# Agregação de Fluxos *Multicast* com Reservas de Recursos

Paulo Cesar S. Vidal, Otto Carlos M. B. Duarte
Grupo de Teleinformática e Automação - GTA
Programa de Engenharia Elétrica - COPPE
Universidade Federal do Rio de Janeiro
Caixa Postal 68504 - CEP 21945-970 - Rio de Janeiro - RJ - Brasil
{vidal,otto}@gta.ufrj.br

*Sumário*— ***As arquiteturas de agregação para os serviços integrados buscam principalmente reduzir a quantidade de estados para fornecer reservas de recursos para fluxos de dados unicast. Características como endereçamento lógico e mudança dinâmica de membros de um grupo dificultam a agregação de fluxos multicast. Empregando a abordagem de dividir o tráfego na região de agregaǫão em interno ou trânsito, este artigo apresenta um modelo de agregação para tráfego*** *multicast* ***trânsito utilizando túneis IP-sobre-IP.***

## 1 Introdução

Muitas aplicações multimídias em tempo real estão sendo desenvolvidas na *Internet*, onde o modelo de encaminhamento de melhor esforço do protocolo IP (*Internet Protocol*) é inadequado. Portanto, existe a necessidade de fornecer para as aplicações multimídias, classes de serviços com melhor qualidade (QoS - *Quality of Service*) em relação à largura de banda, atraso nas filas, e perdas de pacotes.

Buscando atingir estes objetivos, o IETF (*Internet Engineering Task Force*) definiu uma arquitetura de serviços integrados da *Internet* [1], onde são definidas classes de serviços que, se suportado pelos roteadores, podem fornecer um fluxo de dados com garantias de QoS. O nível de QoS fornecido por estas classes é programável por fluxo, de acordo com os pedidos das aplicações. Estes pedidos podem ser passados para os roteadores, usando o protocolo RSVP (*Resource Reservation Protocol*) [2], amplamente utilizado por universidades e empresas [3, 4, 5]. Duas classes de serviço [6] tem sido especificadas para uso com o RSVP: a classe de serviço garantido [7] e de carga controlada [8].

Para desenvolver os serviços integrados, são necessários recursos adicionais nos roteadores para manter o estado e o processamento do fluxo de dados. Este estado é por fluxo, onde um fluxo é identificado pelo endereço *unicast* ou *multicast*. Os estados são armazenados em todos os roteadores entre a fonte e o destino do fluxo de dados. A larga utilização dos serviços integrados, significa uma grande quantidade de estados armazenados nos roteadores. Esta quantidade de estados e o processamento relacionado, podem sobrecarregar os roteadores. Consequentemente, a técnica de agregação de fluxos tem sido utilizada para alcançar a escalabilidade necessária para fornecer os serviços integrados, reduzindo a quantidade de estados armazenados para fluxos *unicast* ou para fluxos *multicast*.

Muita pesquisa tem sido feita para alcançar a redução de estados *unicast*. Várias arquiteturas de agregação tem sido propostas [9, 10, 11].

Quanto aos fluxos *multicast*, existem características que dificultam a agregação baseada no endereço IP. Primeiro, o endereço *multicast* é lógico, não está relacionado a rede física como o endereço IP ponto-a-ponto. Os membros de um grupo podem estar localizados em domínios diferentes, mas usam um único endereço do grupo. Segundo, a mudança dinâmica dos membros do grupo, requer uma atualização constante nas reservas dos fluxos. Portanto, é complexo aplicar a técnica de agregação de endereços *multicast* em diferentes grupos usando o mesmo princípio proposto em [10], que agrupa fluxos com o mesmo prefixo de rede do endereço IP. Por último, existe a necessidade de armazenar os estados nos pontos de divisão da árvore *multicast*, nestes pontos o fluxo é difundido para diversas interfaces do roteador, cada fluxo pode ter uma reserva de largura de banda diferente para cada interface no roteador. Vamos considerar a agregação baseada no endereço e que a reserva de um fluxo tenha três atributos: endereço do grupo, largura de banda reservada para cada interface do roteador, interfaces de saída no roteador. Se agregarmos dois fluxos com endereços consecutivos, $F_1$ (224.0.1.0/32; 3 Mbps; if1 e if2) e $F_2$ (224.0.1.1/32; 4 Mbps; if1, if2 e if3). O fluxo agregado será (224.0.1.0/31; 7 Mbps; if1, if2 e if3). Observe que um pacote de dados pertencente ao fluxo $F_1$ será transmitido para interface if3, além da if1 e if2, devido a agregação. Neste caso existe um consumo de largura de banda maior na interface if3.

Os trabalhos existentes para fluxos *multicast*, estão relacionados com a camada de aplicação e a área de roteamento. Em [12] é realizado a agregação de fluxos de vídeo MPEG-2. Os trabalhos de [13, 14] focalizam a agregação de tabelas de roteamento sem usar reserva de recursos.

Em uma região de agregação (um sistema autônomo ou um conjunto de sistemas autônomos contíguos) podem existir dois tipos de tráfego: interno e trânsito. O tráfego em trânsito é composto de fluxos de dados que somente atravessam a região, sem iniciar ou terminar no seu interior. Por outro lado, o tráfego interno é aquele que não ultrapassa as fronteiras da região.

Este artigo apresenta um modelo de agregação que identifica os fluxos *multicast* que estão em trânsito em uma determinada região de agregação, agrupa os fluxos entre os roteadores da borda, utilizando a técnica de tunelamento IP-sobre-IP.

O artigo está organizado da seguinte maneira. A Seção 2 mostra uma visão geral do protocolo RSVP e a Seção 3 descreve arquiteturas correntes de agregação. A Seção 4 apresenta um modelo para agregar fluxos *multicast*. A seção 4 apresenta considerações finais e trabalhos futuros.

# 2 Protocolo RSVP

O RSVP [15] pode ser utilizado por uma estação para solicitar reserva de recursos através da classe de serviço garantido ou carga controlada, para fluxos de dados de uma aplicação. O RSVP faz reservas de recursos para aplicações *multicast* e *unicast*, adaptando-se dinamicamente às mudanças de grupo, bem como às mudanças de rota. É orientado ao receptor, isto é, o receptor do fluxo de dados inicia e mantém as reservas de recursos usadas para o fluxo.

O RSVP identifica uma sessão de um fluxo, pela combinação do endereço destino, tipo de protocolo de transporte, número da porta de destino.

As principais mensagens usadas pelo RSVP são as mensagens *Path*, transmitidas pelos emissores, e as mensagens *Resv*, transmitidas pelos receptores. A mensagem *Path* instala o estado de roteamento reverso em cada roteador ao longo do caminho, isto é, o estado do caminho percorrido pelo fluxo é armazenado em todos os roteadores, entre a fonte e o destino. Também fornece aos receptores, informações sobre as características do tráfego do emissor e a qualidade de serviço fim-a-fim, através do objeto *AdSpec* [16] [15]. A mensagem *Resv* conduz os pedidos de reservas para os roteadores ao longo do caminho entre os emissores e receptores.

O serviço garantido fornece um nível garantido de largura de banda e um limite de atraso fim-a-fim. Ele é planejado para aplicações com requisitos severos de encaminhamento em tempo-real, tais como, aplicações de áudio e vídeo que utilizam *buffers*

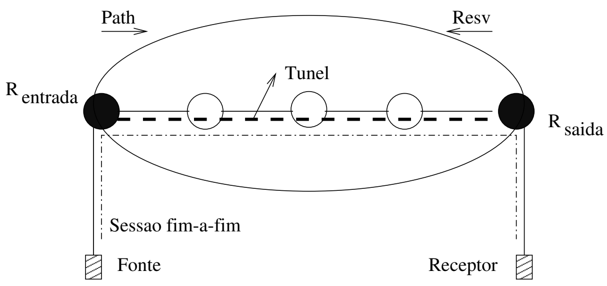


Figura 1: Modelo de túneis RSVP

de exibição (*playback*), e não aceitam a chegada de algum datagrama após seu tempo de exibição.

O serviço de carga controlada reserva largura de banda, mas não atraso. O pedido de reserva sendo aceito, o roteador oferece um serviço equivalente ao melhor esforço em uma rede de carga leve. A diferença em relação ao serviço de melhor esforço, é que o fluxo de carga controlada não deteriora de forma visível quando a carga da rede aumenta.

# 3 Arquiteturas de Agregação

## 3.1 Agregação em Túneis IP-sobre-IP

A técnica de tunelamento IP-sobre-IP é uma maneira de agregar os fluxos de dados de múltiplas fontes para múltiplos destinos em um fluxo para atravessar a *Internet*. Em [9] é apresentado o projeto e implementação do RSVP sobre túneis IP-sobre-IP com agregação de estados *unicast*.

A figura 1 mostra uma simples topologia, onde a fonte e o receptor de uma sessão RSVP estão conectados pelo túnel. Uma sessão RSVP túnel está localizada entre o ponto $R_{entrada}$ e o ponto $R_{saida}$ para fornecer a reserva de recursos sobre o túnel. Assim, existem duas sessões diferentes, uma sessão RSVP túnel e uma sessão RSVP fim-a-fim.

As mensagens *Path* e *Resv* de uma sessão fim-a-fim chegam nos pontos finais do túnel e são mapeadas para uma sessão túnel correspondente à uma classe de tráfego agregada.

Os roteadores intermediários não conhecem as mensagens RSVP fim-a-fim, e manipulam somente as mensagens RSVP geradas pelos pontos finais do túnel. Portanto, existe uma redução estados nos roteadores intermediários, que gerenciam somente sessões agregadas por classe de tráfego.

## 3.2 Agregação de Estados dos Serviços Integrados

Vários tipos de estados por sessão são usados na arquitetura de serviços integrados. Primeiro, existe o estado do escalonador que consiste de filas de serviço de diferentes tipos de tráfego para encaminhar o pacote. Segundo, existe o estado do classificador, que é usado para atribuir na chegada do pacote, uma fila no escalonador. Terceiro, existe o estado para os pedidos de reserva de recursos do protocolo RSVP. Por último, existem as tabelas de estados do protocolo de roteamento.

A arquitetura de agregação [11] fornece os serviços integrados para o tráfego *unicast* e *multicast* com uma redução substancial nos estados e é aplicada ao serviço de carga controlada.

Um número fixo de classes de serviços são definidos e configurados em todos os roteadores na região de agregação. Cada classe de serviço está sujeita ao controle de admissão no roteador de ingresso da região.

Os pacotes de dados são classificados e marcados (*tagged*) na entrada da região de agregação com algum identificador, indicando para qual classe de tráfego agregado o pacote pertence. Este identificador consiste de bits no campo *type of service* do IP. A marcação codifica a classe de tráfego do serviço que este pacote receberá através da região de agregação. A marcação de cada pacote limita a quantidade de estados do classificador no interior da região de agregação.

Nesta arquitetura, o esquema para o tráfego *unicast* fornece uma quantidade constante de estados do escalonador em todos os roteadores, devido a um número fixo de classes de tráfego. Nos roteadores interiores, uma quantidade constante de estados do classificador e nenhum estado RSVP. Para tráfego *multicast*, é proposto um esquema com limitado número de estados do escalonador e uma redução dos estados no classificador. Os estados do RSVP são armazenados em todos os nós.

## 3.3 Agregação por domínios

Em [10] é apresentado uma arquitetura para reservas de recursos, onde as aplicações fazem pedidos de reserva através de agentes. Para cada domínio do roteamento na rede, existe um agente responsável pelo controle de admissão.

Cada agente conhece a topologia e os recursos dos enlace estáticos no seu domínio e executam controle de admissão para reservas antecipadas e imediatas [17].

A arquitetura fornece reservas para tráfego *unicast* e os recursos reservados são usados por aplicações transmitindo dados entre domínios, conectados por uma linha privativa virtual.

Os pedidos de reserva contém a largura de banda a ser reservada, o endereço fonte e o endereço destino.

O agente, ao receber o pedido, primeiro verifica se o ponto inicial (endereço fonte) do fluxo de dados está no seu domínio. Estando no seu domínio, o agente realiza o controle de admissão. Caso contrário, ele busca um agente mais próximo do ponto inicial e repete o pedido para este agente, pois um agente não pode executar o controle de admissão fora de seu domínio.

Quando o pedido alcança o agente responsável pelo endereço fonte, inicia-se um processo de retorno de confirmação da reserva. Ao aceitar o pedido no seu domínio, ele encaminha o pedido de admissão para o agente do domínio vizinho. Este processo continua até o domínio do receptor.

Os agentes agregam vários pedidos de diferentes endereços fonte em um mesmo grupo, mas que tenham o mesmo destino (mesmo domínio). Em resumo, um agente reúne pedidos que possuem um mesmo domínio, soma a largura de banda dos pedidos individuais, e transmite um novo pedido de reserva do grupo de fluxos agregados, para o agente vizinho.

## 3.4 Agregação de fluxos de serviço garantido

Para cada pedido de reserva do serviço garantido, o roteador deve manter o compromisso de garantir a largura de banda e um limite de atraso fim-a-fim. O custo de reservar a largura de banda necessária para garantir um severo limite de atraso, pode ser alto e em algumas instâncias maior que a taxa de pico [18] [19].

Em [20] foi proposto um método para agrupar fluxos de serviço garantido que reduz a quantidade de largura de banda necessária para um conjunto de fluxos de serviço garantido. O método mostra que a quantidade de largura de banda necessária para reservar um grupo é menor que a soma das reservas individuais. Os fluxos devem ser idênticos (mesma características de tráfego) e percorrerem a mesma rota.

O trabalho de Schmitt et al. [21] apresenta uma análise matemática da utilização da técnica de agregação com serviço garantido para fluxos idênticos e diferentes.

## 3.5 Agregação de Vídeo *Multicast*

O trabalho de Fukuda et al. [12] apresenta algoritmos de agregação de fluxos para transporte de vídeo *multicast*. Devido a heterogeneidade de ambientes de rede e preferências dos usuários na qualidade de vídeo, vários requisitos de QoS devem ser simultaneamente garantidos. É ineficiente fornecer muitos fluxos de vídeo de acordo com cada pedido do usuário. O algoritmo de agregação de fluxo combina requisitos de QoS similares de usuários em um único requisito de QoS, assim o número necessário de fluxos de vídeo que o servidor de vídeo necessita preparar pode ser diminuído. O total de largura de banda também é reduzido pelo compartilhamento do mesmo fluxo de vídeo por diversos clientes.

O algoritmo tem duas variantes: um é adequado para conexões iniciada pelo receptor e a outro adequado para conexões iniciadas pela fonte. Verificou-se através de simulação, que a agregação de fluxos iniciada pela fonte é mais eficaz que a agregação iniciada pelo receptor.

# 4 Modelo de Agregação *Multicast*

O modelo de agregação de fluxos *multicast* proposto neste artigo possui as seguintes características:

- Uso do protocolo MASC/BGMP [22] para roteamento inter-domínio;
- Utilização de gerentes de grupo nos roteadores borda;
- Divisão do tráfego em interno e trânsito;
- Agregação do tráfego trânsito aplicado ao serviço de carga controlada, usando a técnica de túneis.

## 4.1 Roteamento Inter-Domínio

Reserva de recursos está fortemente relacionada com roteamento *multicast* na *Internet* desde que as reservas precisam ser estabelecidas no caminho que o tráfego percorre. Os algoritmos propostos para roteamento *multicast* interdomínio [23, 24] tem problemas com escabilidade e independência de protocolos de roteamento intradomínio. O IETF está correntemente desenvolvendo o protocolo MASC/BGMP (*Multicast Address-Set Claim/Border Gateway Multicast Protocol*) como o protocolo de roteamento inter-domínio para *Internet*.

O protocolo MASC aloca blocos de endereços *multicast* para domínios de forma hierárquica. Os blocos de endereços são divulgados através do protocolo BGP (*Border Gateway Protocol*) [25]. Os domínios solicitam endereços do bloco de endereços do domínio-pai. O protocolo BGMP (executado pelos roteadores borda do domínio) usam o BGP para construir a árvore de distribuição *multicast* para grupos ativos. A árvore consiste de roteadores borda BGMP localizados no caminho entre os domínios do transmissor e receptor.

As rotas MASC/BGMP usam uma árvore bi-direcional. Na árvore bi-direcional, os enlaces usados para receber dados são os mesmos enlaces usados para enviar dados. Uma árvore bi-direcional simplifica as reservas, pois as rotas armazenadas para os fluxos do emissor ou receptor são iguais.

A organização hierárquica dos endereços e árvore bi-direcional facilitam o uso de reservas de recursos em fluxos *multicast*.

## 4.2 Identificação dos tipos de tráfego

A identificação do tráfego trânsito é feita nos roteadores borda através do gerente de grupo. Cada roteador borda possui um gerente de grupo. O gerente verifica as mensagens *Path* e *Resv* que chegam no roteador borda. As mensagens podem ser internas (não saem da região de agregação), de saída e de entrada na região. Embora somente o tráfego trânsito que é agregado, existe a necessidade de identificar o tráfego interno e o tráfego misto. O tráfego misto pode ocorrer em grupos *multicast* que possuem membros localizados no interior e fora da região de agregação. O gerente armazena em uma tabela as informações sobre os grupos ativos e o tipo de tráfego de cada grupo.

A identificação do **tráfego misto**, ocorre de três maneiras: o gerente recebe uma mensagem *Path* de saída com o endereço do emissor pertencente a região; o gerente recebe uma mensagem *Resv* de saída com o receptor pertencente a região; e o gerente recebe uma mensagem *Resv* de entrada com o endereço da fonte dentro da região. Nestes casos o gerente armazena o grupo *multicast* contido nas mensagens como misto.

No caso de **tráfego trânsito**, o gerente recebe uma mensagem *Path* de entrada ou uma mensagem *Resv* de entrada com o endereço da fonte fora da região. Após receber as mensagens, o gerente verifica se o grupo contido nas mensagens são mistos. Se não forem, o grupo é classificado como trânsito.

O **tráfego interno** é identificado quando o gerente recebe uma mensagem *Path* e *Resv* interna.

## 4.3 Modelo de Agregação

Quando o gerente recebe uma mensagem *Resv* externa e o grupo é trânsito, ele verifica se existe um estado do caminho (*Path*) associado à mensagem *Resv*. Em caso positivo, o gerente precisa saber qual é o próximo roteador de borda alcançável pelo grupo. Ele pesquisa na tabela G-RIB (*Group - Routing Information Base*) do protocolo BGP. Tendo o conhecimento dos roteadores borda, o gerente pode estabelecer um túnel entre os dois pontos.

A figura 2 mostra uma topologia de uma árvore *multicast*, com uma fonte e quatro receptores (C1,C2 no domínio C e D1, D2 no domínio D), todos pertencentes a uma sessão *multicast*. Utiliza-se a idéia de [9] onde existem dois tipos de sessões, uma sessão RSVP túnel e uma sessão RSVP fim-a-fim. Na figura 2 são apresentadas duas sessões RSVP túnel localizadas entre o roteador borda $R_{entrada}$ e os roteadores borda $R_{saida1}$ e $R_{saida2}$

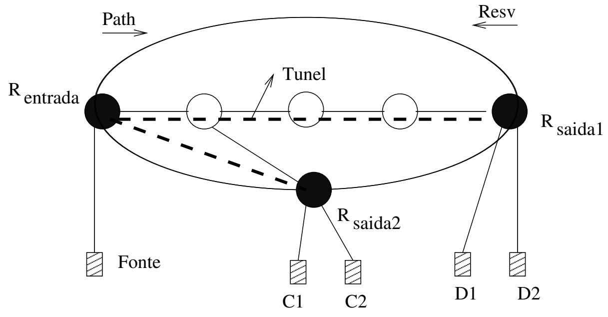


Figura 2: Modelo de túneis RSVP *multicast*

para fornecer a reserva de recursos sobre cada túnel para sessão *multicast* RSVP fim-a-fim.

As mensagens *Path* e *Resv* de uma sessão fim-a-fim chegam nos pontos finais do túnel (roteadores borda) e são mapeadas para uma sessão túnel correspondente entre o par de roteadores borda.

Os roteadores borda mantém uma sinalização entre si, através do envio de mensagens *Path* e *Resv* agregada, elas conduzem informações do tráfego agregado entre dois roteadores borda. Como os roteadores interiores manipulam as mensagens *Path* e *Resv* agregadas para o tráfego trânsito ocorrerá uma redução nos estados de reserva.

Com respeito aos fluxos de dados, quando seus pacotes chegam no ponto $R_{entrada}$ são geradas duas cópias, sendo cada uma encapsulada com o endereço do roteador $R_{saida1}$ ou $R_{saida2}$ e depois são transmitidas. Quando chegam nos roteadores borda de saída são desencapsulados e enviadas para o destino.

# 5 Considerações Finais

As arquiteturas de agregação de fluxos fornecem uma redução dos estados necessários para a armazenar as informações sobre as reservas de recursos, com isso aumentando a escalabilidade do seu emprego na *Internet*. Entretanto, existem considerações sobre as arquiteturas corrente que serão abordadas abaixo.

A proposta de Berson [11] elimina os estados e as mensagens RSVP no interior da região de agregação para tráfego *unicast*, mas no lugar do RSVP são usadas mensagens de sinalização para pedidos de reservas nos roteadores interiores. Cada roteador interior usa o controle de admissão baseado em medidas [26], que exige um processamento extra para estimar a carga do tráfego no roteador.

A agregação por domínios [10] também elimina os estados no interior do domínio, mas existe uma grande centralização de tarefas executadas pelo agente responsável pelo controle de admissão do domínio, que deve conhecer a topologia do mesmo. Isto implica em uma sinalização constante entre o agente e os roteadores interiores.

Agregar fluxos de serviço garantido é mais complexo que agregar fluxos do serviço de carga controlada, pois a arquitetura tem que garantir largura de banda e limites de atraso para os fluxos. Uma questão em aberto nos trabalhos de [20, 21] é a manutenção do controle de QoS fim-a-fim para fluxos agregados. A agregação de fluxos de serviço garantido proporciona a diminuição dos estados e da largura de banda a ser reservada.

Diferente das outras arquiteturas, o trabalho de [12] se concentra na camada de aplicação e agrega fluxos de vídeo *multicast* com QoS diferenciados, buscando um qualidade de serviço comum a um grupo de usuários. Entretanto, esta abordagem muitas vezes prejudica os usuários que precisam de uma maior largura de banda, mas proporciona uma economia significativa na largura de banda reservada na rede.

A agregação por túneis [9] é bastante adequada em uma Rede Privativa Virtual (*Virtual Private Network*), pois uma VPN pode ser construída através de túneis IP-sobre-IP. Entretanto, pode existir uma sobrecarga de processamento associado com o encapsulamento e desencapsulamento de pacotes nos pontos finais do túnel.

Devido as dificuldades de agregar fluxos *multicast* baseado no endereço , o modelo de agregação *multicast* apresentado neste artigo utiliza o protocolo MASC/BGMP pelas facilidades de endereçamento hierárquico e por possuir uma árvore bi-direcional, o que diminui as informações na tabela de roteamento dos roteadores borda. A identificação do tráfego trânsito reservado é importante sob o ponto de vista de gerência de rede, pois o gerente da rede pode avaliar o impacto deste tipo de tráfego na região de agregação.

A agregação de estados *multicast* é alcançada porque os roteadores interiores manipulam somente as mensagens RSVP geradas pelos pontos finais do túnel. Portanto, existe uma redução estados nos roteadores intermediários, que gerenciam somente sessões agregadas por cada par de roteadores borda. Outro fator importante é a diminuição do número de mensagens manipuladas pelos roteadores interiores. Como em [9] pode existir uma sobrecarga de processamento associado com o encapsulamento e desencapsulamento de pacotes nos pontos finais do túnel.

Dando continuidade ao trabalho, buscaremos soluções para eliminar ou diminuir o problema de gerar cópias de pacotes de dados para cada túnel. Também existe a necessidade de realizar uma avaliação quantitativa através de simulações da relação entre número de estados agregados e a largura de banda consumida nos túneis da região.

## Referências


[1] R. Braden, D. Clark e S. Shenker, "Integrated Services in the Internet Architecture: An Overview", *RFC 1633*, Julho 1994.

[2] L. Zhang, S. Deering, D. Estrin, S. Shenker e D. Zappala, "RSVP: a new Resource ReserVation Protocol", *IEEE Network Magazine*, Setembro 1993.

[3] P. White, "RSVP and Integrated Services in the Internet: A Tutorial", *IEEE Communications Magazine*, Maio 1997.

[4] G. Gaines e M. Festa, "A survey of RSVP/QoS Implementations Update 2", *RSVP IETF Working Group*, Julho 1998.

[5] T. P. Barzilai, D. Kandlur, A. Mehra e D. Saha, "Design and Implementation of an RSVP-Based Quality of Service Architecture for an Integrated Services Internet", *IEEE Journal Selected Area in Communications, Vol. 16 Nr 3*, Abril 1998.

[6] J. Wroclawski, "The Use of RSVP with Integrated Services", *RFC 2210*, Setembro 1997.

[7] S. Shenker, C. Partridge e R. Guérin, "Specification of Guaranteed Quality of Service", *RFC 2212*, Setembro 1997.

[8] J. Wroclawski, "Specification of Controlled-Load Network Element Service", *RFC 2211*, Setembro 1997.

[9] A. Terzis e L. Zhang, "Reservations for Aggregate Traffic: Experiences from an RSVP Tunnels Implementations", *6th International Workshop on Quality of Service (IWQoS'98)*, Maio 1998.

[10] O. Schelén e S. Pink, "Resource Reservation Agents Internet", *8th International Workshop on Network and System Support for Digital Audio and Video*, 1998.

[11] S. Berson e S. Vincent, "Aggregation of Internet Integrated Services State", *6th International Workshop on Quality of Service (IWQoS'98)*, Maio 1998.

[12] K. Fukuda, N. Wakamiya, M. Murata e H. Miyahara, "On Flow Aggregation for Multicast Video Transport", *6th International Workshop on Quality of Service (IWQoS'98)*, Maio 1998.

[13] P. I. Radoslavov, D. Estrin e R. Govindan, "Exploiting the Bandwidth-Memory Tradeoff in Multicast State Aggregation", *Technical Report 99-697, USC/ISI*, Fevereiro 1999.

[14] J. Tian e G. Neufeld, "Forwarding State Reduction for Sparse Mode Multicast Communication Tunnels Implementations", *INFOCOM'98*, Maio 1998.

[15] R. Braden, L. Zhang, S. Berson e S. Jamin, "Resource Reservation Protocol (RSVP) - Version 1 functional specification", *RFC 2205*, Setembro 1997.

[16] S. Shenker e L. Breslau, "Two issues in Reservation Establishment", *Proc. ACM SIGCOMM'95*, Agosto 1995.

[17] O. Schelén e S. Pink, "Resource Sharing in Advance Reservation Agents", *Journal of High Speed Networks*, 1998.

[18] L. Georgiadis, R. Guérin, V. Peris e R. Rajan, "Efficient Support of Delay and Rate Guarantees in a Internet", *Proceedings of ACM SIGCOMM'96*, Agosto 1996.

[19] J. F. Rezende e S. Romano, "Arquitetura de Serviços Integrados para Comutação IP", *16o. Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Maio 1998.

[20] S. Rampal e R. Guérin, "Flow Grouping for Reducing Reservation Requirements for Guaranteed Delay Service", *Internet - Draft*, Julho 1997.

[21] J. Schmitt, M. Karsten, L. Wolf e R. Steinmetz, "Aggregation of Guaranteed Service Flows", *7th International Workshop on Quality of Service (IWQoS'99)*, Junho 1999.

[22] S. Kumar, P. Radoslavov, D. Thaler, C. Alaettinoglu, D. Estrin e M. Handler, "The MASC/BGMP Architecture for Inter-domain Multicast Routing", *ACM SIGCOMM'98*, 1998.

[23] C. Shields e J. J. Garcia-Luna-Aceves, "The Ordered Core Based Tree Protocol", *In Proc. IEEE INFOCOM*, Abril 1997.

[24] M. Handler, J. Crowcroft e I. Wakeman, "Hierarchical Protocol Independent Multicast", *ftp://cs.ucl.ac.uk/darpa/hpim.ps.gz*, Novembro 1995.

[25] T. Bates, R. Chandra, D. Katz e Y. Rekhter, "Multiprotocol Extensions for BGP-4", *Internet-Draft*, Janeiro 1998.

[26] S. Jamin, S. Shenker e P. Danzig, "Comparison of Measurement-based Admission Control Algorithms for Controlled-Load Service", *INFOCOMM'97*, 1997.