos principais que ocasionam transições entre estes estados.

Figura 6.20: Estados do controle de mesclagens

Após a primeira requisição do intervalo ser feita, é aberta a janela de mesclagem. O objeto de controle de mesclagem irá calcular para a primeira o quadro que corresponde ao término da janela de mesclagem. Quando a primeira *stream*, exibir este quadro, é enviada uma mensagem ao controle de mesclagem para fechar a janela de mesclagem e logo iniciar o algoritmo de programação dinâmica. Após o término do algoritmo, tendo como resultado a árvore de mesclagem ótima, os resultados são enviados para as *streams* que necessitam alterar as suas informações.

A análise estática, ou estrutural, especificará as relações estruturais entre objetos. A modelagem da análise estrutural utilizará o diagrama de classes e o diagrama de componentes para especificar os processos paralelos.

6.7 Diagrama de Classe do servidor de Video-on-Demand

Este diagrama dá uma visão geral das classes, métodos e parâmetros do algoritmo *Snapshot*, apresentando como se dá a interatividade entre o cliente (usuário) e o servidor de vídeo *Snapshot*. A seguir, são explicadas as relações apresentadas na Figura 6.21:

Figura 6.21: Diagrama de Classe Geral do sistema

1 Requisição: Esta classe existe em função da solicitação por um vídeo feita pelo cliente.

2 Servidor e Vídeo: O servidor tem como função principal oferecer um ou vários vídeos.

3 Vídeo e Mídia: O Vídeo corresponde ao filme e é composto pela Mídia que corresponde ao arquivo que contém a mídia, sendo cada arquivo voltado para uma determinada velocidade.

4 Servidor e Cliente: Em uma seção o servidor de vídeo *snapshot* poderá servir zero ou mais clientes, ou seja, o servidor ficará executando um *daemon* em uma determinada porta à espera de clientes. Os clientes, que compartilharão os dados da mídia, serão servidos por apenas um servidor.

O diagrama de classe, apresentado na Figura 6.22, é composto por todas as classes que compõe o servidor de *snapshot* contendo a definição de seus métodos e parâmetros, os tipos de relacionamento como herança e agregação, direções de navegabilidade e a cardinalidade entre as classes. A comunicação entre as classes é feita através das chamadas de métodos, as quais foram apresentadas nos diversos cenários tratados acima. A seguir, são explicadas as conexões entre as classes:

1 - Herança: De acordo com as regras do *snapshot* a primeira stream do intervalo é tratada de modo à parte, representando uma exceção as outras *streams* pertencentes ao mesmo intervalo. Por exemplo, o momento do fechamento da janela de mesclagem e início do algoritmo de programação dinâmica, é definido por esta *stream*. Logo, além das características tradicionais de todas as streams do intervalo, a primeira *stream* ainda desempenha um papel adicional. Conseqüentemente, a classe PrimeiraStream herda todos os atributos e métodos da classe Stream, além de possuir atributos e métodos próprios.

2 - Agregação: O algoritmo de programação dinâmica tem com resultado uma árvore binária de mesclagem de menor custo, ou seja, uma combinação de mesclagens (nós internos), onde o número total de quadros a ser transmitidos é o menor possível. Logo esta árvore é formada por nós, sendo que os nós-folhas representam os *streams* que sendo transmitidos. A árvore de mesclagem, representada pela classe ArvoreMesclagem, é formada por nós (agregação), sendo cada nó representado pela classe No.

3 - Associação de dependência: A classe ControleQuadro tem por objetivo manter a informação sobre o quadro corrente sendo transmitido pela *stream*. Esta informação, como se pode confirmar pelos cenários, é de extrema importância para o sucesso das mesclagens, pois é através desta informação que a *stream* saberá em que momento deverá mesclar. Logo, esta classe está vinculada a relação entre a Stream e a Mídia.

4 - Direção de Navegabilidade: A seta representa a direção de navegabilidade. Por exemplo, neste caso, da classe Stream se obtém classe Video, mas da classe Video não se obtém Stream. Um *stream* exibe (/exibição) um vídeo, logo é uma relação unidirecional.

5 - Vídeo-Mídia: Pelo algoritmo, para cada filme o servidor deverá manter três cópias do mesmo, embora cada cópia possui o layout dos dados direcionado para uma determinada velocidade, a saber: lenta, normal e rápida. A classe Video corresponde ao filme e a classe Mídia ao arquivo que contém a mídia, logo é a classe Mídia que mantém informações como duração, velocidade, nome do arquivo que contém a mídia. A classe Video conterá os atributos como o nome e o número total de quadros.

6 - Stream-Requisição: A classe Stream é responsável por transmitir a mídia requisitada pela classe Requisição, de acordo com o cenário típico de início de envio por Snapshot. Isto ocorre via a

chamada do método Criar(Requisição), feita pelo objeto da classe Requisição. Nesta chamada o objeto Requisição, que contém o objeto Cliente (contém o endereço do cliente), o objeto Vídeo e o atributo porta (do cliente), por são transmitidas as informações de controle, é passado para a classe Stream. Tendo todas essas informações, a classe Stream é capaz responder a requisição para o cliente.

7 - Ponto de Mesclagem: De acordo com o *snapshot*, toda *stream* poderá ter zero ou um ponto de mesclagem em um determinado instante do progresso do mesmo. A primeira *stream* da janela, por ser uma exceção as outras *streams*, é a única a chegar ao final do vídeo, atendo a todos os clientes pertencentes a janela de mesclagem. Por isso, não possui ponto de mesclagem. As outras *streams*, antes de iniciarem a transmissão do vídeo para o cliente, ficará sabendo em qual quadro ocorrerá a mesclagem e com qual *stream*, veja cenário típico de envio por SNAPSHOT. As *stream* que não conseguirem mesclar antes do fechamento da janela de mesclagem, poderá ter o ponto de mesclagem alterado pelo algoritmo de programação dinâmica, mas entretanto, só haverá um ponto de mesclagem em um determinado instante.

8 - Stream de destino: No momento da criação da árvore de mesclagem, cada objeto nó a ser criado corresponde a uma *stream* em progresso, veja cenário típico da definição de velocidade ótima de transmissão. À esta *stream* foi dado o nome de *Stream* de destino. O nó através desta relação, consegue obter a informação sobre o atual quadro da *stream*. Esta informação é imprescindível para a realização do algoritmo de programação dinâmica.

9 - Stream de mesclagem: Após o cálculo da programação dinâmica, cada nó poderá ter o ponto de mesclagem, a *stream* com o qual irá mesclar e a velocidade, alterados. Logo, cabe a cada nó por sua vez, enviar esta informação para seus respectivos *streams*.

10 - Controle de Mesclagem e as Streams: O controle de Mesclagem, como o próprio nome diz, é o responsável pelo controle das mesclagens de todas as *streams*. O Controle de Mesclagem coordena todo o ciclo de vida das *streams*, atuando em todos os eventos que ocorrem com as mesmas. Para isso, cada evento sofrido por uma *stream* é notificado, processado e armazenado no Controle de Mesclagem. Por exemplo, no início da transmissão de cada *stream*, o controle de mesclagem é responsável além de outras tarefas, por calcular o intervalo ótimo de mesclagem, dada a taxa de requisição do vídeo. Através deste resultado, gera o ponto de mesclagem das *streams* com a primeira *stream* do intervalo ou determina o quadro que marca o fim da janela de mesclagem quando se trata da primeira *stream* do intervalo, isto no momento do início do envio (veja cenário típico de envio por SNAPSHOT). Na verdade, o controle de mesclagem é o responsável por coordenar todas as ações requisitadas pelo algoritmo.

11 - Controle de Mesclagem e Vídeo: Como no algoritmo *Snapshot*, o controle de sincronização dos *streams* de vídeo é feito somente para os *streams* que transmitem o mesmo vídeo, o

objeto de controle de mesclagem fica responsável por somente este vídeo. Embora um vídeo, em um determinado instante poderá estar sendo controlado por zero ou mais objetos de controle de mesclagem.

12 - Controle de Mesclagem e Árvore de Mesclagem: Esta conexão é responsável pela construção e cálculo da árvore de mesclagem. Os procedimentos para tal tarefa, foram tratados no cenário típico da definição de velocidade ótima de transmissão.

13 - *Stream* e a Mídia: Para atender a uma requisição do cliente a *Stream* deverá ser capaz de ter acesso ao arquivo que contém a mídia correta. Para isso, como dito anteriormente, a *stream* recebe a requisição do cliente. A velocidade é definida dependendo se a janela está ou não aberta. A partir disto, a mídia requisitada é enviada para o cliente. Esta relação, como se pode ver, é unidirecional: a *stream* necessita da mídia, mas não vice-versa.

14 - *Stream* e o Controle de Quadro: Como dito anteriormente, a informação sobre o atual quadro da *stream* é fundamental para determinar o momento exato que um evento deverá ocorrer, por exemplo, fim da janela de mesclagem, ponto de mesclagem, etc. A *stream* obtém tal informação do objeto de controle de quadro, que possui como atributos: o *timestamp* do quadro e o número da seqüência.

Este diagrama apresenta o escopo de acesso aos métodos e parâmetros da classe, através de símbolos que seguem a nomenclatura. A seguir, uma legenda para estes símbolos:

Tabela 6.3: Escopo de acesso do diagrama de classe do snapshot

SÍMBOLO	ESCOPO DE ACESSO
<i>Private</i> (privado)
<i>Public</i> (público)
<i>Private</i> (privado)
<i>Protected</i> (protegido)

6.8 Diagrama de Componentes

O diagrama de componentes, como o próprio nome diz, está relacionado aos componentes que formam o servidor, apresentando os processos que rodam em paralelo.

Figura 6.23: Diagrama de Componentes do Snapshot

Pelo diagrama da Figura 6.23, percebe-se que o cálculo do *dynamic Programming* deve ocorrer paralelamente à transmissão dos *streams*. Novamente, este cálculo para um melhor aproveitamento, não deverá ser superior ao envio de um quadro.

6.9 Considerações Finais

Este capítulo apresentou a modelagem de uma aplicação para a técnica SNAPSHOT com finalidades de testes e avaliações servindo de base para a implementação de um software, abordando questões como a metodologia utilizada para construir a modelagem, a análise de requisitos, funcionalidade do sistema; a análise dinâmica, apresentando os diagramas de sequência e de estados; a análise estática, ou estrutural, apresentando os diagramas de classes e de componentes. Este trabalho modela a técnica do *snapshot* satisfazendo as regras impostas pelo algoritmo, sendo fundamental para suavização para codificação, a qual seguindo os passos do modelo, gerará códigos estruturados e de fácil manutenção, além de proporcionar uma visão abrangente do sistema.

Capítulo 7 - Conclusões

7.1 Considerações

O assunto em questão é atual e de fundamental importância para o contínuo desenvolvimento das pesquisas no grupo de pesquisas do Intermídia sobre a transmissão de vídeo, além de interesses ligados à área de multimídia, hipermídia, redes de alto desempenho, interação usuário/máquina.

Este projeto tem por objetivo propor um modelo de implementação para o algoritmo do *Snapshot*. Esta técnica foi escolhida, dentre as várias técnicas (cada qual com suas otimizações) baseadas no *snapshot*, por apresentar todas as características básicas do *adaptive piggybacking*. Este modelo não impõe restrições de implementação, tais como, linguagem de programação a ser utilizada (embora preferencialmente que esta seja orientada a objetos), tecnologias de suporte (embora tenha sido proposto o estudo de algumas, devido as suas semelhanças com as necessidades do algoritmo), ou sistema operacional. Embora não trate destas questões, este modelo servirá de auxílio para a futura implementação do algoritmo, pois apresenta todas as classes, métodos e parâmetros necessários para a implementação. Para o seu desenvolvimento foi utilizada uma ferramenta de Engenharia de Software integrada, chamada *Rational Rose 98* da *Rational Software Corp.*®, facilitando geração de códigos de modo estruturado. Estes códigos corresponderiam a terceira camada da arquitetura do *Snapshot*, apresentado na Figura 7.1. A arquitetura geral do sistema é ilustrada abaixo:

Figura 7.1: Modelo da arquitetura de implementação do Snapshot

Foram tratados ainda o estudo e parte da implementação da primeira camada da arquitetura, abordando a transmissão dos pacotes *multicast* em variados tipos de rede. Para finalizar o projeto, seria necessária a construção do *framework*, correspondente a segunda camada da arquitetura da Figura 7.1, o qual serviria como plataforma de suporte para o modelo proposto.

7.2 Contribuições do Trabalho

A principal contribuição deste trabalho de mestrado foi a construção do modelo de implementação (orientado a objeto) do algoritmo *Snapshot*. Este modelo tem como vantagem, além do fato de estar próximo ao código, fornecer ao programador uma visão estruturada do algoritmo, através de cenários que retratam a interação entre os objetos, via chamadas de funções com os respectivos parâmetros, que compõe o *Snapshot*. Como contribuições adicionais associadas ao desenvolvimento do trabalho pode-se citar:

- Estudo de plataformas de suporte a programação multimídia, por exemplo, *RealSystem G2*, da *RealNetworks* e o *JMF*, da *SunMicroSystems*. Como resultado destes estudos foram gerados softwares que utilizam recursos destas plataformas para a transmissão dos dados via *multicast*. Estes softwares realizam a captura, transmissão e apresentação de streams de vídeo através do protocolo RTP/RTCP, não tratando por enquanto, da sincronização dos mesmos. Embora a sincronização não tenha sido realizada, os programas e os conhecimentos adquiridos representam um avanço para a implementação do *snapshot*.
- Foi estudado o *multicast*, sendo neste trabalho tratado como o mesmo é realizado no ATM e no protocolo IP. Como resultado destes estudos foram gerados softwares referentes a 1ª camada da arquitetura (Figura 7.1). Entretanto ainda não apresentam a capacidade de alteração das *streams* em progresso necessária para a realização da mesclagem.

7.3 Trabalhos Futuros

O próximo passo, seria implementar uma biblioteca de suporte (*framework*) voltada para as necessidades do algoritmo proposto, servindo também de interface para a rede. Após a implementação da biblioteca que atenda a estes requerimentos, então começaria a implementação do algoritmo propriamente dito seguindo os passos da modelagem. Como última etapa, seguiria a realização dos testes.

Como sugestão para a realização dos testes, pode-se ainda citar:

- Avaliação de performance do sistema. Por exemplo, alterando o tamanho da janela de mesclagem, aumento gradual da taxa de requisição. Pensando nos futuros testes, a realização de algumas tarefas é feita em módulos separados. Como exemplo, o algoritmo de programação dinâmica é feito de forma divisível, isto é, o comando enviado pelo controle de mesclagem para a árvore de mesclagem é dividido em partes (`Criar(StreamMesclagem)`, `AjustarStream()`, `Destruir()`) para que futuros testes, como testes de performance e corretivos, pudessem ser realizados.
- Variações do sistema que pudesse aumentar a interatividade do cliente. Por exemplo, inserindo comando como *rewind* e *forward*, o que acarretaria uma complexidade extra ao sistema.

Referências Bibliográficas

- [Agg96a] Aggarwal, J.L.; Wolf; Yu. **On Optimal Piggyback Merging Policies for Video on demand Systems**. Technical Report RC 20337 (90078), IBM Research Division, Fevereiro 1996.
- [Agg96b] Aggarwal, J.L.; Wolf; Yu. **Adaptative Piggybacking Schemes for Video on demand Systems**. Technical Report RC 20635 (91350), IBM Research Division, Novembro 1996.
- [ATM94] ATM Forum. **ATM User-Network Interface Specification 3.1**, 1994
- [Bak95] Baker, F. **Requirements for IP version 4 Routers**, RFC1812, Junho 1995.
- [Bal96] Balabanian, V.; Casey, L.; Greene, N.; e Adams, C. **An Introduction to Digital Storage Media – Command and Control**, IEEE Communications Magazine, vol 34, No. 11 (November 1996).
- [Bal97] Ballardie, A. **Core Based Trees (CBT version 2) Multicast Routing**, Setembro 1997.
- [Bra93] Braudes, R.; Zabele, S. **Requirements for Multicast Protocols**. Maio 1993
- [Car95] Cardozo, E. et al. **Sistemas Multimídia**, Universidade Estadual de Campinas – Faculdade de Engenharia Elétrica, 1995.
- [Cha94] Chang, Y.H.; Coggins, D.; Pitt, D.; Skellern, D.; Thapar, M.; Venkatraman, C. **An Open-System Approach to Video on Demand**. IEEE Commun. Magazine, vol. 32, pp.68-80, maio de 1994.
- [Che94] Chervenak, A.L. **Tertiary Storage: Na Evaluation of New Applications**, tese de doutorado, CSD, Universidade da Califórnia, Berkeley, 1994.
- [Cha94] Chang, Y. H. et al **An Open-System Approach to Video on Demand**, IEEE Commun. Magazine, vol.32, pp.52-59, Agosto 1994.
- [Dan96] Dan, A; Sitaram,D; Shahabuddin, Perwez. **Dynamic batching policies for an on-demand video server**. *Multimedia Systems*, 4: 112-121, 1996.
- [Dee89] Deering, S. **Host Extensions for IP Multicasting**", RFC 1112, Standford University, Agosto 1989.
- [Est97] Estrin, D. **Protocol Independent Multicast Sparse Mode (PIM-SM): Protocol Specification**, Julho 1997.
- [Fen97] Fenner, W. **Internet Group Management Protocol**, version 2, Novembro 1997.
- [Flu95] Fluckiger, F. **Understanding Networked Multimedia**, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1995.
- [Fon97a] Fonseca, N.L.S.; Franco, C.M.R.; Schaffa, F. **Projeto de Redes para o Suporte a Aplicações “Distributed Home Theatre”**. Anais do 15^o SBRC, maio de 1997.
- [Fon97b] Fonseca, N.L.S.; Façanha, R.A; Rezende, P. J. **Reduzindo a Demanda de Banda Passante em Servidores de Vídeo**. Relatório Técnico, IC-Unicamp, Novembro 1997.

- [Fon98] Fonseca, N.L.S.; Façanha, R.A. **A política de Piggybacking S²**. Relatório Técnico, IC-Unicamp, Abril 1998.
- [Gol95] Golubchik, C.S.L. **Reducing I/O Demand in Video on demand Storage Servers**. ACM Sigmetrics, pp. 25-36, 1995. Ottawa, Canadá.
- [Gol96] Golubchik, L.; Lui, J.C.S.; Muntz, R. **Adaptive Piggybacking: A Novel Technique for Video-on-Demand Systems**. Technical Report RC 20337 (90078), IBM Research Division, T.J. Watson Research Center, Novembro 1996
- [Hac98] Hachisuca, A.M.M. **Desenvolvimento de um Sistema Servidor de Vídeo para Aplicações Multimídia**. Dissertação de mestrado, ICMC-USP, 1998.
- [Hän94] Händel, R.; Huber, M.N.; e Schröder, S. **ATM Networks, Concepts, Protocols, and Applications**, Addison-Wesley: Reading, MA, 1994.
- [Hei93] Heinanen, J. **Multiprotocol Encapsulation over ATM Adaptation Layer 5**, RFC 1483, USC/Information Science Institute, Julho 1993.
- [Hod93] Hodge, W.W.; Martin, S.; Powers, J.T. **Video on Demand: Architectures, System, and Applications**, Society of Motion Picture and Television Engineers Journal. vol. 102, pp.791-803, setembro de 1993.
- [Hod95] Hodge, W.W. **Interactive Television**. New York: McGraw-Hill, 1995.
- [Kam94] Kamath, M. **Buffer Management for Continuous Media Sharing in Multimedia Database Systems**, Technical Report 94-11, University of Massachusetts, Fevereiro 1994.
- [Lau93] Laubach, M. **Classical IP and ARP over ATM**, RFC 1577, Hewlett-Packard Laboratories, Dezembro 1993.
- [Lit94] Little, T.D.C.; Venkatesh, D. **Prospects for Interactive Video on Demand**. IEEE Multimedia Magazine, vol. 1, pp. 14-24, 1994.
- [Moy94] Moy, J. **Multicast Extensions to OSPF**, RFC 1584, Maio 1994.
- [Nel95] Nelson, M.N.; Linton, M. **A Highly Available, Scalable ITV System**, Proc. Fifteenth Symp. On Operating Systems Prin., ACM, pp. 54-67, 1995
- [Ozd94] Ozden, B. **A Low-cost storage server for movie on demand databases**, VLDB, 1994.
- [Per94] Perez, M.; Liaw, F.; Grossman, D. **ATM Signaling Support for IP over ATM**, Internet Draft, IP over ATM Working Group, draft-ietf-ipatm-sig-02.txt, Novembro 1994.
- [Pis98] Pissioli, M. **Sistema para Transmissão de Vídeo via ATM**. Mini-dissertação de mestrado, ICMC-USP, junho de 1998.
- [Pry95] Prycker, M. **Asynchronous Transfer Mode**, Prentice Hall: Upper Saddle River, NJ, 1995.
- [Rea99] RealNetworks, Inc. **SureStream**, disponível em: <http://www.realnetworks.com/surestream.htm> Visitado em: Agosto 2000.
- [Rum99] Rumbaugh, J. **The Unified Modeling Language Reference Manual** Addison-Wesley Object Technology Series, Agosto 1999.
- [Sch99] Schader, M. **The Unified Modeling Language: Technical Aspects and Applications**, Addison-Wesley Object Series, Junho 1999.

- [Shi99] Shiota, A.T.N.; Moreira, E.S. **Avaliação de Provedimento de Serviços em Servidores de Video-on-Demand**, Relatório Técnico, 1999.
- [Ste95] Steinmetz, R; Nahrstedt, K. **Multimedia: Computing, Communications and Applications**, Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1995.
- [Sti96] Stiller, B. **A Survey of UNI Signaling Systems and Protocols for ATM Networks**, University of Cambridge, Computer Laboratory New Museums Site, Pembroke Street Cambridge, 1996
- [Sun99] Sun Microsystems, Inc **Java™ Media Framework - API Guide** disponível em: <http://www.sun.com/jmf2.0/developers/api/guide.html>; Califórnia, USA. Setembro 1999.
- [Tob93] Tobagi, F. A. **Streaming RAID - a disk array management system for video files**. *ACM Multimedia Conference*, páginas 393-399, 1993.
- [Tan96] Tanenbaum, A.S. **Computer Networks**, Prentice-Hall, 3ª edição, 1996
- [Wai88] Waitzman, C. P; Deering, S. **Distance Vector Multicast Routing Protocol**, RFC 1075, Novembro 1988.