



Universidade Federal do Rio de Janeiro
Núcleo de Computação Eletrônica

Mestrado em Informática

Roteamento Unicast e Multicast com Qualidade de Serviço

Autor: Reinaldo de Barros Correia
Setembro de 2000

Disciplina: Tópicos Especiais em Redes (ATM)
Prof: Paulo Aguiar

Sumário

1 – Introdução

2 – Conceitos Básicos

- 2.1 - Definição de QoS
- 2.2 - Parâmetros de QoS (métricas)
- 2.3 - Tipos de Roteamento (*best effort* x QoS)
- 2.4 - Roteamento multicast e unicast com QoS
- 2.5 – Objetivos do Roteamento baseado em QoS
- 2.6 - Técnicas para provisão de QoS

3 – Aquisição e Manutenção das Informações da Rede

- 3.1 – Estado Local
- 3.2 – Estado Global
- 3.3 – Estado Agregado (parcialmente local)

4 – Definição e Classificação dos Problemas de Roteamento

- 4.1 - Unicast
- 4.2 - Multicast

5 – Algoritmos de Roteamento

- 5.1 - Centralizados
- 5.2 – Distribuídos
- 5.3 – Hierárquicos
- 5.4 – Exemplos e Comparações

6 – Requisitos de Implementação dos Algoritmos

- 6.1 – Simplicidade
- 6.2 – Custo Operacional
- 6.3 – Imprecisão das Informações de Estado
- 6.4 – Escalabilidade
- 6.5 – Capacidade de Coexistência de Tráfegos Distintos

7– Conclusão

8– Bibliografia

1 – Introdução

A crescente comercialização da Internet, que na visão de vários empreendedores é um instrumento de alavancamento de seus negócios, impõe aos provedores o fornecimento de serviços (telefonia, vídeo conferência, vídeo sob demanda, etc) com requisitos de QoS (qualidade de serviço) que o esquema tradicional IP (*best effort*) não é mais capaz de atender. Por outro lado, o desenvolvimento da tecnologia de hardware possibilita a implantação de técnicas complexas de provisão de QoS tais como: algoritmos de escalonamento de pacotes para compartilhamento de canais, protocolos de gerenciamento e reserva de recursos e protocolos de roteamento com QoS (*constraint-based routing protocol*) para aplicações unicast e multicast.

O escopo deste trabalho é de apresentar, dentre as várias técnicas de QoS, vários algoritmos de roteamento baseados em QoS e classificá-los de acordo com a abordagem adotada e as dificuldades de implantação.

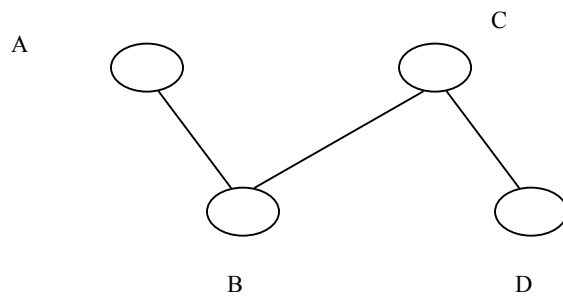
2 – Conceitos Básicos

2.1 – Qualidade de serviço (QoS)

O conjunto de exigências (requisitos) para o atendimento de serviços a serem fornecidos pela rede durante o encaminhamento de um fluxo de pacotes pode ser definido com sendo qualidade de serviço(QoS)[1]. QoS pode, também, ser considerada o conjunto de requisitos que garante uma performance mínima da rede para as aplicações dos usuários.

2.2 – Parâmetros de QoS

Aplicações exigem da rede requisitos de serviço que são quantificados através de parâmetros de QoS ou métricas (largura de banda disponível – “*available bandwidth*”, atraso fim a fim – “*delay*”, variação do atraso fim a fim – “*jitter*”, custo, taxa de erro, variação de atraso entre receptores em uma árvore multicast – “*interreceiver delay jitter*”, etc). Esses parâmetros são classificados conforme o cálculo dos valores das métricas fim a fim em função dos valores dos enlaces intermediários.



VAD $\Rightarrow$ valor fim a fim
 VAB, VBC e VCD $\Rightarrow$ valores intermediários
 A,B,C e D $\Rightarrow$ nós
 AB,BC e CD $\Rightarrow$ enlaces (*links*)

Figura 2.2.1 – Parâmetros de QoS

. Aditivos – quando o valor fim a fim é igual ao somatório dos valores dos parâmetros dos enlaces intermediários.

. Multiplicativos – quando o valor fim a fim é igual ao produtório dos valores dos enlaces intermediários.

. Côncavo – quando o valor fim a fim é igual ao valor mínimo entre os valores dos enlaces intermediários.

2.3 – Tipos de roteamento

O esquema tradicional (*best effort routing*), utilizado em redes IP, objetiva, através das tabelas de roteamento, a minimização do custo de cada caminho na seleção de uma rota. Os pacotes de um mesmo fluxo podem seguir caminhos distintos entre origem e destino. Apesar de propiciar um compartilhamento, até certo ponto justo, dos recursos da rede (buffers, banda, etc), requisitos de QoS fim a fim não podem ser garantidos, além de serem imprevisíveis os atrasos (*delay*) dos pacotes e a ordem de chegada dos mesmos ao destino. Logo, torna-se complexa a implantação de serviços em tempo real (multimídia) para os quais severos requisitos de QoS devem ser

garantidos. A Internet cujo paradigma é do melhor esforço de entrega (*best effort delivery*) não atende a tráfegos com restrições de QoS. O protocolo IP, sobre o qual está galgada a Internet, estabelece um tipo de comunicação sem conexão e sem garantia de entrega. Isto dificulta prover a rede com QoS, pois necessariamente um fluxo de dados (com QoS associado) deve ser identificado ou estabelecido, ou seja, para uma rede suportar QoS, a comunicação deve ser orientada a conexão. Entretanto, vários esquemas e protocolos estão sendo propostos:

- . IntServ[2]
- . Differential Services (DiffServ)[3]
- . Multiprotocol Label Switching (MPLS)[4]
- . Resource Reservation Protocol (RSVP)[5]
- . Protocolos de roteamento baseado em QoS
- . Grupos de trabalho específicos estabelecidos pelo IETF

O roteamento baseado em QoS é um caso particular do roteamento baseado em restrição que num sentido mais amplo pode ser ainda particularizado em roteamento baseado em política conforme figura 2.3.1.

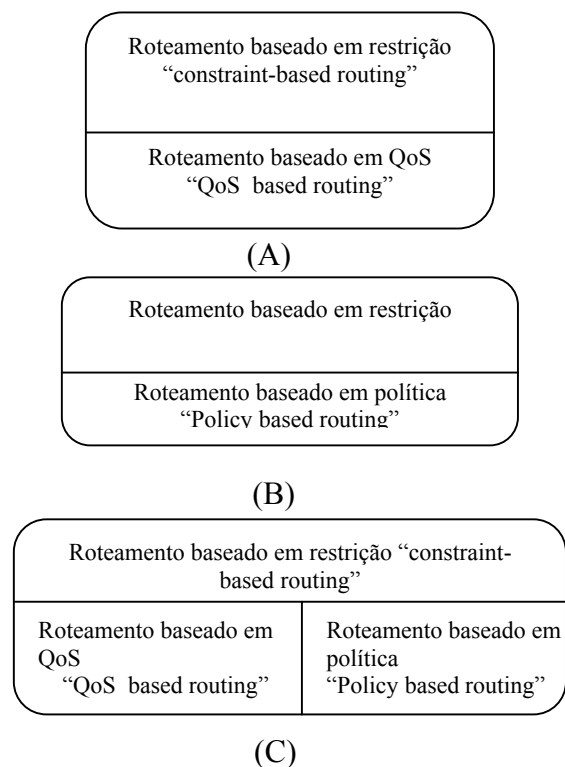


Figura 2.3.1 – Roteamento baseado em restrição

Os protocolos *best effort* (OSPF, RIP e BGP) em uso na Internet visam somente o caminho mais curto (menor custo) na seleção da rota entre origem e destino ao passo que, os baseados em QoS e política consideram, também, outros critérios. O roteamento baseado em QoS é um mecanismo através do qual rotas são computadas baseadas no conhecimento dos recursos disponíveis da rede assim como em exigências de QoS dos fluxos[1]. O roteamento baseado em política é aquele no qual os caminhos são calculados em função de restrições impostas por políticas administrativas do gerente da rede.

A figura 2.3.2 apresenta um cenário no qual pode-se fazer uma clara distinção entre os tipos de roteamento. Caso no roteador “A” estivesse rodando um protocolo tradicional (*best effort*) e considerando que o custo fosse o número de saltos (hops), o caminho escolhido para alcançar o roteador “H” seria através do link AH (número de saltos igual a zero – caminho mais curto). Entretanto, se o algoritmo de roteamento fosse baseado em QoS e estabelecesse restrição de banda de 10 Mbps, os caminhos AEH, ABDH e ACFGH poderiam ser escolhidos e não o caminho direto AH, pois este não atende a restrição de banda mínima. Entre os caminhos possíveis, o AEH é o de menor custo (considerando a métrica salto - “*hop*”), embora a sua escolha, dependeria do algoritmo utilizado porque nem todos selecionam o mais curto entre os possíveis. Para uma aplicação com uma restrição de tempo de atraso fim a fim (de A – origem para H – destino) de no máximo 40ms, a rota selecionada seria ACFGH apesar de apresentar o maior número de saltos (hops). Finalmente, o caminho AEH poderia ser selecionado ao invés do caminho AH (mais curto) devido a questões de segurança (roteamento baseado em política).

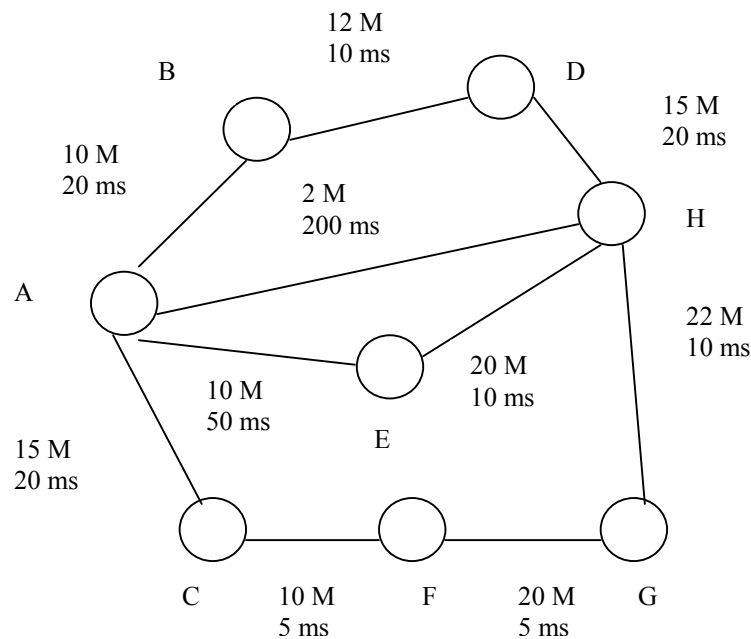


Figura 2.3.2 – Comparação entre vários tipos de roteamento

2.4 – Roteamento Multicast e Unicast baseados em QoS

Roteamento unicast baseado em QoS pode ser definido como sendo o processo de escolha de um caminho entre dois nós de uma rede que atenda a uma ou mais restrições de QoS. No caso de multicast, é o processo de construção de uma árvore cobrindo todo o grupo na qual cada caminho entre transmissor e receptor satisfaz a um ou mais requisitos de QoS. O esquema da figura 2.4.1 apresenta os componentes (entradas) necessários para que o algoritmo construa uma árvore de multicast ou caminho unicast que atenda aos requisitos de QoS. Topologia e grupo de multicast ou destino unicast são informações já disponibilizadas para os algoritmos e protocolos de roteamento tradicionais. Entretanto, restrições de QoS (atraso – “*delay*”, variação de atraso – “*jitter*”, largura de banda – “*bandwidth*”, etc), parâmetros das funções de otimização e estado dos nós e enlaces são informações que deverão ser fornecidas através do esquema de sinalização dos protocolos de roteamento ou de reserva de recurso quando do estabelecimento de conexão para um determinado fluxo. O caminho ou a árvore computada deve não somente permitir a conexão entre origem(s) e destino(s), mas também prover recursos de maneira que as restrições de QoS sejam satisfeitas[6].

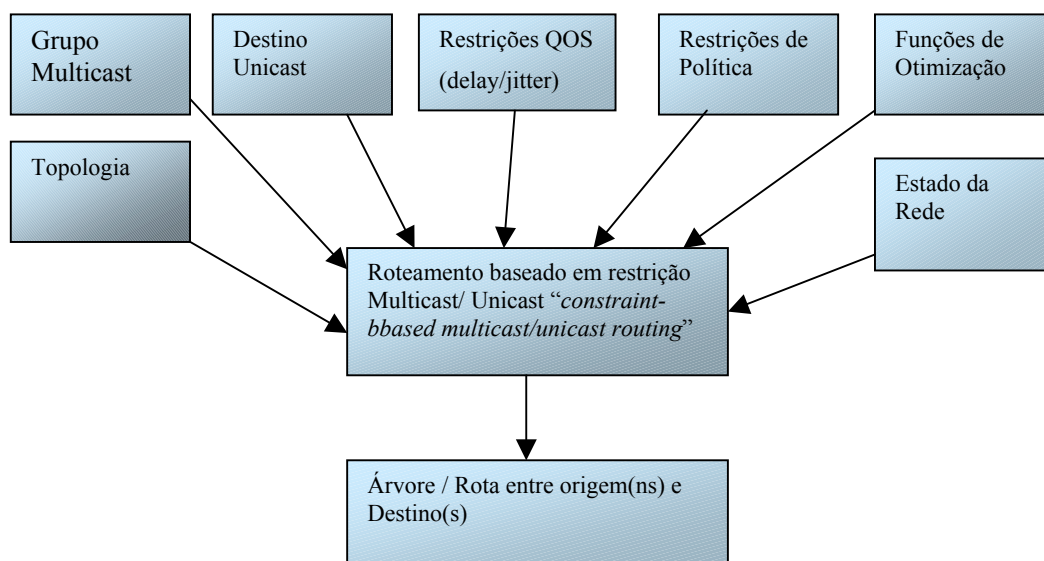


Figura 2.4.1- Componentes de um Sistema para Provisão de QoS

2.5 – Objetivos do Roteamento baseado em QoS

O roteamento baseado em QoS tem como objetivo primordial achar e selecionar dinamicamente um caminho (ou uma árvore que cubra todos os membros do grupo de Multicast) entre origem(ns) e destino(s) que atenda a certas restrições de política e de QoS de um fluxo em um cenário no qual a topologia e o estado da rede não são estáticos provocando inconsistências entre as informações armazenadas em nós distintos além de não refletirem instantaneamente a situação real da mesma. Quando vários caminhos possíveis são encontrados, funções de otimização baseadas em alguma restrição de política (enlace de menor preço, caminho com menor banda ou quantidade de memória – “*buffer*”) podem ser incorporados de maneira a maximizar a utilização dos recursos da rede. Na ocorrência de congestionamento ou durante carga elevada de tráfego, o sistema deve apresentar melhor desempenho (maior capacidade de entrada de dados – “*throughput*”) que os sistemas tradicionais (*best-effort*). Finalmente, simplicidade e baixo custo de implantação devem nortear o projeto e concepção dos algoritmos e protocolos de roteamento baseado em QoS para não inviabilizá-los em redes pré-existentes.

2.6 - Técnicas de provisão de QoS

O roteamento baseado em QoS é somente um dos componentes dentro de um esquema no qual seja viabilizado a provisão de requisitos de QoS impostos pelas aplicações dos usuários. Portanto, várias técnicas essenciais devem ser empregadas conforme disposto na figura 2.6.1.

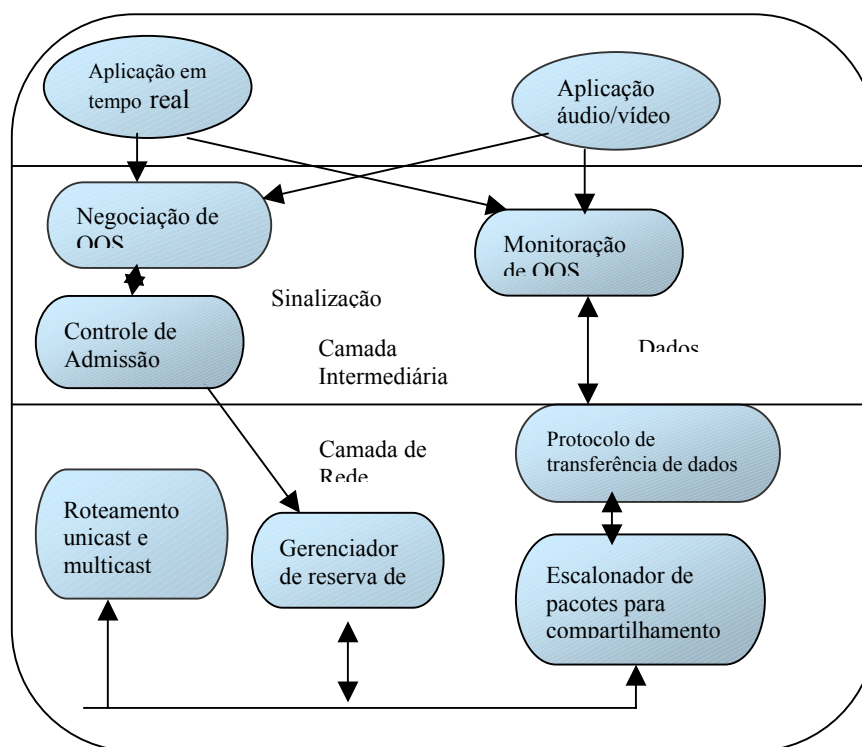


Figura 2.6.1 – Esquema de provisão de QoS[6]

- **Controle de admissão** - a função básica é a de rejeitar ou aceitar uma requisição de uma conexão com requisitos de QoS associado. O algoritmo de roteamento seleciona a rota estabelecendo a reserva de recurso para a conexão a qual é imediatamente aceita e os recursos garantidos ao longo de sua duração.
- **Negociação de QoS / Especificação de Tráfico e QoS** - caso o algoritmo não tenha sucesso em encontrar um caminho para as restrições impostas, a conexão pode ser rejeitada ou pode ser efetuada uma renegociação com a aplicação de requisitos de QoS mais brandos.

- **Gerenciador de Reserva de Recursos e Adaptação** - a reserva de recursos é usualmente executada por meio de protocolos específicos (RSVP, MPLS). A garantia de recursos (memória, tempo de CPU, banda disponível, etc) é obtida quando do estabelecimento (SET UP) da conexão. Desta forma, os requisitos de QoS do fluxo de dados de uma conexão já existente não devem ser afetados por conexões futuras ou existentes que compartilham enlaces (banda) e recursos dos nós. Para que a reserva seja feita ao longo dos roteadores entre origem e destino, um caminho que satisfaça as restrições de QoS deve ser selecionado pelo algoritmo de roteamento. O gerenciamento de recursos se faz necessário à medida que, do ponto de vista dos provedores de rede, é desejável a otimização desses recursos. Isto permite aumentar a capacidade de entrada de pacotes na rede (*throughput*) e a taxa de aceitação de conexões para fluxos com um conjunto de exigências de QoS (diminuição da taxa de rejeição de conexões com QoS).
- **Monitoração de QoS e Controle de Tráfego** - após a aceitação da conexão com os requisitos de QoS solicitados, o sistema deve exercer controle do tráfego gerado pela aplicação evitando que a rede seja submetida a fluxos não previstos.

3 – Aquisição e Manutenção das Informações da Rede

O processo de roteamento se dá em duas fases distintas: a primeira fase refere-se a aquisição / manutenção das informações topológicas e de estado; a segunda fase refere-se ao cálculo / escolha da rota que satisfaça as restrições de um fluxo. O desempenho do algoritmo de roteamento depende do esquema de armazenamento e precisão das informações topológicas e de estado da rede. Estas informações podem ser armazenadas das seguintes maneiras: local, global e agregada (parcialmente global).

3.1 – Estado Local

Roteadores e *switches* armazenam as métricas locais (atraso de enfileiramento, atraso de propagação, banda residual e outros recursos disponíveis), ou seja, dos enlaces a que estão conectados.

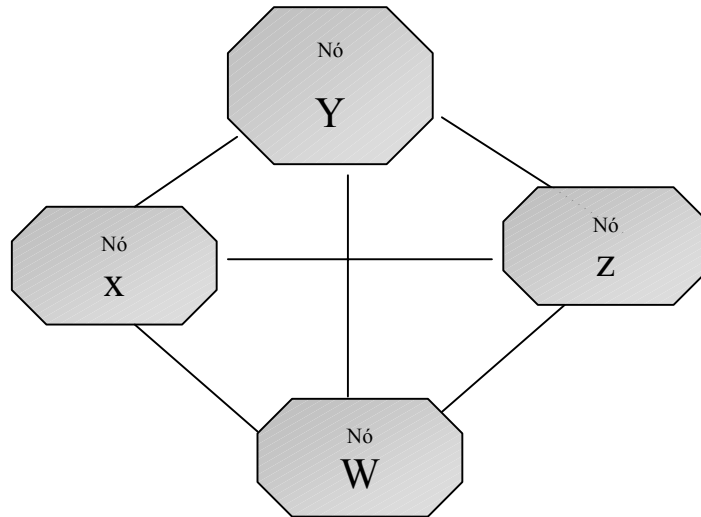
3.2 – Estado Global

Cada nó da rede mantém o seu estado local (métricas locais) assim como de todos os outros nós da rede. Este conjunto de informações é chamado de estado global. A manutenção (atualização) do estado global em cada nó é realizada ou por um protocolo de vetor de distância (*Distance Vector Protocol*) ou por um protocolo de estado de enlace (*link-state protocol*). Como a latência da atualização das tabelas de estado e topológicas feitas por estes protocolos não é desprezível e, também, devido à natureza dinâmica de certas métricas (banda disponível), essas informações presentes nestas tabelas não expressam com exatidão o estado e topologia reais da rede. A imprecisão das informações de cada nó é função direta do porte da rede.

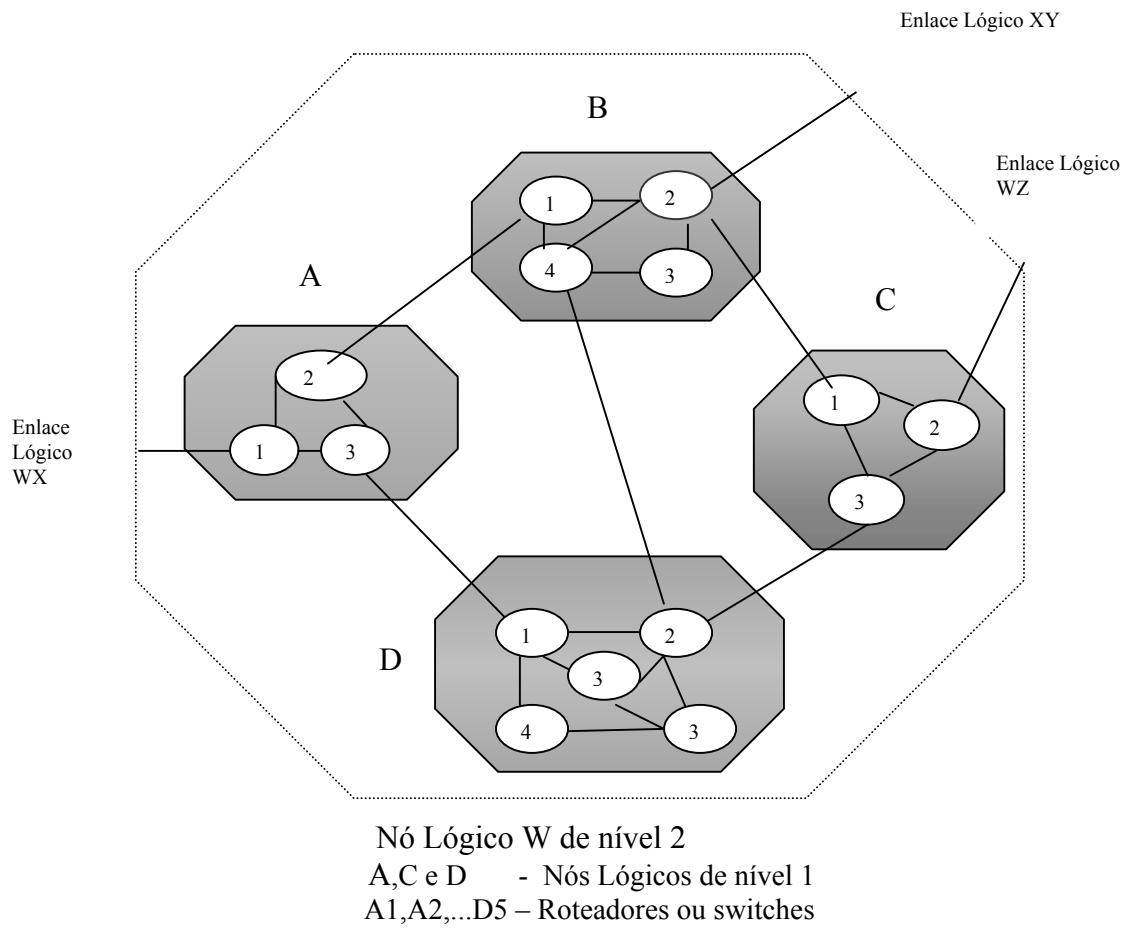
3.3 – Estado Agregado (parcialmente global)

O esquema de armazenamento e manutenção global apresenta o inconveniente de se tornar impraticável em redes de grande porte (elevado número de nós) devido a diversos problemas: grande quantidade de memória para armazenamento das informações (no caso de roteamento baseado em QoS torna-se mais crítico, pois a quantidade de informações é maior do que o *best-effort*), grande latência de busca nas tabelas, maior sobrecarga (*overhead*) de comunicação dos protocolos de atualização das tabelas, aumento da imprecisão das informações (métricas) resultando em rotas errôneas e possivelmente circulares (*loops*). A idéia de manter as informações da rede (estado e topológicas) de forma agregada está associada a uma visão hierárquica da rede. O agrupamento de roteadores ou *switches* é denominado nó lógico de nível 1. Estes nós lógicos de nível 1 são agrupados em nós de nível 2 e assim recursivamente até que o porte da rede lógica resultante seja tal que os problemas, mencionado anteriormente, de escalabilidade sejam tratáveis. As informações, então, são mantidas de forma agregada, ou seja, o estado de cada nó lógico é a combinação dos estados de nós lógicos de nível hierarquicamente inferior. A figura 3.1.1 mostra a hierarquização (agregação)[8] descrita anteriormente. A tabela de roteamento, por exemplo, do roteador de borda **B1** possui informações dos roteadores internos ao próprio grupo (nó lógico **B** de nível 1) e dos nó lógico **A** de nível 1. O roteador de borda **B2** além de conhecer os outros roteadores internos ao nó lógico **B** de nível 1, apresenta em sua tabela o nó lógico **Y** de nível 2. As informações topológicas e de estado do roteador interno **D5** estão limitadas

ao seu grupo (nó lógico ***D*** de nível 1). A agregação das informações permite que a quantidade de informação seja reduzida continuamente dependendo do grau de hierarquização imposta à rede. Todavia, um compromisso entre quantidade de informação armazenada (memória utilizada), desempenho e imprecisão introduzida nas informações deve ser avaliado. Outros modos de agregação podem ser implementados com resultados de desempenho distintos[A11].



(a) Interligação dos nós lógicos de nível 2



(b) Visão topológica de um nó de nível 2 e 1

Figura 3.3.1 – Exemplo de Agregação e Hierarquização

4 - Definição e Classificação dos Problemas de Roteamento

Os algoritmos de roteamento baseados em QoS são, também, classificados em função do tipo de problema que resolvem. Cada aplicação exige dos algoritmos restrições de QoS variadas ou diversas combinações de restrições para os seus fluxos. Primeiramente, são divididos em dois grandes grupos: Unicast e Multicast.

3.4 – Problemas de Roteamento Unicast

O roteamento Unicast determina, dado um destino e a partir de uma origem, um caminho satisfatório em uma rede ou domínio de rede. Caminho satisfatório é definido como sendo aquele que atende as restrições de QoS dos fluxos de aplicações podendo ser otimizado (caminho ótimo satisfatório) ou não. Os algoritmos Unicast são agrupados em quatro tipos básicos: roteamento com otimização de enlace (*link-optimization routing*), roteamento com restrição de enlace (*link-constrained routing*), roteamento com otimização de caminho (*path-optimization routing*) e roteamento com restrição de caminho (*path-constrained routing*). Outros grupos ditos compostos resultam da combinação de dois ou mais tipos de problemas básicos. A diferença entre roteamento com restrição / otimização de enlace e caminho é que no primeiro os parâmetros são côncavos e no segundo são aditivos. Os problemas de roteamento que possuem múltiplas restrições de enlace ou caminho geralmente não apresentam solução polinomial (*NP-complete*). O tratamento destes problemas é realizado por intermédio de algoritmos heurísticos que consistem, basicamente, em calcular os caminhos para cada restrição de QoS isoladamente. Ao final do processo, obtém-se um caminho satisfatório para todas as restrições. A figura 4.1.1 apresenta alguns exemplos de problemas básicos de roteamento unicast.

Tipos de roteamento	Exemplos	Explicação
Otimização de enlace	<i>Roteamento com otimização de banda (bandwidth-optimization routing)</i>	<i>Caminho possuindo a maior banda possível no enlace crítico de menor banda (bottleneck)</i>
Restrição de enlace	<i>Roteamento com restrição de banda (bandwidth-constrained routing)</i>	<i>Caminho que possua no seu enlace crítico (bottleneck) largura de banda acima de um valor pré-determinado.</i>
Otimização de caminho	<i>Roteamento com menor custo (least-cost routing)</i>	<i>Caminho cujo custo total (somatório dos custos dos enlaces intermediários) é minimizado.</i>
Restrição de caminho	<i>Roteamento com restrição de atraso (delay-constrained routing)</i>	<i>Caminho cujo atraso fim a fim é limitado a um valor pré-determinado.</i>

Figura 4.1.1 – Problemas Básicos de Roteamento Unicast

3.5 - Multicast

Roteamento multicast consiste em determinar uma árvore que englobe todos os membros do grupo. Esta árvore deve não somente prover a interligação entre transmissor(es) e receptor(es) mas também atender as exigências de QoS constantes no início da conexão (*setup*). A classificação dos algoritmos de roteamento multicast é semelhante aos unicast. Contudo, nos multicast, a restrição deve ser imposta a toda a árvore ao invés de um único caminho. O roteamento multicast com otimização de banda exige que o algoritmo calcule uma árvore cujo enlace crítico tenha banda máxima possível. O roteamento multicast com restrição de atraso especifica que a árvore resultante deve possuir atraso fim a fim (do transmissor até qualquer um dos receptores) abaixo de um valor pré-determinado. O roteamento com otimização de árvore (*Steiner tree problem*) consiste em estabelecer uma árvore com custo total mínimo em todos os enlaces. A solução do problema de roteamento com restrição e otimização de árvore – “*constrained Steiner tree problem*” (ex. roteamento com restrição de atraso e otimização de custo – “*delay-constrained*

least-cost routing”) é uma árvore apresentando um limite máximo de atraso fim a fim e de custo mínimo. Na figura 4.2.1 estão listados os quatro problemas básicos de roteamento multicast.

Tipos de roteamento	Exemplos	Explicação
Otimização de enlace	<i>Roteamento com otimização de banda.</i>	<i>Árvore que possui banda máxima no enlace crítico (bottleneck).</i>
Restrição de enlace	<i>Roteamento com restrição de banda.</i>	<i>Árvore com banda superior ou igual a um valor especificado, à priori, para todos os enlaces.</i>
Otimização de árvore	<i>Roteamento com menor custo de árvore.</i>	<i>Árvore cujo custo total em todos os enlaces é o menor possível.</i>
Restrição de árvore	<i>Roteamento com restrição de atraso.</i>	<i>Árvore contendo atraso fim a fim entre transmissor e qualquer receptor do grupo menor ou igual a um valor pré-determinado.</i>

Figura 4.2.1 – Problemas Básicos de Roteamento Multicast

5 – Algoritmos de Roteamento

O algoritmo de roteamento com QoS é o responsável pelo cálculo e escolha do caminho entre destino e origem que atenda as restrições de QoS imposta pela aplicação e de acordo com a disponibilidade de recursos dos enlaces e nós. Estes algoritmos são classificados com base na estratégia local, global ou agregada de armazenamento de informações topológicas e das métricas de QoS dos enlaces intermediários, e na localização das computações para a determinação do caminho satisfatório e possivelmente ótimo. Estes podem ser centralizados, distribuídos ou hierárquicos.

5.1 – Centralizados (baseados na origem – *Source Routing*)

No roteamento centralizado, todas as computações referentes ao cálculo do caminho são executadas no roteador de origem da conexão. As informações topológicas e de estado dos enlaces são globais e mantidas por todos os nós da rede.

Caso um caminho (rota) satisfatório seja encontrado, o roteador de origem envia mensagem de controle ao roteador destino através dos nós intermediários pertencentes a esta rota calculado. O estado local dos nós envolvidos na conexão é atualizado e um protocolo de estado de enlace (*link-state protocol*) é disparado para atualização do estado global em todos os nós da rede. Este esquema apresenta as seguintes vantagens: Simplicidade de implementação, correção de erros de implementação (*debug*) e atualização de versão (*upgrade*); Evita necessidade de detecção de *deadlock* e a ocorrência de cálculo de rotas circulares (*loops*). Entretanto, ele possui problemas de escalabilidade tais como: quantidade de memória proibitiva para armazenamento do estado global de redes de grande porte; o estado global deve ser atualizado freqüentemente em cada nó devido à natureza dinâmica de alguns parâmetros da rede (banda e buffer disponíveis, delay) provocando alta sobrecarga (*overhead*) de comunicação e o conseqüente desperdício de banda; imprecisão do estado global da rede mantido em cada nó devido à latência de atualização dos protocolos de estado de enlace (*link-state protocol*) e a impossibilidade de ser efetuar atualizações freqüentes, haja vista, a sobrecarga de comunicação e processamento de tais atualizações. Esta imprecisão impede o algoritmo de roteamento de encontrar um caminho satisfatório para as restrições de QoS impostas pela aplicação; Sobrecarga de processamento no roteador de origem onde o cálculo de toda a rota é executado.

5.2 - Distribuídos

O roteamento distribuído se caracteriza pelo fato de que as computações para o cálculo do caminho entre origem e destino são realizadas entre os vários nós da rota. As decisões de roteamento são tomadas de maneira distribuída, ou seja, de nó em nó, com mensagens sendo trocadas entre os nós que vão se incorporando ao caminho. Alguns algoritmos distribuídos necessitam que cada nó mantenha o estado global da rede em vetores de distância. Entretanto, outros baseados na técnica de inundação dependem somente do estado local de cada nó. Os algoritmos distribuídos que fazem uso do estado global da rede possuem os mesmos problemas de escalabilidade dos centralizados, excetuando a sobrecarga (*overhead*) de processamento. Eles dividem esta tarefa entre os vários nós do caminho, proporcionando tempos de resposta de roteamento (latência do cálculo do caminho satisfatório) menores. Alguns algoritmos desta classe executam as computações paralelamente em vários nós. Isto, além de

diminuir ainda mais o tempo de resposta, aumenta, também, a taxa de aceitação de conexões com QoS ou a probabilidade de sucesso em achar um caminho satisfatório. No caso dos algoritmos que se valem do estado local para o cálculo da rota, ocorre uma maior sobrecarga (*overhead*) de comunicação devido à necessidade de troca de um maior número de mensagens. Finalmente, os algoritmos distribuídos, em geral, são mais complexos na implementação e na concepção de algoritmos heurísticos para os problemas que não apresentam solução polinomial especialmente no caso de roteamento multicast.

5.3 – Hierárquicos

A agregação em redes de grande porte permite o uso de algoritmos de roteamento centralizados (*source routing*) diretamente em nós lógicos de cada nível hierárquico. A localização de caminhos é feita em função do estado agregado (parcialmente global) da rede lógica. Este arranjo é denominado de roteamento hierárquico e apresenta muita das vantagens do roteamento centralizado (*source routing*) sendo, entretanto, escalável para redes de grande porte. A boa escalabilidade se deve a economia de memória nos roteadores devido ao armazenamento de informações de forma agregada. Além disso, visto que o processamento é distribuído entre os diversos nós da rota, a sobrecarga de processamento não é um fator limitante no aumento do porte da rede. A grande desvantagem, neste caso, é a imprecisão adicional introduzida nas informações topológicas e de estado comprometendo o desempenho do algoritmo de roteamento. O PNNI (*Private Network-Network Interface*) é um exemplo de protocolo hierárquico em redes ATM.

5.4 – Exemplos e Comparações

Todos os algoritmos (figura 5.4.1) unicast centralizados (*source routing*) fazem uso do estado global mantido em cada nó tornando-os impróprios para redes de grande porte. Outra característica comum é que as computações são executadas na origem e em tempo de conexão para cada fluxo ocasionando uma alta sobrecarga (*overhead*) computacional. A maioria destes algoritmos utilizam a técnica de simplificação do problema de roteamento. Assim, os algoritmos de Dijkstra ou Bellman-Ford são utilizados.

Algoritmo	Problema resolvido	Classificação	Complexidade	Estado
Wang - Crowcroft ¹ [13]	Restrição de banda e atraso	Centralizado	$O(v \log v + e)$	Global
Ma - Steenkiste ² [14]	Restrições múltiplas	Centralizado	$O(kve)$	Global
	Restrição de banda	Centralizado	$O(v \log v + e)$	Global
Guerin - Orda ³ [8]	Restrição de banda	Centralizado	$O(v \log v + e)$	Global impreciso
	Restrição de atraso	Centralizado	Polinomial	Global impreciso
Chen - Nahrstedt ⁴ [15]	Restrição de banda e custo	Centralizado	$O(xve)$	Global
Wang – Crowcroft[13]	Otimização de banda	Distribuído	$O(ve)$	Global
Salama et al.[16]	Restrição de atraso e otimização de custo	Distribuído	$O(v^3)$	Global
Sun–Landgendorfer[17]	Restrição de atraso e otimização de custo	Distribuído	$O(v)$	Global
Cidon et al.[12]	Genérico	Distribuído	$O(e)$	Global
Shin – Chou[18]	Restrição de atraso	Distribuído	$O(e)$	Local
Chen – Nahrstedt[19]	Genérico	Distribuído	$O(e)$	Local
PNNI[20]	Genérico	Hierárquico	polinomial	Agregado

Figura 5.4.1 – Algoritmos de Roteamento Unicast

¹ **Wang – Crowcroft:** Cria um subgrafo com enlaces de banda mínima exigida e descobre o caminho mais curto (menor atraso) utilizando um Algoritmo modificado de Bellman-Ford ou Dijkstra.

² **Ma – Steenkiste:** Provou que certas classes de algoritmos de escalonamento, tornam atraso fim a fim, jitter de atraso e espaço de *buffer* funções da banda reservada, do caminho selecionado e de características de tráfego. O problema, antes insolúvel, pode ser tratado por uma versão modificada do algoritmo de Bellman-Ford.

³ **Guerin – Orda:** Considera métricas não exatas podendo assumir qualquer valor dentro de um intervalo finito de acordo com funções de distribuição de probabilidade. Transforma a restrição fim a fim em várias restrições locais e cada uma possuindo a mesma probabilidade. Localiza um caminho no qual há a maior probabilidade de satisfazer a restrição. A probabilidade fim a fim é igual ao produto das probabilidades dos enlaces intermediários.

⁴ **Chen – Nahrstedt:** Mapea todas as métricas, com exceção de uma, cujos valores são números reais quaisquer em valores inteiros dentro de uma faixa limitada. O problema simplificado é, então, resolvido pelo algoritmo extendido de Bellman-Ford ou Dijkstra. Compromisso entre desempenho e probabilidade de achar um caminho satisfatório pode ser conseguido escolhendo o valor limite da faixa de valores inteiros onde é mapeada a métrica.

Os algoritmos unicast distribuídos são dotados, cada qual, de peculiaridades específicas. Em geral, são mais complexos e, em alguns, podem ocorrer rotas circulares (*loops*) se informações de estado estiverem desatualizadas ou inconsistentes.

Os multicast centralizados, também, necessitam do estado global disponível em todos os nós da rede. Vários (figura 5.4.2.) apresentam esquemas heurísticos para os problemas sem solução polinomial. A árvore multicast satisfatória é construída acrescentando cada destino por vez através de um critério de seleção. Estes algoritmos, em geral, não são aplicáveis em redes de grande porte. A elevada complexidade provoca alta sobrecarga (*overhead*) de processamento.

Algoritmo	Problema resolvido	Classificação	Complexidade	Estado
MOSPF[21]	Otimização de atraso	Centralizado	$O(v \log v)$	Global
Kou et al.[22]	Otimização de atraso	Centralizado	$O(gv^2)$	Global
Takahashi–Matsuyama[23]	Otimização de atraso	Centralizado	$O(gv^2)$	Global
Kompella et al.[24]	Restrição de atraso e otimização de custo	Centralizado	$O(v^3 \Delta)$	Global
Sun – Landgendorfer[17]	Restrição de atraso e otimização de custo	Centralizado	$O(v \log v + e)$	Global
Widyono[25]	Restrição de atraso e otimização de custo	Centralizado	Exponencial	Global
Zhu et al.[26]	Restrição de atraso e otimização de custo	Centralizado	$O(kv^3 \log v)$	Global
Rouskas – Baldine[27]	Restrição de atraso e otimização de custo	Centralizado	$O(klgv^4)$	Global
Kompella et al.[28]	Restrição de atraso e otimização de custo	Distribuído	$O(v^3)$	Global
Chen – Nahrstedt[19]	Genérico	Distribuído	$O(ge)$	Global

Figura 5.4.2 – Algoritmos de Roteamento Multicast

6 – Requisitos de Implementação dos Algoritmos de Roteamento

Requisitos de implementação são características que devem possuir os algoritmos de roteamento ou habilidades que são incorporadas durante a fase de concepção e implementação, de maneira a solucionar ou minimizar os problemas que advêm quando da implantação de sistemas com qualidade de serviço (QoS). As dificuldades de prover uma rede com QoS são variadas. Aplicações multimídia em tempo real impõe diversas restrições de parâmetros de QoS para um mesmo fluxo. Estas exigências tornam, em geral, os problemas de roteamento (múltiplas restrições de QoS) intratáveis. Além disso, as informações de roteamento são imprecisas, levando a esquemas de atualização (manutenção) que consomem quantidade de recursos (banda – sobrecarga de comunicação) consideráveis. Para aplicações multicast, surgem outros desafios: manutenção da árvore; adesão e liberação de membros do grupo sem deteriorar a qualidade de serviço já garantida aos outros membros; dinâmica da topologia e estado da rede; escalabilidade.

6.1 – Simplicidade

Quanto menor a complexidade dos algoritmos de roteamento, mais simples são as tarefas de implementação, correção de erros (*debug*), avaliação, manutenção e atualização de versão (*upgrade*).

6.2 - Custo Operacional

A implantação de roteamento baseados em restrição permite a provisão de novos serviços. Em contra partida, custo de processamento, comunicação e armazenamento (quantidade de memória gasta) devem ser pagos.

- **Custo de Processamento** - o custo de processamento advém de duas tarefas: cálculo / seleção do caminho ou árvore e computações para atualização do estado dos enlaces. A primeira tem um custo maior quando comparada com o best-effort. As rotas com QoS são computadas baseadas em restrições impostas e nas informações referentes aos recursos da rede constantes na base de dados

topológicas. Outro fator de demanda computacional é o modo de disparo de execução do algoritmo. O cálculo pode ser feito sob demanda ou pré-computado. A primeira abordagem tem a vantagem de usar informações mais recentes permitindo o algoritmo ser mais eficiente e preciso. Entretanto, se a solicitação de computações for freqüente, o custo computacional torna-se elevado mesmo quando o algoritmo apresenta baixa complexidade. As rotas pré-computadas proporcionam um baixo custo de processamento mesmo que a freqüência de requisições de novas conexões seja elevada. Neste caso, a sobrecarga computacional eleva-se com o aumento da taxa de atualização das tabelas de roteamento com QoS. Compromisso entre precisão das informações que melhoram o desempenho do algoritmo e carga de processamento pode ser alcançado porque a freqüência de atualização é um parâmetro que o roteador pode controlar o que não é possível com a freqüência de requisições. A segunda tarefa participa com uma parcela significativa no custo total porque a atualização do estado dos enlaces da rede exige que informações sejam retiradas e inseridas nas tabelas de estado. Além disso, o custo de processamento dos pacotes de sinalização do protocolo de estado de enlace (*link-state protocol*) deve ser considerado.

- **Custo de Armazenamento** - uma vez que as tabelas devem conter informações adicionais (em relação ao *best-effort*) referentes aos recursos disponíveis da rede, o custo de armazenamento para roteamento baseado em QoS é superior que o tradicional. A quantidade de memória para as tabelas de roteamento com QoS depende dos parâmetros de QoS utilizados e o esquema de disparo do algoritmo. A granularidade das informações de rota deste esquema pode definir um grande número de caminhos para um mesmo destino com valores de banda diferentes e bem próximos entre si (baixa granularidade).
- **Custo de Comunicação** - custo de comunicação baixo do protocolo de estado de enlace é um requisito importante visto que o roteamento com QoS necessita de informações de disponibilidade de recursos. Infelizmente, a freqüência necessária das atualizações incorre em uma sobrecarga de comunicação inaceitável. Logo, esquemas especiais de disparo destas atualizações devem ser incorporados ao protocolo. Utilização de um *timer* limitando a freqüência de atualizações traz o inconveniente de não garantir mudanças significativas das métricas ou, durante este período, ocorrer mudanças significativas.

Estabelecimento de faixas de valores de cada métrica (classes) dentro das quais nenhum processo de atualização é disparado ou seja só ocorrendo atualizações quando o valor da métrica passar de faixa. Como situações de instabilidade podem ocorrer em períodos de oscilação abrupta de tráfego, tempo mínimo entre atualizações (*hold-down timer*) devem ser estabelecidas associada as técnicas descritas anteriormente. Outros fatores, também, influenciam o volume das atualizações: topologia; conectividade, porte da rede e tráfego[8].

6.3 - Imprecisão das Informações de Estado

As informações topológicas e de estado de rede são inerentemente imprecisas. Os algoritmos, ao contrário, assumem em seus procedimentos métricas exatas. Isto diminui a probabilidade de se encontrar um caminho satisfatório e compromete o desempenho dos algoritmos. Logo, a imprecisão dos parâmetros de QoS devem ser considerados pelos algoritmos de roteamento baseados em QoS[9,10,11].

6.4 – Escalabilidade

Os algoritmos e protocolos devem possuir a habilidade de se adequar a redes de porte crescente mantendo o desempenho e precisão na escolha de rotas para uma ou conjunto de restrições de QoS. Os algoritmos centralizados (*source routing*) e distribuídos baseados no estado global estão limitados a aplicações de redes de pequeno porte devido aos problemas de escalabilidade que apresentam. Sobrecarga de comunicação, custo de armazenamento das informações de estado global da rede, sobrecarga computacional e precisão das métricas que compõe o estado global são fatores que se deterioram com o crescimento ilimitado das redes atuais, inviabilizando a implantação de protocolos baseados nestes algoritmos. Algoritmos Hierárquicos e distribuídos baseados no estado local apresentam soluções apropriadas para os problemas de escalabilidade. Os hierárquicos mantêm estado agregado (parcialmente local) que cresce logaritmicamente se os nós estiverem reunidos em grupos de tamanho uniforme.

6.5 - Capacidade de coexistência de tráfegos distintos

As redes atuais apresentam dois tipos de tráfegos: tradicional (*best-effort*) e com QoS. Os protocolos e algoritmos devem considerar as características destes dois tipos de tráfegos. Para tráfegos *best-effort*, são desejáveis a otimização da capacidade de entrada de pacotes na rede (*throughput*) e da capacidade de resposta do sistema. No caso do tráfego com QoS, maximização da utilização dos recursos e número de fluxos com QoS admitidos na rede são objetivos preponderantes. Entretanto, estes objetivos podem tornar-se conflitantes se os algoritmos de roteamento baseados em QoS não considerarem o tráfego tradicional de modo que exista um equilíbrio no compartilhamento dos recursos entre os dois tipos de tráfego.

7 - Conclusão

O roteamento baseado em QoS, que é um caso particular do roteamento com restrição, é um importante componente em um cenário concebido para provisão de QoS permitindo, principalmente, a implantação de serviços de multimídia em tempo real. Logo, os algoritmos e protocolos devem prover esquemas de integração com as técnicas de provisão de QoS mencionadas anteriormente. A disassociação entre os protocolos de roteamento e os de reserva de recursos está sendo, agora, questionada por alguns pesquisadores[12] porque a integração pode trazer economia de banda e menor custo de comunicação apesar da maior complexidade introduzida no protocolo de roteamento. Compalibilização de tráfegos *best-effort* e com QoS em uma mesma rede através da implantação de roteamento de multicaminho (*multipath routing*) é uma área de estudo e pesquisa que pode viabilizar a rápida implantação de serviços com QoS em redes IP. O balanceamento do tráfego, proporcionado pelo roteamento de multicaminho, equaliza a utilização de recursos da rede. Este esquema aumenta a taxa de aceitação de futuras conexões e melhora o tempo de resposta do tráfego *best-effort* porque o tráfego de um único fluxo com QoS é distribuído entre os vários caminhos selecionados. Outra linha de estudo seria o re-roteamento que consiste na mudança de rota durante a conexão já estabelecida. Considerando a natureza dinâmica de algumas métricas de QoS e as decisões de roteamento que são tomadas no início da conexão, caminhos podem tornar-se menos ótimos durante a conexão. O re-roteamento de

conexões já existentes otimiza a utilização dos recursos da rede devido ao balanceamento de tráfego. Finalmente, a tendência atual, visto os resultados das pesquisas e estudos, na solução do problema de roteamento baseado em QoS é o esquema hierárquico com informações de estado e topológicas tratadas de forma agregada. Todavia, muita investigação deve, ainda, ser feita para contornar o problema da imprecisão adicional introduzida pela agregação das informações antes que esta solução seja amplamente adotada em redes de grande porte como a Internet.

8 – Bibliografia

- [1] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, H. Sandick, “A Framework for QoS-based Routing in the Internet”, RFC 2386, Aug. 1998, 37 pages,
<http://www.ietf.org/rfc/rfc2386.txt>
- [2] R. Braden, D. Clark, S. Shenker, “Integrated Services in the Internet Architecture: na overview”, RFC 1633, Jun. 1994, 33 pages, <http://www.ietf.org/rfc/rfc1633.txt>
- [3] S. Blake, et al., “An Architecture for Differentiated Services”, RFC 2475, Dec. 1998, 36 pages, <ftp://ftp.isi.edu/in-notes/rfc2475.txt>
- [4] R. Callon, et. Al., “A Framework for Multiprotocol Label Switching”, draft-ietf-mpls-framework-05.txt, Sep. 1999, 69 pages, <http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-ietf-mpls-framework-05.txt>
- [5] R. Braden et al., “Resource Reservation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification”, RFC 2205, 1997.
- [6] Bin Wang, Jennifer C. Hou, “Multicast Routing and Its QoS Extension: Problems, Algorithms, and Protocols”, IEEE Network, Jan./Febr. 2000.
- [7] Shiang Chen, klara Nahrstedt, “An Overview of Quality of Service Routing for Next-Generation High-Speed Networks: Problems and Solutions”, IEEE Network, Nov./Dec. 1998.
- [8] George Apostololoulos, Roch Guérin, Sanjay Kamat, “Intradomain QoS Routing in IP Networks: A Feasibility and Cost/Benefit Analysis”, IEEE Network, Sep. 1999.
- [9] R. Guerin and A Orda , “QoS-based Routing in Networks with Inaccurate Information: Theory and Algorithms, IEEE INFOCOM ’97, Japan Apr. 1997.
- [10] D. H. Lorenz and A. Orda, “QoS Routing in Networks with Uncertain Parameters,” IEEE INFOCOM ’98, Mar. 1998.
- [11] S. Chen and K. Nahrstedt, “Distributed QoS Routing with Imprecise State Information, “ICCCN ’98, Oct. 1998.
- [12] I. Cidon, R. Rom and Y. Shavitt, “Multi-Path Routing Combined with Resource Reservation”, IEEE INFOCOM ’97, Japan, Apr. 1997, pp. 92-100.
- [13] Z. Wang and J. Crowcroft, “QoS Routing for Supporting Resource Reservation,”IEEE JSAC, Sept. 1996
- [14] Q. Ma and P. Steenkiste, “Quality-of Service Routing with Performance Guarantees,” Proc. 4th Int’l. IFIP Wksp. QoS, May 1997.
- [15] S. Chen and K. Nahrstedt, “On Finding Multi-Constrained Paths”, IEEE ICC ’98, June 1998.

- [16] H. F. Salama, d. S. Reeves, and Y. Viniotis, "A Distributed Algorithm for Delay-Constrained Unicast Routing", IEEE INFOCOM '97, Japan, Apr. 1997.
- [17] Q. Sun and H. Langendorfer, "A New Distributed Routing Algorithm with End-to-End Delay Guarantee", Unpublished paper, 1997.
- [18] K. G. Shin and C.-C. Chou, "A Distributed Route-Slection Scheme for Establishing Real-Time Chanel", 6th IFIP Int'l. Conf. High Perf. Networking, Sept. 1995, pp. 319-29.
- [19] S. Chen and K. Nahrstedt, "Distributed Quality-of-Service Routing in High-Speed Networks Based on Selective Probing", Tech. Rep., Univ. of IL at Urbana-Champaing, Dept. Comp. Sci., 1998.
- [20] L. Zhang et al., "RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol", IEEE Network, Sept. 1993.
- [21] J. May "Multicast Extension to OSPF", Internet Draft, Sept. 1992
- [22] L. Kou, G. Markowsky, and L. Berman, "A Fast Algorithm for Steiner Tree", Acta Informatica 15 , 1981, pp. 141-45.
- [23] H. Takahashi and and Matshuyama, "An Approximate Solution for the Steiner Tree Problem in Graphs", Mathematica Japonica, 1980.
- [24] V. P. Kompella, J.C. Pasquale, and G. C. Polyzos", "Multicast Routing for Multimedia Communication", IEEE/ACM Trans. Networking, June 1993.
- [25] R. Widyono, "The Design and Evaluation of Routing Algorithms for Real-Time Channels", Technical rep., ICSI TR-94-024, Univ. CA at BerKeley Int'l. Comp. Sci. Inst., June 1994.
- [26] Q. Zhu, M. Parsa, and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "A source-Based Algorithm for Delay-Constrained Minimum-Cost Multicasting", IEEE INFOCOM '95, Boston, MA, Apr. 1995.
- [27] G. N. Rouskas and I. Baldine, "Multicast Routing with End-to-End Delay and Delay Variation Constraints", IEEE JSAC, vol. 15, Apr. 1997, pp. 346-56.
- [28] V. P. Kompella, J. C. Pasquale and G. C. Polyzos, "Two Distributed Algorithms for Multicasting Multimedia Information", ICCCN '93, San Diego, CA, June 1993, pp. 343-49.