Um Mecanismo de Roteamento para Aplicações Multimídias com Três Requisitos de Qualidade de Serviço

Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa
luish@gta.ufrj.br

Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
otto@gta.ufrj.br

Grupo de Teleinformática e Automação – GTA
Universidade Federal do Rio de Janeiro
COPPE/EE - Programa de Engenharia Elétrica
C. P. 68504 - CEP 21945-970 - Rio de Janeiro - RJ - Brasil *

Resumo

Neste trabalho, é proposto um algoritmo escalável para o roteamento com Qualidade de Serviço (QoS). Este tipo de roteamento é um componente fundamental para o suporte às novas aplicações multimídias na Internet. O algoritmo considera três métricas na caracterização do tráfego: faixa de transmissão, atraso e probabilidade de perda de pacotes. Desta forma uma maior quantidade de aplicações pode ser caracterizada que com apenas duas métricas. O algoritmo possui a mesma complexidade dos algoritmos para duas métricas.

Abstract

In this paper, a scalable algorithm for Quality of Service (QoS) based routing is presented. This type of routing is a main component on the support to the new multimedia applications in the Internet. The proposed algorithm considers three metrics in the traffic characterization: bandwidth consumption, transmission delay and loss probability. A greater variety of applications can be characterized than with just two metrics. definition of a new integrated services architecture for the Internet. The algorithm is as complex as algorithms for two metrics.

1 Introdução

A Internet vem sendo usada cada vez mais no transporte de informação multimídia, como imagens, voz e vídeo. Com o aumento da capacidade de processamento dos computadores pessoais e o surgimento de novas aplicações multimídias, a Internet tende a receber uma maior quantidade deste tipo de tráfego. Este tipo de utilização, no entanto, não é o uso para o qual o protocolo IP (*Internet Protocol*) foi projetado, há mais de vinte anos. A arquitetura de rede da Internet foi projetada para o envio da informação usando

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

a disciplina de serviço de melhor esforço, ou seja, sem quaisquer garantias de vazão, atraso ou outro requisito de QoS.

Para o suporte de tráfego de tempo real na Internet, algumas novas características e serviços devem ser adicionados. Novas classes de serviço precisam ser oferecidas, além do envio de melhor esforço, para prover alguma garantia de atraso e vazão às aplicações. É necessário um mecanismo que permita às aplicações sinalizar seus requisitos de QoS à rede, e mecanismos de gerenciamento de tráfego nas estações e nos roteadores.

O IETF (*Internet Engineering Task Force*) vem trabalhando nas duas primeiras áreas, a definição de novas classes de serviço [1] e um protocolo de reserva de recursos, o RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*) [2, 3, 4], que as aplicações poderão utilizar para solicitar à rede a QoS desejada. Outra área que merece atenção é a definição de uma arquitetura de roteamento que considere os requisitos de QoS das aplicações. No esquema de roteamento clássico, dados uma origem e um destino, todos os pacotes transmitidos seguem a mesma rota, dado que não haja mudanças nos nós da rede que forcem a alteração das tabelas de rotas. No roteamento baseado em requisitos de QoS, a rota para determinado fluxo, dadas sua origem e destino, não é sempre a mesma. Esta depende das características do tráfego gerado por cada fluxo.

Esta área de pesquisa vem recebendo cada vez maior atenção. Recentemente foi criado um grupo de trabalho específico dentro do IETF para tratar das questões relacionadas ao roteamento baseado em requisitos de QoS, voltado principalmente para a definição das características que uma tal arquitetura deve possuir.

Um dos pontos principais de uma arquitetura de roteamento baseado em requisitos de QoS é a garantia de sua escalabilidade [5]. Ou seja, o esquema adotado deve possuir uma complexidade tal que não se inviabilize com o crescimento da quantidade de nós da rede. Esta característica toma importância cada vez maior dado o ritmo de crescimento atual da Internet. Dentro da garantia de escalabilidade do protocolo de roteamento, dois pontos se destacam: a complexidade do algoritmo implementado para a descoberta de rotas e o tamanho das tabelas de roteamento utilizadas. A definição de algoritmos para o cálculo de rotas considerando múltiplas métricas vem recebendo grande atenção.

Os algoritmos para a descoberta de rotas dadas várias restrições podem ser definidos de duas formas diferentes. Numa das abordagens, leva-se em conta a dependência existente entre as métricas utilizadas [6]. Esta solução leva a uma maior complexidade na definição das relações entre as métricas utilizadas, embora exija poucas modificações nos algoritmos de roteamento tradicionais. A outra abordagem consiste em tratar as métricas independentemente. Esta, no entanto, transfere a complexidade para a construção de algoritmos eficientes, de maneira que o tempo gasto no cálculo das rotas não inviabilize o mecanismo [7]. Alguns autores consideram a utilização de algoritmos considerando mais de duas restrições independentes inviável, dada sua complexidade. No caso de uma caracterização de tráfego através de duas restrições, e não mais, algoritmos simples podem ser construídos, como mostrado em [7]. Existem duas formas de calcular as rotas neste caso. A primeira, considerando as métricas separadamente, maneira para a qual não se conhece um algoritmo que resolva o problema em tempo polinomial, para três ou mais métricas. Outra forma é definir uma métrica única combinada, onde podem ser utilizados os algoritmos de roteamento tradicional com pequenas modificações, sem aumentar sua complexidade computacional.

Neste trabalho, a abordagem que considera as métricas independentemente é utilizada. As duas maneiras de construir o algoritmo de roteamento citadas são combinadas, sendo feitas algumas modificações. Desta forma, um novo algoritmo de roteamento é proposto.

Este algoritmo considera três métricas, diferentemente dos propostos até então, com a vantagem de ser construído de forma simples. Além disso, serve de base a um esquema de roteamento escalável, pois possui a mesma complexidade que os algoritmos tradicionais, sendo solúvel em tempo polinomial. Isto porque é construído baseado nestes algoritmos, com alterações que não levam a aumento do número de iterações necessário na descoberta das rotas. A utilização de três métricas para cada rota garante a caracterização de um maior número de aplicações que com apenas duas métricas.

Na seção 2 deste trabalho, são analisados os principais requisitos que o roteamento baseado em QoS deve respeitar. Na seção 3 são apresentadas as principais características relacionadas com os algoritmos de roteamento, considerando requisitos de QoS comuns em grande parte das aplicações. As seções 4 e 5 apresentam a proposta para a construção de uma arquitetura de roteamento escalável, através da definição de algoritmos para o cálculo de rotas com três restrições. Na seção 6 são feitas algumas considerações finais.

2 Requisitos do Protocolo de Roteamento

Considerando a arquitetura da Internet, a natureza do tráfego gerado, as classes de serviço que devem ser providas e os requisitos dos usuários, podem ser definidos diversos pré-requisitos ao roteamento baseado em reservas de recursos. Para uma melhor organização, a seguir são apresentados diversos requisitos, divididos nos grupos principais: métricas e rotas, robustez, eficiência, prioridades, inter-domínios, políticas e escalabilidade. Outros requisitos, como o suporte à mobilidade, podem ser definidos [8].

Quanto a métricas e rotas, é desejável que o protocolo de roteamento suporte múltiplas métricas para os caminhos (atraso, banda passante, variação de atraso etc.). A definição das métricas necessárias deve ser realizada baseada nas classes de serviço suportadas [9, 10]. O protocolo deve ser capaz de calcular dinamicamente rotas satisfazendo múltiplas restrições. Deve oferecer suporte de QoS para vários tipos de fluxos, incluindo ponto-a-ponto (*unicast*) e ponto-a-multiponto (*multicast*) e, além disso, deve suportar receptores heterogêneos em termos dos requisitos de QoS.

O protocolo deve ser robusto, ou seja, possuir as habilidades de detectar e responder a mudanças nas capacidades de QoS dos enlaces e de continuar o roteamento mesmo diante de falhas múltiplas na rede. Em se tratando de eficiência, deseja-se que o protocolo seja capaz de rotear fluxos de curta duração com a menor sobrecarga de processamento possível, além de utilizar os recursos da rede de forma eficiente, através de balanceamento da carga, e controles de admissão de chamadas globais [11]. A sobrecarga de processamento devida ao roteamento deve ser mínima.

Deve existir um mecanismo para estabelecer prioridades de transmissão entre os fluxos e para permitir que tráfegos de alta prioridade sejam estabelecidos com precedência em relação aos menos prioritários. Os requisitos para o roteamento entre domínios diferentes constituem um aspecto importante que tem gerado bastante discussão [12]. Mais especificamente, a natureza da informação trocada na fronteira entre dois domínios administrativos deve ser determinada. A capacidade de introdução de restrições de acordo com políticas no roteamento do fluxo de informação na vizinhança entre duas organizações é indispensável.

O protocolo deve ser escalável, pré-requisito indispensável quando se considera a dimensão de uma rede como a Internet. O algoritmo utilizado deve ser capaz de lidar com o aumento do número de nós e de enlaces da rede sem se tornar inviável em termos da

capacidade de processamento das máquinas, assim como de sua capacidade de memória. Ou seja, as tabelas de roteamento mantidas não podem crescer descontroladamente com o tamanho das redes. Nas seções seguintes, os aspectos mais importantes relacionados com a escalabilidade do protocolo de roteamento são explorados.

2.1 Determinação da qualidade de serviço e reserva de recursos

O Grupo de Trabalho em Serviços Integrados [1, 13, 14, 15] do IETF vem se concentrando no gerenciamento local de recursos nos roteadores. A noção de controle de admissão [16] foi introduzida, permitindo ao roteador a decisão de se um novo fluxo deve ser aceito ou rejeitado, baseado na disponibilidade local de recursos. O controle de admissão requer o conhecimento da QoS disponível em todos os enlaces conectados ao roteador. É uma questão em aberto, no entanto, como os valores de QoS são calculados para enlaces de diferentes tipos. Esta questão está no domínio do Grupo de Trabalho ISSLL (*Integrated Services over Specific Link Layers*) do IETF.

Este problema ocorre, por exemplo, no caso de um roteador conectado a uma rede não *broadcast* de múltiplo acesso, como a rede ATM (*Asynchronous Transfer Mode*). Nesta situação, o roteador deverá ter diversas escolhas para o próximo nó, com caminhos correspondentes através da rede ATM, cada um dos quais possivelmente com diferente disponibilidade de QoS. As questões que se impõem são como o roteador pode determinar quais são as opções de roteamento através da rede ATM, qual é a disponibilidade de recursos em cada um destes caminhos, e que valores de QoS devem ser informados pelo roteador à rede ATM, no caso do roteamento baseado em reserva de recursos ser implementado na Internet. Como uma ilustração destes problemas, os padrões atualmente definidos para o roteamento IP sobre ATM, como o NHRP (*Next Hop Routing Protocol*), permitem a seleção de um único ponto de saída da rede ATM para um datagrama IP. Com requisitos de QoS nos fluxos IP, pode não existir um caminho entre o roteador de entrada e o roteador de saída definido pelo NHRP que suporte a exigência de QoS.

2.2 Propagação da informação

A arquitetura de roteamento baseada no estado do enlace requer que os roteadores informem através de difusão o *status* dos recursos locais (como a faixa de transmissão disponível e os atrasos medidos) e as informações relacionadas com a topologia local para todos os outros roteadores da rede. A difusão da informação de *status* de um roteador para os outros tende a ser um processo dispendioso em termos de sobrecarga do sistema de comunicação e das capacidades de processamento. Até então, o roteamento intradomínio tem sido baseado em métricas fixas para os enlaces. Neste contexto, a eficiência na propagação da informação não era um pré-requisito. Por esse motivo, os algoritmos de roteamento como o implementado pelo OSPF (*Open Shortest Path First*) utilizam-se de inundação com um período de *refresh* como forma de propagar as atualizações.

Para o roteamento baseado em QoS eficiente, no entanto, mecanismos de inundação não são adequados para a distribuição da informação. Técnicas alternativas para reduzir a sobrecarga da difusão, como o envio baseado em árvores e a utilização de redes ativas [17], foram propostas. Além disso, a informação do *status* dos enlaces é em muitos casos volátil, ou seja, seus valores podem mudar significativamente em curtos intervalos de tempo com a admissão de fluxos de tempo real. A maneira como essa informação é quantificada de forma a diminuir a freqüência das atualizações é uma questão importante. Quanto menos

precisa for a informação, menor a chance de um roteador fonte encontrar um caminho ideal. Por outro lado, os custos da manutenção de informação muito acurada em cada roteador podem ser muito altos.

2.3 Fluxos de curta duração

A princípio, o roteamento baseado em requisitos de QoS incorpora sobrecarga de processamento durante o estabelecimento do fluxo, se considerarmos que a rota seja calculada para cada novo fluxo. É importante garantir que este tempo gasto a mais não seja desproporcional ao tempo de duração das sessões. O problema tende a se tornar mais grave em redes com circuitos virtuais, como a rede ATM, onde vários circuitos virtuais chaveados (*Switched Virtual Circuit* - SVC) de curta duração resultam em maiores sobrecargas devidas ao estabelecimento de conexão. Mesmo sem o roteamento baseado em QoS, as sobrecargas devidas ao estabelecimento de fluxo e construção do *soft state* através do RSVP são adicionadas a cada sessão.

A diminuição da sobrecarga devida ao roteamento no estabelecimento de fluxos deve ser buscada, uma das formas possíveis pode ser a utilização de *caches* com as rotas recentemente computadas, de maneira que novos fluxos para os mesmos destinos não exijam novo cálculo dos caminhos. Outra forma de eliminar o problema é a definição de rotas para os diferentes tipos de tráfego, representados por diversas classes, por exemplo. De acordo com as características de cada fluxo, pode-se determinar a classe a que este pertence e a rota a ser utilizada. No caso de uma rede não orientada a conexão, como a Internet, o cálculo de rotas pode ser feito para classes de tráfego diferentes, em vez de sob demanda para cada fluxo alocado. Isto diminui a sobrecarga de processamento, e o tamanho das tabelas de roteamento a serem mantidas.

3 Algoritmos de Roteamento

Os esquemas de roteamento pela origem (*source routing*) e roteamento salto-a-salto (*hop-by-hop routing*) estão presentes em grande parte das arquiteturas de roteamento para redes de transmissão de dados. O roteamento salto-a-salto é a forma mais comum de roteamento de propósito geral nas redes atuais, enquanto o roteamento pela origem é utilizado principalmente para o diagnóstico da rede e para realização de rotas com características especiais.

No esquema de roteamento pela origem, a rota de envio é calculada sob demanda na fonte da transmissão e listada explicitamente no cabeçalho do pacote. Os pacotes são encaminhados de acordo com a informação em seu cabeçalho. Uma vez que o cálculo é realizado para cada requisição, de maneira centralizada, o roteamento pela origem é flexível. No entanto, a fonte necessita de informação relativa a todos os enlaces envolvidos no caminho, e os pacotes possuem um cabeçalho longo. Existe também um tempo de cálculo durante a iniciação. Além disso, o roteamento pela origem é evitado em algumas organizações, devido a problemas relativos a segurança [8].

Já no roteamento salto-a-salto, os pacotes são encaminhados salto a salto a cada roteador. Cada nó possui uma tabela de com o próximo salto para todos os destinos, sendo em geral esta tabela atualizada periodicamente em resposta a mudanças na topologia da rede. Quando um pacote chega a um roteador, este precisa apenas checar na tabela qual a porta de saída para o destino desejado. Em relação ao roteamento pela origem,

o roteamento salto-a-salto pode ser implementado através de algoritmos completamente distribuídos e o cabeçalho dos pacotes pode ser menor, uma vez que não carrega a descrição completa da rota a ser seguida.

Estes dois esquemas de roteamento possuem características que se encaixam nas necessidades do roteamento baseado em requisitos de QoS. Os requisitos de QoS das aplicações são bastante diversos, sendo difícil especificar um conjunto de parâmetros que sirva de base para a maioria das aplicações. Deste ponto de vista, o roteamento pela origem seria bastante apropriado, uma vez que o cálculo de rotas é realizado de acordo com cada fluxo, sob demanda. Por outro lado, o roteamento salto-a-salto permite a implementação de algoritmos distribuídos e possui as vantagens de menores sobrecarga de processamento e tempo gasto na inicialização, sendo o mais difundido atualmente.

Nesta seção, primeiramente é feita uma análise dos fatores de decisão na escolha da métrica ou conjunto de métricas adequado para a implementação do protocolo de roteamento. Em seguida, são discutidas diferentes maneiras de combinarem-se as métricas. Esta combinação pode ser feita através da criação de uma medida que englobe as diferentes métricas, ou mediante a análise das métricas separadamente, por meio de algoritmos específicos.

3.1 Análise das métricas possíveis

A métrica escolhida pelo roteamento define basicamente a forma como a rede será representada. Esta decisão influirá não somente na complexidade do algoritmo de roteamento a ser implementado, mas também no conjunto de requisitos de QoS que tal esquema será capaz de suportar. Diversos aspectos devem ser levados em conta na escolha da métrica ou do conjunto de métricas que constituirão o fator de decisão de roteamento [7, 6].

Qualquer métrica eleita deve permitir algoritmos eficientes para o cálculo das rotas, de forma a garantir a escalabilidade do protocolo de roteamento, indispensável quando leva-se em consideração o tamanho de uma rede como a Internet. De preferência, a complexidade dos algoritmos propostos para o roteamento baseado em QoS não deve ser maior que a dos algoritmos utilizados atualmente.

As métricas utilizadas devem refletir as características da rede, de forma a suportar requisitos de QoS básicos. Os parâmetros de QoS negociados deverão sempre ser mapeados na métrica (ou conjunto) usada pelo protocolo de roteamento na decisão de rotas. Desta forma, a escolha da métrica é fator determinante dos tipos de requisitos de QoS que poderão ser suportados. Por exemplo, se o atraso de transmissão e o custo forem as métricas, todos os requisitos das aplicações terão que ser mapeados em termos de custo e atraso. Neste tipo de métrica, um requisito do tipo probabilidade de perda de pacotes não poderia ser suportado.

O cálculo de rotas sujeito a múltiplas restrições de QoS é um problema complexo. As métricas escolhidas podem ser tratadas pelo algoritmo de roteamento de diferentes formas. A primeira diferença entre as abordagens possíveis diz respeito à correlação entre as métricas envolvidas. Métricas como o atraso, a banda passante disponível e a probabilidade de perda de pacotes podem ser consideradas independentes entre si ou não. Algoritmos baseados em métricas dependentes entre si foram propostos por Ma e Steenkiste [6]. Esta abordagem possui como desvantagem a complexidade matemática envolvida na correlação entre as métricas utilizadas.

Outra forma de calcular rotas dadas várias métricas consiste em considerá-las inde-

pendentes entre si. Neste caso, no entanto, a complexidade computacional do algoritmo torna-se o problema. Wang e Crowcroft [7] demonstraram que para determinadas combinações de requisitos de QoS o problema é NP-completo. Além disso, foi mostrado que dentre as métricas mais comuns, apenas a banda passante e uma outra métrica (no total de duas) podem ser tratadas em um algoritmo de mesma complexidade que os tradicionais. Outra solução, a métrica única combinada, é rejeitada por apresentar alguns problemas, embora seja matematicamente a solução mais simples.

A métrica única combinada e a proposta feita em [7] são detalhadas nas sub-seções seguintes, para em seguida ser feita a construção de um algoritmo para três métricas, combinando-se as duas soluções.

3.2 Métrica única combinada

Algoritmos para o cálculo de rotas baseados em uma única métrica são bastante conhecidos, sendo utilizados pela maioria dos protocolos de roteamento atuais. A aproximação mais natural seria, então, o mapeamento de diferentes requisitos de QoS do usuário em uma única medida, através da qual a decisão possa ser tomada utilizando algoritmos tradicionais.

Para a definição de uma tal métrica, poder-se-ia criar uma função geradora, que recebesse como parâmetros de entrada um conjunto de requisitos de QoS do usuário e fornecesse na saída uma medida única. Por exemplo, poderia ser definida a função de saída para cada caminho como sendo proporcional à faixa de transmissão disponível e inversamente proporcional ao atraso e à probabilidade de perda de pacotes, como na equação 1.

$$f(c) = \frac{B(c)}{D(c) \times L(c)}, \tag{1}$$

onde c é um determinado caminho, $B(c)$ é sua banda passante, $D(c)$ o atraso de transmissão associado com este caminho e $L(c)$ a probabilidade de perda de pacotes correspondente. O caminho com o maior valor de $f(c)$ seria o melhor em termos desta medida.

A métrica única combinada como definida acima, no entanto, não poderia ser utilizada na prática, pois não contém informação suficiente para garantir que os requisitos de QoS do usuário estão sendo respeitados. Assegurar que a função $f(c)$ está sendo respeitada não significa necessariamente que cada um dos requisitos de QoS estejam sendo garantidos.

Outro problema advém das diferentes regras de composição para parâmetros de QoS diversos, sendo três as regras de composição mais comuns: a aditiva, a multiplicativa e a côncava. Na aditiva, as métricas dos enlaces componentes do caminho devem ser somadas para gerar a métrica do todo. Na multiplicativa, a métrica resultante é o produto das métricas componentes. Na do mínimo, também chamada de côncava, a métrica final é a mínima entre todas as métricas dos trechos componentes da rota. Para dois caminhos diferentes, a métrica do caminho total será a soma das duas individuais, se esta representar o atraso de transmissão por exemplo. Se, no entanto, a característica de QoS for a banda passante, a métrica do caminho total será a menor das duas. Desta forma, a função definida acima não preserva nenhuma das duas regras de composição.

3.3 Métricas múltiplas

A utilização de métricas múltiplas é capaz de modelar a rede de maneira mais precisa, porém o problema de encontrar um caminho dadas diversas restrições pode se tornar

complexo [7, 6]. A quantidade de diferentes requisitos de QoS é um fator de acréscimo da complexidade dos algoritmos. Além disso, os requisitos mais importantes dependem diretamente da aplicação em questão. A complexidade do algoritmo será dependente da regra de composição das métricas.

Os parâmetros mais comuns utilizados como requisitos de QoS do usuário são o atraso, a variação de atraso (*jitter*), o custo do serviço, a probabilidade de perda de pacotes e a banda passante. O atraso, a variação de atraso e o custo seguem a regra de composição aditiva. A banda passante segue a regra de composição do mínimo. A regra de composição para a probabilidade de perda é um pouco mais complexa. Sejam c o caminho cuja métrica será calculada, $d(c)$ a métrica deste caminho e $d(i,j)$ a métrica associada ao arco entre o nó i e o nó j. A regra de composição da probabilidade de perda será a mostrada na equação 2.

$$d(c) = 1 - ((1 - d(i,j) \times (1 - d(j,k)) \times ... \times (1 - d(l,m))). \quad (2)$$

No entanto, se a probabilidade de perda for transformada na probabilidade de transmissão com sucesso, a métrica equivalente possui uma regra de composição multiplicativa. Em [7] é realizado um estudo acerca da complexidade dos algoritmos para n métricas de forma aditiva e de forma multiplicativa, mostrando que estes são NP-completos. Além disso, é demonstrado que a combinação de n métricas aditivas com m métricas multiplicativas também só é solúvel por algoritmos NP-completos.

Como conseqüência, pode-se concluir que dos requisitos de QoS citados anteriormente, atraso, *jitter*, custo, probabilidade de perda de pacotes e banda passante, as únicas combinações tratáveis seriam da banda passante com outra das métricas. Isto porque a banda passante possui uma regra de composição côncava, enquanto que as outras são aditivas ou multiplicativas.

3.4 Roteamento pela origem e salto-a-salto com duas restrições

A seguir, é apresentado um algoritmo para o cálculo de rotas dadas duas restrições, uma delas a faixa de transmissão, a outra podendo ser o atraso, o custo ou o *jitter*, uma vez que todas possuem regras de composição similares.

Na análise a seguir, a banda passante considerada deve ser entendida como a taxa de transmissão residual disponível para os novos fluxos em cada enlace. A métrica banda passante é então definida como a menor banda passante disponível em todos os arcos componentes de um determinado caminho.

O atraso possui dois componentes básicos, o atraso nas filas e o atraso de propagação propriamente dito. É importante notar que o atraso nas filas é função da menor banda passante e das características do tráfego. Desta forma, o atraso utilizado como métrica deve considerar apenas a componente devida ao tempo de propagação, uma vez que a correspondente ao tempo gasto nas filas já está considerada na métrica faixa de transmissão garantindo-se a independência entre as métricas utilizadas.

A banda passante mínima de um determinado caminho pode ser entendida como a sua largura, enquanto que o atraso pode ser tomado como o comprimento do caminho. Desta forma, o problema do algoritmo de roteamento passa a ser encontrar um caminho na rede mais curto que determinada restrição, e com uma taxa de transmissão com um certo valor mínimo.

Para muitas aplicações, em especial as de tempo real, o atraso fim-a-fim é um dos requisitos de QoS mais importantes. A utilização da banda passante e do atraso de

propagação como métricas constitui um compromisso entre a complexidade e a melhor caracterização dos requisitos de QoS do usuário.

3.4.1 Algoritmo para roteamento pela origem

Nesta seção, é apresentado um algoritmo para o esquema de roteamento pela origem com restrições de faixa de transmissão mínima e de atraso máximo admitido. Seja $G = (N, E)$ um grafo representante da rede, com N nós e E enlaces. A cada arco (i, j) são associados dois números reais, b_{ij} como a banda passante disponível e a_{ij} como o atraso de propagação. Para um arco (i, j) inexistente no grafo, será considerado que $b_{ij} = 0$ e $a_{ij} = \infty$. Dado um caminho $c = (i, j, k, ..., l, m)$, a largura do caminho, $w(c)$, será dada por $min[b_{ij}, b_{jk}, ..., b_{lm}]$ e seu comprimento será a soma dos atrasos de propagação, $l(p) = a_{ij} + a_{jk} + ... + a_{lm}$. Dadas duas constantes B para a faixa de transmissão e A para o atraso máximo aceitável, o problema se reduz a encontrar um caminho c entre i e m tal que $w(c) \geq B$ e $l(c) \leq A$.

O algoritmo consiste primeiro em descartar todos os arcos cuja $b_{ij} < B$. Todos os caminhos possíveis dentro do grafo resultante estarão respeitando o requisito de banda passante. O algoritmo deve então apontar um caminho que respeite o atraso máximo permitido, se ele existir. O algoritmo a seguir encontra um caminho entre o nó 1 e o nó m com banda passante não menor que B e atraso não maior que A. A_i é considerado o comprimento estimado do caminho entre o nó 1 e o nó i.

Passo 1: $\forall i, j : a_{ij} = \infty$ se $b_{ij} = 0$.
Passo 2: $L = \{1\}; \forall i, i \neq 1 : A_i = a_{1i}$.
Passo 3: Encontre $k \notin L \mid A_k = \min_{i \notin L} A_i$.
Se $A_k > A$, o caminho não pode ser encontrado e o algoritmo termina.
Se L contém o nó m, um caminho foi encontrado e o algoritmo termina.
$L := L \cup \{k\}$.
Passo 4: $\forall i \notin L : A_i := \min[A_i, A_k + a_{ki}]$.
Vá para o passo 3.

O passo 1 elimina os arcos cuja faixa de transmissão é menor que B. Os passos 2-4 encontram o caminho de atraso mínimo para o nó m através do algoritmo de Dijkstra. O algoritmo termina se o nó m for incluído no caminho ou se o atraso ultrapassar o limite antes de alcançar o nó m. Cada passo no algoritmo requer da ordem de N operações, e no pior caso os passos são repetidos $N - 1$ vezes. Sendo assim o número de operações total no pior caso é $O(N^2)$.

4 Construção de Algoritmos com Três Restrições

Na seção anterior, foram apresentadas as principais dificuldades encontradas na definição de um protocolo de roteamento com requisitos de QoS. A utilização de uma métrica única combinada seria descartada, devido às dificuldades impostas pelas diferentes regras de composição intrínsecas de cada métrica. Em seguida, dadas as considerações sobre a independência entre as métricas [7], foi apresentado um algoritmo que considera duas métricas, uma delas a faixa de transmissão, que possui uma regra de composição côncava. A outra métrica pode ser o atraso, o *jitter*, ou a probabilidade de perda.

Outro aspecto importante quanto à escalabilidade do protocolo de roteamento diz respeito ao tamanho das tabelas de roteamento. No roteamento baseado em requisitos de QoS, a decisão de rotas é realizada de acordo com as características de cada fluxo. Uma solução natural seria a definição de tabelas de roteamento com as rotas utilizadas por cada fluxo. A utilização de um tal esquema, no entanto, levaria à construção e manutenção de tabelas muito grandes, devido à quantidade de nós de cada sub-rede e à quantidade de usuários conectados a cada nó.

Uma solução de compromisso entre a precisão da rota utilizada pelo fluxo de acordo com seus requisitos de QoS e o tamanho das tabelas pode ser a manutenção nos roteadores de rotas possíveis para um destino. Estas rotas podem ser divididas em grupos de acordo com a classe de requisitos de QoS do tráfego transportado. O tamanho das tabelas de roteamento é certamente maior que o utilizado pelos protocolos atuais, porém não seria tão grande quanto a solução de uma rota por fluxo.

Considerando as observações realizadas, um esquema híbrido pode ser proposto. Este constitui um compromisso entre a simplicidade do algoritmo utilizado e a precisão da definição da rota, de acordo com os requisitos de QoS de um determinado fluxo. Algumas modificações são realizadas no algoritmo apresentado na seção anterior, através da utilização cuidadosa de uma métrica única combinada. Esta leva em consideração o atraso de propagação e a probabilidade de perda nos enlaces, que em conjunto com a banda passante torna o algoritmo capaz de descobrir rotas de acordo com as características de uma maior variedade de aplicações.

4.1 Combinação de métricas

A utilização da métrica única combinada é uma alternativa interessante uma vez que os algoritmos de roteamento já implementados poderiam ser utilizados sem maiores modificações. No entanto, existem dois empecilhos importantes. O primeiro deles diz respeito à definição de uma função de combinação das métricas compatível com as regras de composição de cada uma. Outro problema é, dada uma métrica que é a combinação de duas ou mais métricas, poder-se garantir que uma determinada rota está garantindo os requisitos de QoS para cada uma das métricas. Em outras palavras, no caso geral, a escolha de um caminho que respeite um limite para a métrica combinada não garante que este caminho respeite cada uma das métricas isoladamente.

As principais métricas consideradas até então são a faixa de transmissão, o atraso de propagação, a variação de atraso e a probabilidade de perda. A faixa de transmissão possui uma regra de composição côncava. O atraso de propagação e o *jitter* possuem ambos regra de composição aditiva (o custo dos enlaces também). Já a probabilidade de perda possui uma regra de composição mais complexa, como mostrado na seção 3.

No entanto, a probabilidade de perda pode ser considerada de outra forma, como sendo a probabilidade de transmissão com sucesso. Neste caso, a regra de composição passa a ser multiplicativa. Seja c o caminho cuja métrica será calculada, $S(c)$ a probabilidade de transmissão com sucesso neste caminho, $S(i,j)$ a métrica associada ao arco entre o nó i e o nó j, a regra de composição da probabilidade de transmissão com sucesso será a da equação 3.

$$S(c) = (S(i,j) \times S(j,k) \times ... \times S(l,m)). \tag{3}$$

Se for tomado o logaritmo desta métrica, sua regra de composição passa a ser aditiva. Desta forma, a combinação desta métrica com outras métricas aditivas passa a ser viável.

Pode-se definir a probabilidade de transmissão com sucesso logarítmica:

$$Slog(c) = log(S(c)) = (log(S(i,j)) + log(S(j,k)) + ... + log(S(l,m))). \quad (4)$$

É importante notar os efeitos que a transformação logarítmica acarreta. A composição aditiva é desejável, mas outro aspecto deve ser observado. O valor desta métrica, por se tratar de uma probabilidade, estará sempre entre 0 e 1. Quando é tomado o logaritmo, este intervalo é transformado no intervalo de $-\infty$ a 0.

Números com valor absoluto tão grande podem constituir um problema para o cálculo das métricas. Mas se o intervalo considerado para a probabilidade de transmissão com sucesso for reduzido, para entre 0.1 e 1 por exemplo, o intervalo de transformação pode ser restrito, ficando entre -1 e 0. Esta restrição é bastante razoável, uma vez que dificilmente a probabilidade de transmissão com sucesso de um enlace será tão baixa, da ordem de 10%. Pode-se então considerar que o valor absoluto da probabilidade logarítmica estará sempre entre 0 e 1. A mesma faixa pode ser esperada para a probabilidade de transmissão com sucesso de um caminho composto de diversos enlaces. Esta probabilidade será sempre menor que a menor das métricas dos enlaces envolvidos, ficando mais próxima de zero.

4.2 Métrica para atraso e probabilidade de perda

Dadas as restrições acima, podemos definir uma métrica única combinada para a probabilidade de perda e o atraso de transmissão. A métrica consiste da soma do atraso de transmissão, dado em microssegundos, com a probabilidade de transmissão com sucesso logarítmica. Tomando a unidade de atraso de transmissão como o microssegundo, pode-se restringir esta medida a números inteiros. Esta medida é compatível com os atrasos esperados na Internet.

A métrica única combinada é a soma da probabilidade de transmissão com sucesso logarítimica com o atraso de transmissão. A regra de composição das duas métricas é aditiva, não causando problemas, sendo a mesma regra de composição da métrica única combinada.

Na definicão da métrica única combinada da probabilidade de transmissão com sucesso logarítmica e do atraso de transmissão, outro problema da utilização deste tipo de métrica é eliminado. A primeira métrica será sempre representada por números reais entre 0 e 1, e a outra sempre por números inteiros. Desta forma, na métrica total de um caminho poder-se-á sempre distingüir a parte devida a uma e a outra métrica. Esta é outra das desvantagens que eram impostas à utilização de uma métrica única combinada, podendo desta forma ser contornada.

Com a definição de uma métrica única combinada para o atraso e a probabilidade de perda, pode-se, através de um esquema semelhante ao utilizado anteriormente, construir algoritmos que levem em conta também a faixa de transmissão envolvida. A idéia é a mesma, ou seja, realizar uma busca prévia no grafo representativo da sub-rede eliminando os enlaces que não possam suportar a faixa de transmissão requisitada. Desta forma, estes arcos são eliminados do grafo. Em seguida, um algoritmo semelhante aos tradicionais, com pequenas modificações, pode ser utilizado. Estas mudanças irão garantir, como mostrado na seção seguinte, que as duas métricas que foram combinadas sejam respeitadas individualmente, a última das desvantagens associadas à utilização de uma métrica única combinada.

5 Novo Algoritmo

Nesta seção, são apresentadas modificações no algoritmo para roteamento pela origem mostrado anteriormente, para levar em consideração a utilização da métrica única combinada definida para o atraso de transmissão e a probabilidade de perda, que em conjunto com a banda passante definem um esquema de roteamento dadas três métricas.

Considere-se em primeiro lugar o algoritmo para roteamento pela origem. Seja $G = (N, E)$ um grafo representante da rede, com N nós e E enlaces. A cada arco (i, j) são associados dois números reais, b_{ij} como a banda passante disponível, $Slog(i, j)$ a probabilidade de transmissão com sucesso logarítmica, $D(i, j)$ o atraso de transmissão e u_{ij} como a métrica única combinada (equação 5) resultante da soma do atraso de propagação, um inteiro, com a probabilidade de transmissão com sucesso logarítmica, um real entre 0 e 1.

$$u_{i,j} = Slog(i, j) + D(i, j). \tag{5}$$

Para um arco (i, j) inexistente no grafo, é considerado que $b_{ij} = 0$ e $u_{ij} = \infty$. Dado um caminho $c = (i, j, k, ..., l, m)$, a largura do caminho, $w(c)$, é dada por $min[b_{ij}, b_{jk}, ..., b_{lm}]$ e seu comprimento é a soma das métricas de cada um dos enlaces, $l(p) = u_{ij} + u_{jk} + ... + u_{lm}$. Dadas duas constantes B para a faixa de transmissão e U para o valor máximo aceitável da métrica única, o problema se reduz a encontrar um caminho c entre i e m tal que $w(c) \geq B$ e $l(c) \leq U$, como originalmente.

Passo 1: $\forall i, j : u_{ij} = \infty$ se $b_{ij} = 0$.
Passo 2: $L = \{1\}; \forall i, i \neq 1 : U_i = u_{1i}$.
Passo 3: Encontre $k \notin L \mid U_k = \min_{i \notin L} U_i$.
Se $U_k > U$, o caminho não pode ser encontrado e o algoritmo termina.
Se L contém o nó m, um caminho foi encontrado e o algoritmo termina.
$L := L \cup \{k\}$.
Passo 4: $\forall i \notin L : U_i := \min[U_i, U_k + u_{ki}]$.
Vá para o passo 3.

O algoritmo como mostrado acima não garante que a probabilidade de transmissão com sucesso será maior que a desejada (logaritmicamente, menor). No entanto, como o atraso está representado por um número inteiro, este estará sempre respeitado. Porém dados dois enlaces com um mesmo atraso, está garantido que a probabilidade de perda do enlace escolhido será sempre a menor.

Uma pequena modificação pode ser incluída no algoritmo, de forma que a probabilidade de transmissão com sucesso seja garantida. O requisito de probabilidade de perda se traduz em um valor (absoluto) *m*ínimo para o logaritmo da probabilidade de transmissão com sucesso. Ou seja, a soma desta métrica para todos os enlaces de um caminho deve ser menor que um limite, definido pelo requisito de QoS da aplicação.

Seja P o limite para o logaritmo da probabilidade de transmissão com sucesso, e $p(ij)$ o logaritmo da probabilidade de transmissão com sucesso no enlace ij. Dado um caminho c com x saltos, se $p(ij)$ para cada caminho for menor que P/x, $p(c)$ será menor que P. No entanto, no momento em que um caminho está sendo calculado, o seu tamanho não é conhecido ainda. Uma idéia seria restringir $p(ij)$ a P/C, onde C é o tamanho do maior caminho no grafo representativo da sub-rede. Limitando-se $p(ij)$ sempre a P/C, a cada passo, garante-se que para o caminho c, $p(c)$ será menor que P. Porém este limite pode ser muito restritivo. O caminho entre dois nós será em geral menor que C, sendo assim sua probabilidade de perda estará mais restrita que o necessário.

Um esquema alternativo pode relaxar um pouco esta restrição. A cada passo do algoritmo, define-se um "saldo" de saltos (SS) e um "saldo" de probabilidade logarítmica (SP). O saldo de saltos consiste na diferença entre o tamanho do maior caminho e o número de saltos do caminho no passo atual do algoritmo. O saldo de probabilidade é a diferença entre o limite exigido e a probabilidade logarítmica total do caminho construído. A probabilidade logarítmica máxima para o próximo enlace, a cada passo, será não mais P/C, mas SP/SS. Este valor pode ser maior que P/C, caso o SP seja menor que $SP \times (P/C)$. Assim, a probabilidade de se encontrar uma rota no grafo da sub-rede aumenta. Desta forma, o algoritmo deve ser modificado:

`Passo 1:` $\forall i,j : u_{ij} = \infty$ `se` $b_{ij} = 0$.
$SS = C; SP = P$.
`Passo 2:` $L = \{1\}; \forall i, i \neq 1 : U_i = u_{1i}$.
`Passo 3:` `Encontre` $k \notin L \mid (U_k = \min_{i \notin L} U_i)$ `e` $((U_k - \lfloor U_k \rfloor) < (SP/SS))$.
`Se` $U_k > U$`, o caminho não pode ser encontrado e o algoritmo termina.`
`Se` L `contém o nó` m`, um caminho foi encontrado e o algoritmo termina.`
$L := L \cup \{k\}$.
$SS := SS - 1$.
$SP = SP + (U_k - \lfloor U_k \rfloor)$.
`Passo 4:` $\forall i \notin L : U_i := \min[U_i, U_k + u_{ki}]$.
`Vá para o passo 3.`

Sendo assim, a restrição quanto à probabilidade de transmissão com sucesso continua sendo mais restrita, para caminhos menores que o caminho máximo, que a restrição real. Esta restrição é no entanto mais relaxada, e garante que ambas as métricas serão respeitadas sem aumentar a complexidade do algoritmo. Esta imprecisão na descoberta de rotas constitui um compromisso com a complexidade do algoritmo utilizado.

O algoritmo proposto leva o mesmo número de passos para encontrar uma rota que o algoritmo original para duas métricas [7]. A complexidade computacional adicionada pelo cálculo da função combinada das duas métricas é pequena, considerando-se que seu valor pode ser obtido antes que o algoritmo iterativo seja executado.

Desta forma, garante-se a escalabilidade do mecanismo de roteamento proposto, em conjunto com a adoção de rotas por tipo de tráfego, em vez de rotas para cada fluxo. O esquema proposto apresenta como vantagem a utilização de três métricas, em contraposição aos algoritmos propostos na literatura [7] para duas métricas, sem no entanto aumentar o número de passos necessários no cálculo de uma rota. Além disso, o cálculo da função representativa da métrica única combinada pode ser realizado antes do algoritmo iterativo para cálculo de rotas. A utilização de três métricas, em especial da banda passante dos enlaces, seu atraso de transmissão e probabilidade de perda abrange grande parte das aplicações multimídias conhecidas atualmente.

6 Conclusões

O roteamento baseado em requisitos de QoS deve ser considerado como um componente fundamental na provisão de novas classes de serviço na Internet, que possam dar suporte à variedade de novas aplicações multimídias que vêm surgindo. Este esquema de roteamento possui diversos pré-requisitos a serem respeitados, sendo que cada um de seus componentes, como o cálculo de rotas, a escalabilidade e o controle administrativo,

apresenta questões específicas a serem consideradas. Os algoritmos para cálculo de rotas considerando várias métricas são um dos principais focos deste esquema de roteamento, tendo influência direta sobre sua escalabilidade.

As duas abordagens possíveis para a realização de descoberta de rota dadas várias métricas, se estas forem consideradas independentes, consistem em definir uma métrica única combinada, ou em tratar as diversas métricas separadamente. A primeira solução, embora possua características que a inviabilizariam, teria como grande vantagem a utilização dos algoritmos já definidos para os protocolos de roteamento atuais. A outra forma de construir algoritmos de roteamento consiste em considerar as dependências entre as métricas, o que no entanto envolve uma caracterização matemática mais complexa.

Neste trabalho, através da combinação de algoritmos apresentados na literatura que consideram duas métricas independentemente, utilizando uma delas como uma métrica única combinada de outras duas, foi mostrado que podem ser definidos algoritmos simples para a construção de rotas dadas três restrições. Foi realizada a proposta de um algoritmo que leva em conta como métricas a banda passante, a probabilidade de erro e o atraso de transmissão. Este possui a mesma complexidade dos algoritmos propostos por outros autores para tráfegos com dois requisitos de QoS. No algoritmo proposto, uma métrica que possui regra de composição multiplicativa é combinada com uma de composição aditiva, com o auxílio de operações matemáticas simples. As operações adicionadas não alteram o número de passos necessário ao algoritmo para calcular as rotas, preservando sua complexidade computacional. Isto porque estas contas podem ser realizadas antes da parte iterativa do algoritmo. O algoritmo proposto para três restrições garante, portanto, a escalabilidade do protocolo de roteamento. A utilização de três requisitos de QoS como métricas para o esquema de roteamento, por outro lado, possui a vantagem de caracterizar bem a maioria das aplicações multimídias, certamente um conjunto maior que o das aplicações que podem se caracterizar com apenas duas restrições. Os três requisitos de QoS escolhidos neste trabalho são bem representativos para diversas aplicações encontradas hoje em dia.

A definição de protocolos de roteamento baseados em requisitos de QoS é, portanto, uma questão importante na definição de uma arquitetura de Serviços Integrados para a Internet e a construção de protocolos baseados nos algoritmos apresentados neste trabalho mostra-se uma área promissora. A simplicidade do mecanismo proposto é importante, sendo crucial para uma implementação real.

Referências

[1] R. Braden, D. Clark e S. Shenker, *RFC1633: Integrated Services in the Internet Architecture: An Overview*. Network Working Group, junho 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] L. Delgrossi, R. G. Herrtwichi, C. Vogt e L. C. Wolf, "Reservation protocols for internetworks: A comparison of ST-II and RSVP", in *Proceedings of Fourth International Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video*, Lancaster, UK, novembro 1993.

[4] D. J. Mitzel, D. Estrin, S. Shenker e L. Zhang, "An architectural comparison of ST-II and RSVP", in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, 1994.

[5] L. H. M. K. Costa e O. C. M. B. Duarte, "Um mecanismo escalável de roteamento com qualidade de serviço", in *XVI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Rio de Janeiro, p. poster, maio 1998.

[6] Q. Ma e P. Steenkiste, "Quality of service routing for traffic with performance guarantees", in *IFIP Fifth International Workshop on Quality of Service*, New York, pp. 115–126, maio 1997.

[7] Z. Wang e J. Crowcroft, "Quality of service routing for supporting multimedia applications", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, no. 7, pp. 1228–1234, setembro 1996.

[8] F. S. G. Oliveira, A. de Castro Pinto Pedroza e O. C. M. B. Duarte, "Suporte para segurança e mobilidade no IPv6", in *II Seminário Franco-Brasileiro em Sistemas Informáticos Distribuídos*, Fortaleza, pp. 233–244, novembro 1997.

[9] B. Rajagopalan e R. Nair, *Quality of Service (QoS)-Based Routing in the Internet - Some Issues*. Bellcore and Ascon Nexen, outubro 1996. Internet-draft.

[10] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan e H. Sandick, *A Framework for QoS-Based Routing in the Internet*. Gigapacket Networks, Arrowpoint, NEC USA e IBM, julho 1997. Internet-draft.

[11] R. Guerin e A. Orda, "QoS-based routing in networks with innacurate information: Theory and algorithms", in *IEEE INFOCOM'97*, Kobe, abril 1997.

[12] M. Steenstrup, *RFC1477: IDPR as a proposed standard*. Network Working Group, julho 1993.

[13] S. Berson e L. Berger, *IP Integrated Services with RSVP over ATM*. ISI and Fore Systems, março 1997. Internet-draft.

[14] D. J. Mitzel, D. Estrin, S. Shenker e L. Zhang, "A study of reservation dynamics in integrated services packet networks", *IEEE Network Magazine*, pp. 18–26, jan-fev 1995.

[15] P. P. White, "RSVP and integrated services in the internet: A tutorial", *IEEE Communications Magazine*, pp. 100–106, may 1997.

[16] H. G. Perros e K. M. Elsayed, "Call admission control schemes: a review", *IEEE Communications Magazine*, novembro 1996.

[17] L. H. M. K. Costa, F. P. Junqueira e O. C. M. B. Duarte, "Uma arquitetura de roteamento com qualidade de serviço baseada em redes ativas", in *II Seminário Franco-Brasileiro em Sistemas Informáticos Distribuídos*, Fortaleza, pp. 257–268, novembro 1997.