

Projeto de Topologias e Alocação de Capacidades em Redes ATM*

Carlos Marcelo Dias Pazos
Universidade Federal de Pernambuco
Departamento de Informática
cmdp@di.ufpe.br

José Augusto Suruagy Monteiro
Universidade Federal de Pernambuco
Departamento de Informática
suruagy@di.ufpe.br

Sumário

O projeto da topologia e a alocação de capacidades aos troncos de uma rede têm como objetivo o atendimento aos requisitos de tráfego e ainda garantir um bom desempenho da rede. Contudo, o padrão de tráfego oferecido varia e, para que essas variações sejam acomodadas, se faz necessário que as redes sejam dotadas de alguma capacidade de reconfiguração dinâmica de sua topologias, o que permitirá também a recuperação de falhas em troncos e/ou nós da rede.

Neste trabalho, é proposta uma abordagem para a reconfiguração dinâmica em Redes Digitais de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL) utilizando o Modo de Transferência Assíncrono (ATM). No projeto da topologia lógica e na alocação de capacidades aos troncos destas redes, buscar-se-á minimizar a média da probabilidade de bloqueio de chamadas, o atraso sofrido pelos pacotes em trânsito, dois dos parâmetros mais determinantes ao bom desempenho da rede, e ainda garantir o requisito de Grau De Serviço (GDS), expresso pela probabilidade de perda de células, para os diversos tipos de serviço.

A formulação para a determinação de cada configuração será feita como um problema de otimização de rede, onde a média da probabilidade de bloqueio será minimizada. Como a formulação envolve uma função definida em um espaço discreto, sujeito a várias restrições, o problema é intrinsecamente combinatorial. Portanto, por ser adequada à solução desse tipo de problema, a técnica do annealing simulado é proposta para ser utilizada no processo de minimização.

Abstract

The goal of topology design and trunk bandwidth assignment in computer networks is to meet traffic requirements while guaranteeing a reasonable network performance. Nevertheless, the offered traffic pattern varies and, in order to be accommodated, it is necessary that the networks be provided with some sort of dynamic topology reconfiguration, which will also enable them to recover from facilities failure.

*Esse trabalho foi desenvolvido com o apoio da FACEPE e do CNPq.

In this paper, it is proposed an approach for dynamic reconfiguration in Broad-band Integrated Services Digital Networks (B-ISDN) using Asynchronous Transfer Mode (ATM). In the logical topology design and network trunks bandwidth assignment, the objective will be to minimize the average call blocking probability, and the packet delay - two of the most demanding performance parameters - and yet maintain a Grade Of Service (GOS) expressed by the cell loss probability for all service classes.

The topology design and trunk bandwidth assignment problem is formulated as a network optimization problem, where the average call blocking probability is minimized. Since the formulation involves a function defined on a discrete space, subjected to many constraints, the problem is inherently combinatorial. Being adequate to the solution of this kind of problems, the simulated annealing technique is proposed to be used in the minimization process.

1 Introdução

Com a utilização de fibras óticas como meio de transmissão de dados de altíssima velocidade, começa-se finalmente a vislumbrar a possibilidade real da integração de diversos serviços em uma única rede de comunicação. O processo de padronização da utilização de fibras pelo Comitê Consultivo Internacional de Telefonia e Telegrafia (CCITT), padrão SONET¹ [Boe90], segundo as recomendações G.707, G.708 e G.709, encontra-se num estágio bastante avançado e, muito brevemente, as fibras estarão em hegemonia como meio de transmissão para redes de alta velocidade.

As redes capazes de integrar diversos tipos de serviços são denominadas de Redes Digitais de Serviços Integrados de Faixa Larga, RDSI-FL [KJ91], por acomodarem uma heterogeneidade de requisitos de tráfego através do uso de suportes de transmissão de capacidades elevadas. Em RDSI-FL, o formato preferido para a multiplexação do tráfego, que vem recebendo maior atenção e que foi padronizado pelo CCITT na recomendação I.212, é o ATM².

Na medida em que as RDSI-FLs possibilitam uma nova gama de aplicações, os requisitos tradicionais de confiabilidade, tolerância a falhas, controle de congestionamento, justiça no compartilhamento de recursos, etc., apresentam-se como desafios aos pesquisadores. Com a integração de serviços e a utilização de taxas de transmissão da ordem de alguns Gbps, satisfazer a tais requisitos tornou-se uma tarefa complexa.

Com relação ao controle de congestionamento, as técnicas tradicionais, baseadas em troca de mensagens de controle entre fonte e sorvedouro de mensagens, não são mais aplicáveis. Com as altíssimas taxas de transmissão, o atraso de propagação passou a ser o gargalo das RDSI. Assim, quando um sorvedouro detecta uma situação de congestionamento e informa à fonte, esta, ao tomar conhecimento, já enviou milhares de outras mensagens, complicando ainda mais o estado de congestionamento da rede.

¹SONET para Synchronous Optical Network.

²ATM para Asynchronous Transfer Mode.

A abordagem que tem sido bastante considerada para tratar o congestionamento em RDSI [GMP89, LY89, GKW90, GKW91] consiste em dotar as redes de alguma capacidade de reconfiguração dinâmica de suas topologias. Nesse processo, procura-se alocar capacidade suficiente nos troncos de fibra de modo a atender aos requisitos do tráfego, evitando, assim, o congestionamento. A característica dinâmica é indispensável para que a topologia possa ser alterada a fim de acomodar variações do tráfego em tempo real.

A reconfiguração dinâmica é também o método natural de tratar a questão de tolerância a falhas, como proposto em [Gro87, YH88]. A cada nova configuração corresponde uma nova topologia lógica, construída em cima da topologia dorsal, a qual é considerada para efeito do roteamento do tráfego. Portanto, com a reconfiguração dinâmica, procura-se acomodar uma dada matriz de tráfego a uma dada topologia dorsal disponível. Assim, variações do tráfego e falhas de troncos e/ou nós da rede são tratadas de maneiras semelhantes, como simples alterações da matriz de tráfego e da topologia dorsal disponível, respectivamente.

Os elementos chaves, usados na implementação da reconfiguração das topologias, são os Sistemas de Entrelaçamento de Conexões Digitais (DCS³) [HKSM87]. Exemplos de implementação de redes com topologias flexíveis, devido ao uso de DCSs, podem ser encontrados em [DMWH88, TCKV90].

Conforme a representação esquemática apresentada em [HKSM87] e reproduzida na figura 1, adequando-a às taxas de transmissão características das RDSI, em cada DCS, o comutador CM faz a terminação de sinais STM-X⁴, com o chaveamento de sinais STM-Y dentro dos sinais STM-X, onde a informação do chaveamento é fornecida pelo mapeamento armazenado em MAP. A comutação através dos DCSs define canais de taxa STM-Y, fim-a-fim, conectando diretamente pares de nós da rede [GKW90]. Com o uso dos DCSs, tornou-se possível uma rápida alocação das capacidades dos troncos da rede dorsal ao tráfego oferecido, através da simples alteração da informação em MAP por software, permitindo que as reconfigurações da topologia possam ser feitas em tempo real.

Um padrão internacional está sendo proposto pelo CCITT que especifica uma nova Hierarquia Digital Síncrona (SDH⁵), recomendação G.707. Ao sinal base dessa hierarquia corresponde uma taxa de transmissão de 155,52 Mbps, denominada de Multiplexação de Transporte Síncrono - nível 1, ou STM-1. Aos níveis mais altos da hierarquia correspondem taxas de transmissão que são múltiplos inteiros de 155,52 Mbps. Portanto, o DCS da figura 1 faria a terminação, por exemplo, de sinais STM-16, com o chaveamento de sinais STM-1 nos sinais STM-16, definindo, assim, 16 canais de capacidade STM-1 fim-a-fim. Dessa forma, a granularidade da alocação de capacidades, g , desse DCS seria STM-1, determinando que a atribuição de recursos de transmissão a pares de nós da rede seja feita em unidades de $g = \text{STM-1} = 155,52$ Mbps de capacidade, ou seja, a alocação será feita em canais de capacidade g . Para efeito do presente estudo, essa ($g = \text{STM-1}$)

³DCS para Digital Cross-connect Systems.

⁴STM para Synchronous Transport Multiplex.

⁵SDH para Synchronous Digital Hierarchy.

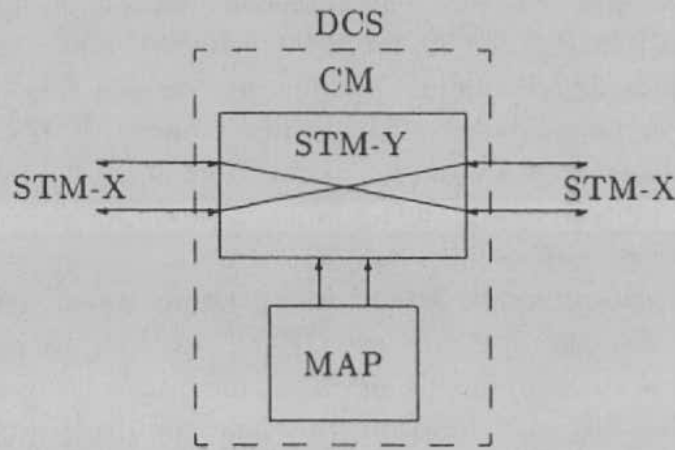


Figura 1: Representação esquemática de um DCS.

será a granularidade considerada. Apresentações mais detalhadas sobre nós de comutação de faixa larga podem ser encontradas em [Ber90, Tob90].

Como objetivo deste trabalho, partindo-se de uma topologia dorsal, como a apresentada na figura 2, procurar-se-á produzir uma topologia lógica, embutida na topologia dorsal, capaz de melhor atender os requisitos do tráfego oferecido à rede. Para a implementação da topologia lógica, os DCSs nos nós da rede dorsal serão usados para a formação de caminhos expressos entre todos os pares de nós da rede, conforme [PG86, GMP89]. Dessa maneira, a topologia embutida seria completamente conectada.

Como exemplo, considere a figura 3(a) onde, por simplicidade, são mostrados apenas dois caminhos para cada par com origem no nó B e com destino nos demais nós da rede. Padrões semelhantes são observáveis para os demais nós tomados como origem. Numa representação equivalente para a rede embutida, associa-se todo o grupo de caminhos entre qualquer par de nós da rede a um único caminho, dando origem à topologia lógica equivalente, ilustrada na figura 3(b).

Neste trabalho, será proposta uma abordagem para a alocação de capacidades aos caminhos da topologia lógica, os troncos da figura 3(a), para todos os pares de nós origem-destino da rede. Essa alocação levará em conta os requisitos do tráfego oferecido à rede e os requisitos de desempenho desejáveis de uma RDSI.

O restante do artigo é organizado como segue. Na seção 2 será apresentada uma modelagem para as redes exemplificadas nas figuras 2, 3(a) e 3(b), através de uma notação formal e rigorosa. Na seção 3 será feita a formulação precisa do problema a ser tratado, enfatizando as simplificações que serão adotadas. Na seção 4 será apresentada a abordagem proposta para a solução do problema. Na seção 5 é apresentada uma interface gráfica desenvolvida para a entrada de dados e discute-se o estágio atual do projeto. Finalmente, na seção 6 são tecidas considerações finais.

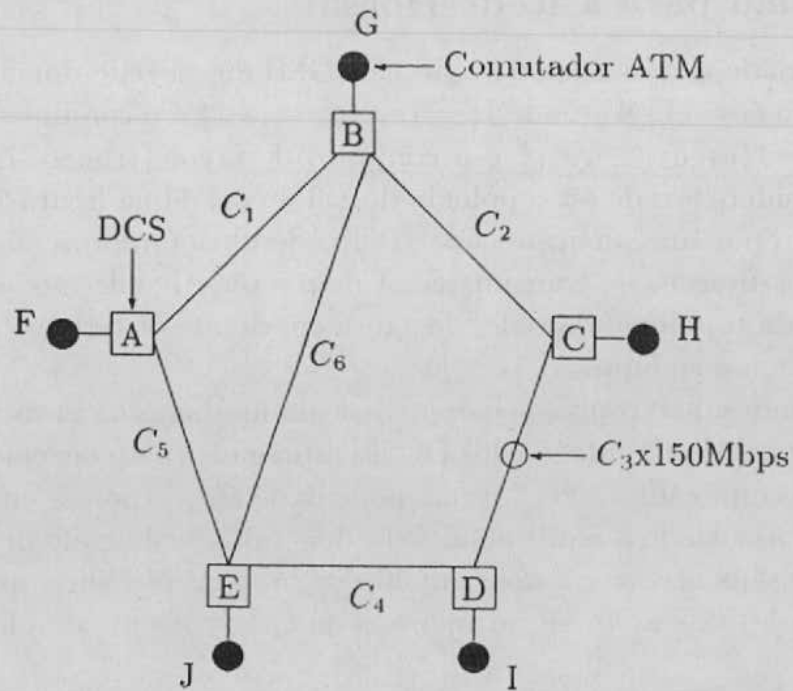


Figura 2: Topologia Dorsal.

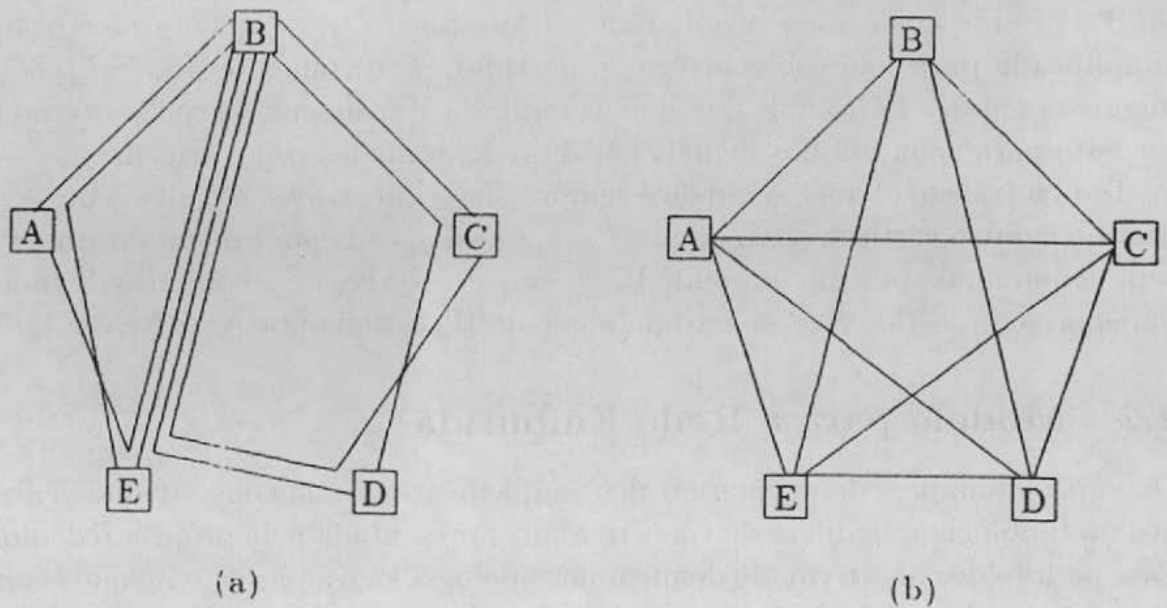


Figura 3: Topologias Lógicas. (a) Representação de dois caminhos para cada par com origem no nó B e destino nos demais nós. (b) Topologia Lógica Equivalente.

2 Notação e Modelo

2.1 Modelo para a Rede Dorsal

Em conformidade com a apresentação em [GMP89], a rede dorsal será modelada usando o grafo $G = (V, A)$, onde $V = \{v_1, v_2, \dots, v_N\}$ é o conjunto de vértices (nós DCS) e $A = \{a_1, a_2, \dots, a_M\}$ é o conjunto de arcos (trancos de fibra). Como exemplo, considere a rede ou topologia dorsal ilustrada na figura 2. Cada nó DCS é representado por um vértice e cada tronco de fibra é representado por um arco para ambas as direções de transmissão. Como o objetivo da modelagem por grafo é a descrição da topologia da rede, de agora em diante os termos topologia e grafo serão usados como sinônimos.

As capacidades dos trancos são expressas em unidades da granularidade g que é definida pela taxa de comutação dos DCSs empregados na rede, conforme o exposto na seção 1. Assim, cada arco a_m tem capacidade C_m , expressa em unidades de g .

O grafo G , associado à rede dorsal, será denominado de grafo de primeira ordem e cada um de seus arcos será denominado de arco de primeira ordem. O grafo G e as capacidades dos arcos de primeira ordem descrevem completamente a rede dorsal.

Caminhos podem ser definidos em G como sendo a concatenação de canais, em vários arcos de primeira ordem, sem a formação de laços. A concatenação de canais é implementada nos comutadores DCS localizados nos nós da topologia. Esses caminhos conectam pares de nós de G que já podem ter ou não um arco de primeira ordem conectando-os. Os caminhos assim definidos em G são denominados de caminhos de primeira ordem, ou simplesmente caminhos. Na figura 3(a) são mostrados dois caminhos de primeira ordem para cada par com origem no nó B e destino nos demais nós da rede. Naturalmente, a representação é bastante simplificada para não sobrecarregar o desenho. É certamente possível que para alguns dos pares haja mais que dois caminhos. Um desenho semelhante poderia ser feito para cada um dos demais nós da rede, tomados como origem.

Todo o tráfego oferecido à rede é sempre oferecido através de um vértice v_i com destino a outro vértice v_j , em geral, $v_i \neq v_j$. Assim, cada par origem-destino (v_i, v_j) será denominado por um w_r , onde $W = \{w_1, w_2, \dots, w_{\bar{N}}\}$ é o conjunto de todos os pares origem-destino e \bar{N} , a cardinalidade de W , é dada por $\bar{N} = N(N-1)/2$.

2.2 Modelo para a Rede Embutida

Os vários caminhos de primeira ordem implementam uma conectividade entre os nós da topologia que difere da conectividade apresentada pela própria rede dorsal. Esse padrão de conectividade define uma topologia lógica para a rede que é, então, denominada de topologia ou rede embutida, por estar contida na topologia dorsal.

Entre qualquer par $w \in W$ pode-se ter M_w caminhos distintos denotados por $\pi(w; n)$, $n = 1, 2, \dots, M_w$, que conectam o par w e formam o conjunto denominado de grupo de trancos lógicos para o par w , representado por P_w . Cada caminho $\pi(w; n)$ define um arco em outro grafo $\bar{G} = (V, \bar{A})$, sendo então denominado de

$\bar{a}(w; n)$. Note que \bar{G} é um grafo completamente conectado e os arcos $\bar{a}(w; n)$, $n = 1, 2, \dots, M_w$, definem múltiplas rotas entre o par w . Se, então, $\bar{a}(w; n)$ for o p -ésimo elemento de \bar{A} , $\bar{a}(w; n)$ pode ser denotado simplesmente por \bar{a}_p e $\pi(w; n)$ por π_p . Ou seja, $\bar{A} = \{\bar{a}_1, \bar{a}_2, \dots, \bar{a}_M\}$ é o conjunto de arcos em \bar{G} . Cada arco \bar{a}_p tem capacidade $\bar{C}_{\bar{a}_p}$, expressa em unidades de g .

O grafo \bar{G} , associado à rede embutida, será denominado de grafo de segunda ordem e cada arco $\bar{a}_n \in \bar{A}$ será denominado de arco de segunda ordem. O grafo \bar{G} e as capacidades dos arcos de segunda ordem descrevem completamente a rede embutida.

Como mencionado acima, os caminhos $\bar{a}_p \in P_w$ ($P_w \subset \bar{A}$) em \bar{G} definem um grupo de troncos lógicos para o par w . Sendo assim, por vezes será melhor tratar o grafo $\bar{G} = (V, \bar{A})$, denominado de grafo equivalente de segunda ordem como em [LY89], em lugar do grafo de segunda ordem \bar{G} . Em \bar{G} , $\bar{A} = \{\bar{a}_{w_1}, \bar{a}_{w_2}, \dots, \bar{a}_{w_N}\}$ e cada $\bar{a}_{w_i} \in \bar{A}$ corresponde à representação de todo o grupo de troncos lógicos P_w no grafo \bar{G} , sendo denominado de arco equivalente de segunda ordem. Como ilustração de um grafo equivalente de segunda ordem ou topologia equivalente, considere a figura 3(b).

2.3 Modelagem e Caracterização do Tráfego

As redes ATM oferecem uma variedade de serviços que podem ser agrupados num conjunto de serviços $S = \{s_1, s_2, \dots, s_T\}$. Contudo, suponha inicialmente uma rede que ofereça apenas o serviço s_1 . Para cada par $w \in W$ há uma determinada quantidade de chamadas estabelecidas entre o par, referentes a todas as conexões que provêem o serviço s_1 . Essas chamadas definem uma *commodity* com_w , que é considerada distinta das demais *commodities* de quaisquer outros pares $w \in W$. Seja, então, K o conjunto de todas as *commodities* em trânsito na rede, ou seja, $K = \{com_{w_1}, com_{w_2}, \dots, com_{w_N}\}$.

O objetivo deste estudo é definir as capacidades a serem alocadas aos arcos de segunda ordem de modo a transportar a carga de todas as *commodities* $com_w \in K$. Para tanto, será assumida uma simetria do tráfego, ou seja, a carga oferecida a uma das extremidades de um par $w \in W$ com destino à outra extremidade seria idêntica à carga oferecida no sentido oposto. E ainda, como os troncos de fibra são usados para comunicação *full-duplex*, dizer que um tronco tem capacidade C significa dizer que a capacidade é C em ambas as direções. Portanto, buscar-se-á alocar capacidades nos troncos de fibra para o transporte das *commodities*, independentemente da direção do tráfego; já que a alocação de capacidade a uma direção é equivalente à alocação da mesma capacidade também à direção oposta. Contudo, para efeito dessa alocação, há que se levar em consideração o ganho obtido com a multiplexação estatística nas redes ATM.

Esse ganho deve-se ao fato da alocação de células a conexões não ser fixa utilizando-se o ATM; pelo contrário, as células são alocadas de uma maneira assíncrona e sob demanda. Assim, só há consumo de capacidade de transmissão se houver informação sendo efetivamente transportada. Com essa característica,

o ATM permite um ganho em eficiência na alocação de recursos de transmissão pela multiplexação estatística das Classes de Tráfego em Rajada (CTR) e Variável (CTV). Isso é possível pois esses tráfegos não requerem uma alocação continuada da capacidade, igual à taxa de transmissão de pico, permitindo assim um compartilhamento da capacidade por várias fontes. Para a Classe de Tráfego Constante (CTC), devido à transmissão continuada à taxa de pico, não se consegue ganho com a multiplexação estatística.

2.3.1 A Multiplexação Estatística na Caracterização do Tráfego

A fim de determinar a capacidade suficiente a ser alocada, considerando-se o ganho obtido com a multiplexação estatística, Gallassi [GRF89] definiu um *fator de expansão* R que fornece uma medida do excesso de capacidade (relativamente à média) a ser alocada ao tráfego (considerando apenas o serviço s_1), dado por:

$$R = \frac{C}{N_1 \cdot B_m^1} \quad (1)$$

onde, C é a capacidade alocada ao tráfego de N_1 conexões de serviços do tipo s_1 , com taxa média de transmissão B_m^1 . Em [GRF89, MGF91] foi indicado que $R = 1/\varphi_s$, onde φ_s ⁶ é o fator de utilização do multiplexador pelo tráfego do serviço s e é correspondente a um determinado requisito de Grau De Serviço (GDS) desejado, expresso pela probabilidade de perda de células devido ao *overflow* dos *buffers* do multiplexador.

Substituindo $R = 1/\varphi_1$ em (1), determina-se o número máximo $N_{1máx}$ de fontes que podem ser multiplexadas em um canal de capacidade C mantendo-se o requisito do GDS desejado, correspondente à probabilidade de perda de células e expresso indiretamente por φ_1 . Assim, para um serviço s qualquer, $N_{smáx}$ é dado por:

$$N_{smáx} = \frac{C \cdot \varphi_s}{B_m^s} \quad (2)$$

O ganho com a multiplexação estatística só pode ser considerado para a mistura dos tráfegos das diversas conexões que usem um mesmo canal, onde, devido a utilização do ATM, a comutação é por pacotes. As conexões em canais diferentes, ainda que esses sejam definidos em um mesmo tronco de fibra, são comutadas por circuito, sem a utilização do ATM e, conseqüentemente, sem ganhos com a multiplexação estatística. Assim, como a capacidade de cada canal é g (a granularidade de alocação de capacidades), a equação (2) fornece, para $C = g$, o número máximo de conexões de um mesmo tipo de serviço que podem ser multiplexadas nesses canais. Para efeito do presente estudo, considerar-se-ão disponíveis os valores $N_{smáx}$ para todos os serviços $s \in S$. O problema da obtenção desses parâmetros é abordado em [CRF89, Mon90, MGF91].

⁶Nesse trabalho é feita uma mudança na notação, onde o ρ em [GRF89, MGF91] foi substituído pelo φ , pois ρ é usado aqui para denominar a carga oferecida a cada par, conforme será apresentado ainda nessa seção.

O tráfego, referente ao serviço s_1 oferecido à rede por cada par $w \in W$, será caracterizado pela taxa média de chegada de chamadas a cada par, denotada por λ_w , pela duração média de cada chamada, denotada por $1/\mu$ e considerada idêntica para todos os pares $w \in W$, e pela carga oferecida a cada par, denotada por ρ_w e dada por $\rho_w = \lambda_w/\mu$. É importante salientar que em cada canal de capacidade g podem ser multiplexados até $\mathcal{N}_{1máx}$ conexões do serviço s_1 . Portanto, a capacidade suficiente a ser alocada a cada conexão é $g/\mathcal{N}_{1máx}$. Ou seja, usando o jargão de telefonia, cada conexão do serviço s_1 requer um canal (no caso, virtual) de capacidade $g/\mathcal{N}_{1máx}$. Esse canal é dito virtual pois a alocação não é dedicada, toda a capacidade g é compartilhada por todas as $\mathcal{N}_{1máx}$ conexões do serviço s_1 .

A modelagem apresentada até aqui considerou apenas um único serviço s_1 . Considere, agora, a rede oferecendo o conjunto $S = \{s_1, s_2, \dots, s_T\}$ de serviços. Para cada par $w \in W$ haveria *commodities* com_{ws} distintas para cada tipo de serviço $s \in S$. Define-se, então, \mathcal{K} como o conjunto de todas as *commodities* referentes a todos os serviços $s \in S$ e para todos os pares $w \in W$, onde $\mathcal{K} = \{com_{w_1s_1}, com_{w_1s_2}, \dots, com_{w_1s_T}, \dots, com_{w_Ns_1}, \dots, com_{w_Ns_T}\}$.

O tráfego dessa rede com múltiplos serviços será caracterizado pela taxa média de chegada de chamadas de cada serviço $s \in S$ a cada par $w \in W$, denotada por λ_{ws} , pela duração média de cada chamada, denotada por $1/\mu_s$ e considerada idêntica para todos os pares $w \in W$, e pela carga oferecida por cada serviço a cada par, denotada por ρ_{ws} e dada por $\rho_{ws} = \lambda_{ws}/\mu_s$.

A fim de se obter a capacidade suficiente a ser alocada a cada par $w \in W$ para o transporte da mistura dos diversos tipos de tráfego das *commodities* com_{ws} , será usada a aproximação linear proposta em [Akh87], onde cada conexão de um serviço $s \in S$ requisita a mesma capacidade que seria suficiente alocar quando todo o canal de capacidade g é ocupado apenas por conexões do tipo s . Assim, a capacidade suficiente requerida por cada conexão do serviço s será $g/\mathcal{N}_{smáx}$, ou seja, cada conexão do serviço s requer um canal (também virtual) de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$. Mais uma vez, o canal é virtual pois a alocação não é dedicada.

2.3.2 Alocação de Canais Virtuais às Conexões

Com a apresentação dos canais virtuais na seção anterior, define-se agora λ_{ps} , o número total desses canais virtuais de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$ alocados em um dos arcos de segunda ordem $\bar{a}_p \in P_w$ para o transporte do tráfego do serviço s entre o par w . Então, pela aproximação linear, a capacidade $\bar{C}_{\bar{a}_p}$ a ser alocada ao arco \bar{a}_p , considerando-se que por ele trafegue apenas o tráfego do par w , seria dada por⁷:

$$\bar{C}_{\bar{a}_p} = \left[\sum_{s \in S} \frac{\lambda_{ps}}{\mathcal{N}_{smáx}} \right] \cdot g \quad \forall \bar{a}_p \in P_w \text{ e } \forall w \in W. \quad (3)$$

Como será visto na seção 2.4, é necessário definir-se também λ_{ws} , o total de canais virtuais de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$ alocados nos diversos arcos $\bar{a}_p \in P_w$ para o transporte de todo o tráfego do serviço s entre o par w , assumindo-se inicialmente

⁷ $[x]$ é a função teto cujo valor é o menor inteiro maior que x .

que o tráfego seja transportado apenas através dos arcos $\bar{a}_p \in P_w$. Assim, χ_{ws} será dado por:

$$\chi_{ws} = \sum_{\bar{a}_p \in P_w} \chi_{ps} \quad \forall w \in W \text{ e } \forall s \in S \quad (4)$$

Vale ressaltar que a alocação das capacidades $\bar{C}_{\bar{a}_p}$ aos arcos de segunda ordem $\bar{a}_p \in P_w$ é feita em canais de capacidade g , segundo a equação (3). Para a determinação da capacidade suficiente a ser atribuída ao tráfego das *commodities* com_{ws} , considera-se a alocação de canais virtuais de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$, onde χ_{ws} , o número total desses canais efetivamente alocados ao tráfego, é obtido pela equação (4).

2.4 Análise do Bloqueio

As redes ATM estão sendo projetadas para dar suporte a uma gama de serviços com diferentes requisitos de desempenho. Um desses requisitos consiste na probabilidade de bloqueio em se estabelecer uma conexão entre dois pontos da rede ou, simplesmente, probabilidade de bloqueio de chamadas. O bloqueio ocorrerá quando, ao chegar uma nova chamada, não for possível alocar recursos de transmissão à mesma. Todavia, através do gerenciamento dos recursos de transmissão da rede, é possível conseguir-se valores para as probabilidades de bloqueio para todos os pares $w \in W$ e todos os serviços $s \in S$ de modo a satisfazer os respectivos requisitos de GDS, referentes às probabilidades máximas de bloqueio. Portanto, buscar-se-á a melhor topologia embutida que minimizará a média da probabilidade de bloqueio, entre todos os pares $w \in W$ e para todos os serviços $s \in S$, ponderada pelo tráfego oferecido aos nós.

Seja, então, $\mathbf{B}_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\})$ a probabilidade de bloqueio enfrentada pelas chamadas do serviço s oferecidas ao par w , onde χ_{ws} , dado a princípio pela equação (4), é o total de canais de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$ alocados ao par w para a transferência da carga de tráfego ρ_{ws} que lhe é oferecida. Em geral, uma forma fechada para $\mathbf{B}_{ws}(\cdot)$ não estará disponível, exceto para esquemas de roteamento simples.

Assim, a melhor topologia embutida deve minimizar a média ponderada da probabilidade de bloqueio, ou seja:

$$\text{minimizar: } \sum_{s \in S} \sum_{w \in W} \lambda_{ws} \cdot \mathbf{B}_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \quad (5)$$

Apesar da formulação do problema, apresentada na seção 3, enfatizar a minimização da média ponderada da probabilidade de bloqueio, um outro critério que também deve ser satisfeito é o requisito de GDS referente à probabilidade máxima de bloqueio para cada par w e cada serviço s . A exigência de que uma solução satisfaça um requisito de GDS referente à probabilidade máxima de bloqueio b_{ws} pode ser imposta, incluindo-se a restrição de que $\mathbf{B}_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \leq b_{ws} \quad \forall w \in W$ e $\forall s \in S$. Na verdade, buscar-se-á a alocação de capacidades suficiente apenas para atingir os requisitos de GDS, deixando o restante livre como capacidade

sobressalente. É interessante ter-se essa capacidade extra disponível para facilitar a sua alocação quando for necessário.

3 Formulação e Definição do Problema

3.1 Definição do Problema Conjunto

Nessa seção será apresentada a formulação para o problema conjunto do roteamento e da alocação de capacidades aos caminhos de primeira ordem. Aqui, será considerado o problema de otimização com restrições ditadas pelos recursos físicos disponíveis⁸. Assim, estar-se-á assumindo que a topologia e as capacidades dos troncos da rede dorsal e o tráfego externo oferecido à rede são conhecidos. O objetivo será, então, escolher os caminhos embutidos, suas capacidades e o roteamento tais que:

- A média ponderada da probabilidade de bloqueio seja minimizada.
- O critério do GDS, expresso pela probabilidade máxima de bloqueio, seja satisfeito para cada par $w \in W$ e cada serviço $s \in S$, ou seja, $\mathbf{B}_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \leq b_{ws} \quad \forall w \in W$ e $\forall s \in S$.
- A capacidade de cada tronco na rede dorsal não seja excedida pela banda passante agregada de todos os caminhos que utilizam o tronco.
- Todos os requisitos de tráfego sejam satisfeitos sem exceder as bandas passantes dos caminhos.

3.2 Formulação para uma Rede de Serviço Único

A formulação do problema conjunto da alocação de capacidades e do roteamento será apresentado inicialmente para uma rede de um único serviço, a fim de melhor expor as simplificações propostas. Na seção 3.3, a formulação é estendida para a rede de múltiplos serviços.

Para cada caminho de primeira ordem $\bar{a}_u = \pi_u$ na rede dorsal, faz-se necessário determinar quais arcos de primeira ordem a_m compõem a sua rota. Define-se, então, um vetor de arcos do caminho dado por $p_u = (p_{u1}, p_{u2}, \dots, p_{uM})^T$, onde M é o número de troncos na rede dorsal e

$$p_{um} = \begin{cases} 1 & \text{se } a_m \in \pi_u \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Considere-se agora o grafo \bar{G} associado à rede embutida. Apesar de \bar{G} não ser um grafo no sentido estrito (já que ele contém múltiplos arcos), podemos ainda

⁸As técnicas de projeto padrão tentam, por exemplo (há uma abordagem dual), encontrar uma rede física com o menor custo e que satisfaça certos requisitos de desempenho para dadas matrizes de tráfego e custo dos troncos.

assim definir caminhos nele. Esses caminhos, denominados de caminhos de segunda ordem ou caminhos virtuais, são definidos de maneira semelhante aos caminhos de primeira ordem.

Para cada *commodity* com_w há, em geral, vários caminhos de segunda ordem entre seu par correspondente. Seja, então, $\bar{\pi}(w; 1), \bar{\pi}(w; 2), \dots, \bar{\pi}(w; N_w)$ a denominação desses caminhos virtuais. Para cada caminho $\bar{\pi}(w; n)$ na rede embutida, também se faz necessário determinar quais arcos de segunda ordem π_u compõem sua rota. Define-se, então, para cada $\bar{\pi}(w; n)$ um vetor de arcos do caminho dado por $\bar{p}(w; n) = (\bar{p}(w; n)_1, \bar{p}(w; n)_2, \dots, \bar{p}(w; n)_{\bar{M}})^T$, onde \bar{M} é o número de arcos de segunda ordem (caminhos de primeira ordem) e

$$\bar{p}(w; n)_u = \begin{cases} 1 & \text{se } \pi_u \in \bar{\pi}(w; n) \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Se a rede deve transportar *commodities* corretamente das origens aos destinos, cada *commodity* com_w deve ter sua carga espalhada nos caminhos $\bar{\pi}(w; 1), \bar{\pi}(w; 2), \dots, \bar{\pi}(w; N_w)$. Denomina-se de $\bar{x}(w; n)$ a quantidade de canais de capacidade $g/\mathcal{N}_{1máx}$, alocados a cada um dos caminhos virtuais $\bar{\pi}(w; n)$ para o transporte da carga oferecida pela *commodity* com_w .

Pelo exposto e dado que cada arco de segunda ordem pode ser usado por mais de um caminho virtual, a determinação da capacidade $\bar{C}_{\bar{a}_u}$ a ser alocada a cada arco $\bar{a}_u \in \bar{A}$ é dada por:

$$\bar{C}_{\bar{a}_u} = \left[\frac{1}{\mathcal{N}_{1máx}} \sum_{com_w \in K} \sum_{n=1}^{N_w} \bar{x}(w; n) \cdot \bar{p}(w; n)_u \right] \cdot g$$

Com as definições anteriores, pode-se expressar concisamente o problema conjunto da alocação de capacidades e do roteamento como segue:

- **Dados:** A Topologia e as capacidades dos arcos do grafo de primeira ordem, e o tráfego oferecido à rede.
- **Objetivo:** Minimizar a média ponderada da probabilidade de bloqueio, ou seja:

$$\text{minimizar: } \sum_{w \in W} \lambda_w \cdot B_w(\{\lambda_w\}, \{\rho_w\}) \quad (6)$$

- **Variáveis:** Capacidades dos arcos de segunda ordem e o roteamento no grafo de segunda ordem. A solução do problema conjunto deverá fornecer as capacidades $\bar{C}_{\bar{a}_p}, \forall \bar{a}_p \in \bar{A}$, e $\bar{x}(w; n), \forall com_w \in K$.

- **Restrições:**

$$B_w(\{\lambda_w\}, \{\rho_w\}) \leq b_w \quad \forall w \in W \quad (7)$$

$$\sum_{n=1}^{N_w} \bar{x}(w; n) = \lambda_w \quad \forall w \in W \quad (8)$$

$$\left[\frac{1}{\mathcal{N}_{1máx}} \sum_{com_w \in K} \sum_{n=1}^{N_w} \bar{x}(w; n) \bar{p}(w; n) \right] \cdot g = \bar{C} \quad (9)$$

$$\sum_{u=1}^{\bar{M}} \bar{C}_{\bar{a}_u} \cdot p_u \leq C \quad (10)$$

$$\bar{C} \geq 0; \quad \bar{x} \geq 0 \quad (11)$$

onde, $C = (C_1, C_2, \dots, C_M)^T$ é o vetor das capacidades dos arcos de primeira ordem, $\bar{C} = (\bar{C}_{\bar{a}_1}, \bar{C}_{\bar{a}_2}, \dots, \bar{C}_{\bar{a}_M})^T$ é o vetor das capacidades dos arcos de segunda ordem, e $\bar{x} = (\bar{x}(w_1;1), \bar{x}(w_1;2), \dots, \bar{x}(w_1;N_{w_1}), \dots, \bar{x}(w_N;1), \dots, \bar{x}(w_N;N_{w_N}))^T$ é o vetor das quantidades de canais virtuais dos caminhos virtuais.

A minimização em (6) é a mesma em (5), considerando-se apenas um único tipo de serviço. A restrição (7) expressa a condição de que o tráfego oferecido a cada par $w \in W$ deve ser transportado mantendo-se o GDS referente à probabilidade máxima de bloqueio para o par. A equação (8) afirma que λ_w , a quantidade de canais virtuais de capacidade $g/N_{1máx}$ alocados para o transporte do tráfego das *commodities* com_w , $\forall w \in W$, é igual à soma dos canais alocados a todos os caminhos virtuais que conectam o par w . Observe que, dessa forma, está-se fazendo uma simplificação onde, para efeito do cálculo da probabilidade de bloqueio, considera-se todo o grupo de caminhos virtuais $\bar{\pi}(w; n)$, $n = 1, \dots, N_w$, como um único tronco de capacidade λ_w .

A restrição (9) afirma que a quantidade de canais de capacidade g atribuídos aos arcos de segunda ordem é igual à soma dos canais virtuais, desta vez com capacidades expressas em unidades de g , alocados a todos os caminhos virtuais que usam os arcos de segunda ordem. A restrição (10) expressa a condição de que a capacidade de cada arco de primeira ordem não deve ser excedida pela capacidade agregada de todos os arcos de segunda ordem que usam o arco de primeira ordem. A restrição (11) apenas impõe a condição de não negatividade aos elementos dos vetores \bar{C} e \bar{x} .

3.2.1 Formulação Simplificada

Conforme mencionado na seção 2.4, em geral, uma forma fechada para $B_w(\cdot)$ não estará disponível. A razão para isso é que $B_w(\cdot)$ depende de toda a rede lógica (topologia embutida), definida pelo conjunto $\{\bar{C}_{\bar{a}_p}\}$, da matriz de tráfego $\{\lambda_w\}$ e do esquema de roteamento empregado.

Portanto, a fim de tornar o problema da configuração ótima para a rede embutida tratável, será usada a forma do roteamento direto para a função da probabilidade de bloqueio, conforme proposta em [GKW90, GKW91]. O roteamento direto é caracterizado pela utilização de um tronco lógico direto entre qualquer par w para o transporte do tráfego oferecido ao par. Sendo assim, a função $B_w(\{\lambda_w\}, \{\rho_w\})$ assume então a forma da função B de Erlang para estimar a probabilidade de bloqueio entre os pares $w \in W$:

$$\text{Função B de Erlang: } B(C, \rho) = \frac{\rho^C / C!}{\sum_{i=0}^C \rho^i / i!} \quad (12)$$

No entanto, ao se usar a função $B(C, \rho)$, estar-se-á considerando apenas topologias lógicas completamente conectadas, uma vez que será empregado o roteamento direto. Por outro lado, é bastante evidente na literatura [BG87, Sch87, GMP89, LY89] que para uma rede apresentar o melhor desempenho, é necessário que os pacotes sigam sempre a menor rota entre o par origem-destino. Esse fato é ainda mais relevante para redes ATM onde o atraso de propagação é um dos parâmetros mais determinantes no desempenho da rede.

Pelo exposto, no roteamento do tráfego das *commodities* dar-se-á preferência aos caminhos virtuais mais curtos, que incorram nos menores atrasos de propagação. Assim, só serão usados os caminhos virtuais que corresponderem aos caminhos de primeira ordem que satisfaçam um certo requisito de atraso de propagação máximo. Como será empregado o roteamento direto, sempre haverá ao menos um caminho de primeira ordem entre qualquer par $w \in W$. Mais ainda, considerar-se-á, de agora em diante, o grafo equivalente de segunda ordem \bar{G} . Com isso, o grupo de troncos lógicos para o par w , caminhos $\bar{a}_p \in P_w$, serão tidos como um único tronco lógico, mesmo que cada caminho use uma rota diferente.

Assim, cada *commodity* com_w usaria apenas o caminho \bar{a}_w correspondente. Seria também necessária a pre-definição do conjunto de arcos de segunda ordem \bar{A} como pre-requisito à busca da topologia ótima, com \bar{A} escolhido de tal forma que os conjuntos $P_w, \forall w \in W$, contivessem apenas três ou quatro dos caminhos mais curtos. É importante se fazer essa limitação no número de caminhos de primeira ordem pois a complexidade do problema é diretamente proporcional à quantidade desses caminhos, cujas capacidades serão definidas.

Com as simplificações propostas, pode-se expressar o problema simplificado como segue:

- **Dados:** A Topologia e as capacidades dos arcos do grafo de primeira ordem, a topologia do grafo de segunda ordem, e o tráfego oferecido à rede.
- **Objetivo:** Minimizar a média ponderada da probabilidade de bloqueio, ou seja:

$$\text{minimizar: } \sum_{w \in W} \lambda_w \cdot B_w(\{\lambda_w\}, \{\rho_w\}) \quad (13)$$

- **Variáveis:** Capacidades dos arcos de segunda ordem. A solução fornecerá as capacidades $\bar{C}_{\bar{a}_p}, \forall \bar{a}_p \in \bar{A}$.

- **Restrições:**

$$B_w(\{\lambda_w\}, \{\rho_w\}) \leq b_w \quad \forall w \in W \quad (14)$$

$$\sum_{\bar{a}_p \in P_w} \lambda_p = \lambda_w \quad \forall w \in W \quad (15)$$

$$\sum_{u=1}^{\bar{M}} \bar{C}_{\bar{a}_u} \cdot p_u \leq C \quad (16)$$

$$\bar{C} \geq 0 \quad (17)$$

A restrição (14) é exatamente a mesma restrição (7). A restrição (15) é uma simplificação da restrição (8), onde χ_w , a quantidade de canais de capacidade $g/\mathcal{N}_{1máx}$ alocados para o transporte do tráfego das *commodities* com_w , $\forall w \in W$, é agora igual à soma dos canais alocados apenas nos arcos de segunda ordem $\bar{a}_p \in P_w$.

A restrição (16) expressa a condição de que a capacidade de cada arco de primeira ordem não deve ser excedida pela capacidade agregada de todos os arcos de segunda ordem que usam o arco de primeira ordem. Para esse caso particular, rede de um único serviço, as capacidades $\bar{C}_{\bar{a}_p}$ assumem o valor $\lceil \chi_p/\mathcal{N}_{1máx} \rceil \cdot g$. A restrição (17) expressa a condição de não negatividade para as capacidades dos arcos de segunda ordem.

3.3 Formulação para uma Rede de Múltiplos Serviços

Na seção 3.2, foi apresentada a formulação para o problema da alocação de capacidades aos arcos de segunda ordem, em uma rede que oferecesse apenas um serviço do tipo s_1 qualquer. Se, agora, for considerada uma rede que ofereça o conjunto de serviços S , conforme descrito na seção 2.3, uma nova gama de fatores têm que ser levados em consideração. Inicialmente, Erfani em [EM87] indica que os métodos possíveis para se dar suporte a uma rede com múltiplos serviços são:

1. Implantação de várias redes em paralelo.
2. Implantação de uma rede de comutação de pacotes.

Como o presente estudo é referente a redes ATM e essas são redes de comutação de pacotes, então, as redes ATM darão, sem dúvidas, suporte aos serviços $s \in S$. No entanto, cada conexão entre um par $w \in W$, referente a um serviço $s \in S$, oferece uma carga de tráfego dada por ρ_{ws} , conforme mencionado na seção 2.3. Portanto, ainda se faz necessário definir como alocar capacidades aos arcos de segunda ordem de modo a transportar o tráfego, referente aos múltiplos serviços oferecidos à rede, assumindo-se, obviamente, que a rede tenha sido projetada para transportar esse tráfego.

A capacidade do arco equivalente de segunda ordem \bar{a}_w correspondente às *commodities* com_{ws} , $\forall s \in S$ deve ser suficiente para o transporte do total da carga dessas *commodities*. Seja, novamente, χ_{ps} a quantidade de canais virtuais de capacidade $g/\mathcal{N}_{smáx}$ alocados no arco de segunda ordem $\bar{a}_p \in P_w$ para o transporte da *commodity* com_{ws} . Dessa forma, considerando-se a aproximação linear para a mistura do tráfego, a capacidade total ($\bar{C}_{\bar{a}_p}$) alocada ao arco \bar{a}_p seria:

$$\bar{C}_{\bar{a}_p} = \left[\sum_{s \in S} \frac{\chi_{ps}}{\mathcal{N}_{smáx}} \right] \cdot g \quad \forall \bar{a}_p \in P_w \text{ e } \forall w \in W \quad (18)$$

Similarmente, define-se χ_{ws} , o número total desses mesmos canais virtuais alocados no arco equivalente de segunda ordem correspondente para o transporte do tráfego da *commodity* com_{ws} . Assim, χ_{ws} seria dado por:

$$\chi_{ws} = \sum_{\bar{a}_p \in P_w} \chi_{ps} \quad \forall s \in S \text{ e } \forall w \in W \quad (19)$$

O tráfego de cada *commodity* com_{ws} enfrentaria uma probabilidade de bloqueio dada por $B_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\})$ que deve satisfazer o requisito do GDS referente à probabilidade máxima de bloqueio b_{ws} , característica para cada tipo de serviço $s \in S$. Logo, $B_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \leq b_{ws} \quad \forall w \in W \text{ e } \forall s \in S$. A minimização da média ponderada da probabilidade de bloqueio seria feita agora segundo a equação (5).

Assim, a formulação para o problema de alocação de capacidades aos arcos de segunda ordem em redes de serviços múltiplos seria:

- Dados: A Topologia e as capacidades dos arcos do grafo de primeira ordem, a topologia do grafo de segunda ordem, e o tráfego oferecido à rede.
- Objetivo: Minimizar a média ponderada da probabilidade de bloqueio, ou seja:

$$\text{minimizar: } \sum_{w \in W} \sum_{s \in S} \lambda_{ws} \cdot B_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \quad (20)$$

- Variáveis: Capacidades dos arcos de segunda ordem. A solução fornecerá as capacidades $\bar{C}_{\bar{a}_p} \quad \forall \bar{a}_p \in \bar{A}$, onde $\bar{C}_{\bar{a}_p}$ será obtida através da expressão (18).
- Restrições:

$$B_{ws}(\{\chi_{ws}\}, \{\rho_{ws}\}) \leq b_{ws} \quad \forall w \in W \text{ e } \forall s \in S \quad (21)$$

$$\sum_{\bar{a}_p \in P_w} \chi_{ps} = \chi_{ws} \quad \forall w \in W \text{ e } \forall s \in S \quad (22)$$

$$\sum_{u=1}^M \bar{C}_{\bar{a}_u} \cdot p_u \leq c \quad (23)$$

$$\bar{C} \geq 0 \quad (24)$$

As restrições (21) (24) são exatamente as restrições (14) (17), onde as equações (21) e (22) foram definidas agora para todos os serviços $s \in S$.

4 Abordagem Proposta para a Solução

De acordo com a formulação proposta na seção 3.3, a solução deverá fornecer as capacidades $\bar{C}_{u,s}$ para todos os caminhos de primeira ordem $\bar{a}_u \in \bar{A}$ e todos os serviços $s \in S$, caracterizando um problema intrinsecamente combinatorial. Além disso, a função (20), função objeto da minimização ou função objetivo, é definida apenas para valores discretos de χ_{ws} . Dessa forma, as técnicas tradicionais de minimização, o método do desvio de fluxo e os métodos de projeção [BG87], baseados no cálculo de derivadas da função objetivo, não são aplicáveis a esta formulação.

Um algoritmo heurístico foi proposto em [GKW91] para a solução do problema para uma rede de um único serviço, semelhante ao proposto na seção 3.2.1. Essa proposta poderia também ser considerada aqui para o caso de múltiplos serviços. Contudo, esse algoritmo ignora os efeitos futuros da alocação efetuada em cada passo da iteração, podendo assim vir a produzir soluções sub-ótimas.

O *annealing* simulado [MRR⁺53, KGV83] tem provado ser uma ferramenta bastante adequada à solução de problemas de otimização combinatoriais de elevada complexidade. A otimização consiste em se fazer uma "caminhada" aleatória no espaço de possíveis estados, no caso, valores permitidos para λ_{ws} para todos os $w \in W$ e todos os $s \in S$. A aceitação de cada passo da "caminhada" aleatória é determinada pela função de probabilidade:

$$p(\Delta E) = \exp(-\Delta E/kT) \quad (25)$$

onde k é uma constante e T , o parâmetro de controle, tem que ser ajustado à medida que o processo de otimização prossegue. O ΔE corresponde a uma variação na energia do sistema físico em estudo, segundo a apresentação em [MRR⁺53]. No presente estudo, essa energia é representada pela média ponderada da probabilidade de bloqueio e, conseqüentemente, o ΔE é a variação dessa média, obtida como resultado de cada passo da "caminhada" aleatória. Note que se $\Delta E < 0$, a variação da média (energia) ocorre na direção da minimização e, portanto, o passo é aceito com probabilidade igual a 1.

O *annealing* simulado mostra-se adequado para a otimização proposta neste trabalho por duas razões. Inicialmente, a função objetivo não é convexa e o *annealing* simulado é reconhecido por sua capacidade de escapar de mínimos locais, $p(\Delta E) > 0$ para $\Delta E > 0$. A outra razão deve-se à elevada dimensão do problema, pois o *annealing* simulado tem provado ser particularmente útil na solução de tais problemas.

5 Ambiente e Estágio Atual do Projeto

Conforme observa-se na formulação do problema, os dados considerados como entrada para a otimização são a topologia e as capacidades dos arcos do grafo de primeira ordem, a topologia do grafo de segunda ordem e o tráfego oferecido à rede. Em um sistema real, toda essa informação seria passada para um módulo de otimização da topologia por algum sistema de gerenciamento da rede. A função do módulo de otimização seria então a de fornecer dados, referentes à melhor topologia embutida para o transporte da carga oferecida, a serem usados na reconfiguração efetiva da rede, mais uma vez a cargo do sistema de gerenciamento da rede.

Como a proposta aqui apresentada refere-se à definição de um módulo de otimização, é necessário simular o fornecimento dos dados de entrada e estudar os resultados obtidos. Com esse intuito, foi desenvolvida uma interface gráfica, utilizando-se a ferramenta XView da SUN. Com essa interface, um usuário entra graficamente com a topologia e faz a atribuição das capacidades aos troncos da

rede dorsal, e fornece a caracterização do tráfego. O programa, então, gera o conjunto de arcos de segunda ordem \bar{A} , onde cada arco $\bar{a}_p \in P_w$ é um dos três ou quatro menores caminhos possíveis entre o par w .

Com esses dados disponíveis, a otimização será simulada, tratando o problema apresentado na seção 3.3 e obtendo como resultado a topologia embutida (arcos de segunda ordem selecionados e suas respectivas capacidades) a ser configurada na rede dorsal. Esses resultados serão estudados através da visualização da topologia embutida na interface gráfica.

Após a definição do problema a ser tratado, na seção 3.3, e a implementação da interface, o projeto segue com a implementação do módulo de otimização, empregando-se a técnica do *annealing* simulado, seção 4. Uma apresentação completa dos resultados obtidos estará disponível em [Paz93].

6 Conclusão

Os trabalhos em [GMP89, LY89] adotaram o atraso médio de pacotes como variável de minimização, como uma medida indireta para a probabilidade de *overflow* dos *buffers* nos nós da rede. Já em [GKW90, GKW91], adotou-se a média ponderada da probabilidade de bloqueio como variável de otimização, uma medida direta de um dos requisitos de desempenho mais determinantes. O que há de comum aos quatro trabalhos é a abordagem da reconfiguração dinâmica em rede de um único serviço.

Vale, portanto, destacar que a maior contribuição deste trabalho consiste em formular e apresentar uma abordagem para a solução do problema da reconfiguração dinâmica para redes de múltiplos serviços. Um outro ponto de originalidade consiste no emprego da técnica do *annealing* simulado como método de minimização para este tipo de problema. Em [GMP89, LY89] foi usado o método do desvio de fluxos e em [GKW90, GKW91] foi empregado um algoritmo heurístico.

Como mencionado na seção anterior, neste trabalho procurou-se desenvolver uma abordagem para o módulo de otimização. Certamente ainda há muito a ser feito, principalmente com relação à determinação de quando esse módulo deve ser executado. Esse problema está associado à aplicação de controles de congestionamento e mecanismos de policiamento.

Anteriormente, já foi bastante destacada a importância de se dotar as RDSI de alguma capacidade de reconfiguração dinâmica de suas topologias a fim de torná-las mais resistentes a variações no tráfego que lhes é oferecido e a falhas de troncos ou nós. Portanto, a relevância deste trabalho está em propor uma abordagem para a reconfiguração dinâmica de redes ATM, levando-se em consideração a heterogeneidade do tráfego oferecido às mesmas.

Referências

- [Akh87] Shalid Akhtar. Congestion control in a fast packet switching network. Tese de mestrado, Washington University, December 1987.
- [Ber90] Joseph E. Berthold. Broadband electronic switching. *The IEEE Magazine of Lightwave Communication Systems*, 1(2):35-39, May 1990.
- [BG87] Dimitri Bertsekas and Robert Gallager. *Data Networks*, chapter 5, pages 374-403. Prentice-Hall International, Inc, 1987.
- [Boe90] Rodney J. Boehm. Progress in standardization of SONET. *The IEEE Magazine of Lightwave Communication Systems*, 1(2):8-16, May 1990.
- [DMWH88] C. DeWilde, D. R. Mondor, B. Wagner, and N. C. Huang. Integrated switch and cross-connect systems as a flexible transport network. In *Proc. GLOBECOM '88*, pages 675-677. Hollywood, FL, USA, May 1988. IEEE.
- [EM87] S. Erfani and M. Malek. Capacity allocation for multiservice integrated networks. In *Proc. MONTECH '87 - Conference on Communications*, pages 142-145. Montréal, Canada, November 1987. IEEE.
- [GKW90] Gita Gopal, Chong-kwon Kim, and Abel Weinrib. Dynamic network configuration management. In *Proc. ICC 90*, pages 295-301. Atlanta, USA, April 1990.
- [GKW91] Gita Gopal, Chong-kwon Kim, and Abel Weinrib. Algorithms for reconfigurable networks. In *Proc. 13th ITC Seminar*, pages 341-347. Copenhagen, Denmark, June 1991.
- [GMP89] Mario Gerla, José Augusto Suruagy Monteiro, and Rodolfo Pazos. Topology design and bandwidth allocation in ATM nets. *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, 7(8):1416-1426, October 1989.
- [GRF89] G. Gallassi, G. Rigolio, and L. Fratta. ATM: Bandwidth assignment and bandwidth enforcement policies. In *Proc. GLOBECOM '89*, pages 1788-1793, Dallas, TX, November 1989. IEEE.
- [Gro87] W. D. Grover. The SELFHEALING network - a fast distributed restoration technique for networks using digital crossconnect machines. In *Proc. GLOBECOM '87*, pages 1090-1095. Tokio, Japan, November 1987. IEEE.
- [HKSM87] Satoshi Hasegawa, Akira Kanemasa, Hisashi Sakaguchi, and Rikio Maruta. Dynamic reconfiguration of digital cross-connect systems with network control and management. In *Proc. GLOBECOM '87*, pages 1096-1100. Tokio, Japan, November 1987. IEEE.

- [KGV83] S. Kirkpatrick, S. D. Gelatt, and M. P. Vecchi. Optimization by simulated annealing. *Science*, 220(4598):671-680, May 1983.
- [KJ91] Masatoshi Kawarasaki and Bijan Jabbari. B-ISDN architecture and protocol. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(9):1405-1415, December 1991.
- [LY89] Ming-Jeng Lee and James R. Yee. An efficient near-optimal algorithm for the joint traffic and trunk routing problem in self-planning networks. In *Proc. IEEE INFOCOM '89*, pages 127-135, Ottawa, Canada, April 1989.
- [MGF91] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, and Luigi Fratta. Statistical multiplexing in ATM networks. *Performance Evaluation*, 12(3):157-167, 1991.
- [Mon90] José A. Suruagy Monteiro. *Bandwidth Allocation in Broadband Integrated Services Digital Networks*. PhD thesis, UCLA, Los Angeles, USA, 1990.
- [MRR+53] Nicholas Metropolis, Arianna W. Rosenbluth, Marshall N. Rosenbluth, Augusta H. Teller, and Edward Teller. Equation of state calculation by fast computing machines. *The Journal of Chemical Physics*, 21(6):1087-1092, June 1953.
- [Paz93] Carlos Marcelo Dias Pazos. Projeto de topologias e alocação de capacidades em redes ATM. Tese de mestrado, Universidade Federal de Pernambuco, 1993. A ser apresentada.
- [PG86] Rodolfo A. Pazos and Mario Gerla. Express pipe network design. In *Proc. Int. Zurich Seminar Digital Commun.*, pages 61-68, Zurich, Switzerland, March 1986.
- [Sch87] Mischa Schwartz. *Telecommunication Networks Protocols. Modeling and Analysis*, chapter 6, pages 259-327. Addison-Wesley Publishing Company, 1987.
- [TCKV90] Ethen I. Tsai, Brian A. Coan, Martin Kerner, and Mario P. Vecchi. A comparison of strategies for survivable network design: Reconfigurable and conventional approaches. In *Proc. GLOBECOM '90*, pages 49-55, San Diego, USA, December 1990.
- [Tob90] Fouad A. Tobagi. Fast packet switch architecture for broadband integrated service digital networks. *Proceedings of the IEEE*, 78(1):133-167, January 1990.
- [YH88] C. Han Yang and Satoshi Hasegawa. FITNESS - failure immunization technology for network service survivability. In *Proc. GLOBECOM '88*, pages 1549-1554, Hollywood, FL, USA, November 1988. IEEE.