Roteamento e Atribuições de Comprimento de Onda

Cristiana Maria Nascimento **Gomes** Ricardo Saraiva de **Camargo**

16 de agosto de 2003

Resumo

O problema de roteamento e atribuição de comprimento de onda (**RWA**) é crucial para o aumento da eficiência de redes óticas que usam multiplexação por divisão de comprimento de onda (**WDM**). Dada uma rede física e demandas ponto a ponto, o problema **RWA** consiste em selecionar um caminho e um comprimento de onda viáveis dentre muitas escolhas. Isso deve ser feito para cada demanda, de forma que dois caminhos que compartilham um enlace da rede física não possuam atribuições de comprimentos de ondas iguais. No presente trabalho, nós propomos uma abordagem realizada em 3 fases, desacoplando o problema de roteamento do problema de atribuição. Sendo este último problema resolvido por coloração de grafos.

key words : problema de roteamento e atribuição de comprimentos de ondas; multiplexação e divisão de ondas; coloração de grafos.

1 Introdução

Redes óticas baseadas na multiplexação por divisão de comprimento de onda, em inglês *wavelength division multiplexing* (**WDM**), oferecem a promessa de atender a crescente demanda por largura de banda de transmissão através da divisão da enorme capacidade de transmissão de uma fibra óptica (50 terabits por segundo) em múltiplos canais de comunicação com larguras de bandas de transmissão compatíveis com os usuários finais da rede.

As redes (**WDM**) totalmente óticas transmitem os dados entre os nós, par de origem e de destino, no domínio ótico, sem a conversão da forma ótica para forma eletrônica ou vice-versa. Para isso ser possível, o nó de origem deve ser capaz de estabelecer uma conexão na camada ótica até o nó de destino através da rede, formando um caminho ótico. Além disso, um comprimento de onda deve ser atribuído em todos os enlaces de fibra que formam o caminho ótico de forma que não exista conflito com outros caminhos que compartilham estes enlaces. Um único comprimento de onda é reservado para essa conexão desde o nó de origem até o nó de destino, até que seja encerrada a conexão; liberando assim o uso desse comprimento de onda em todos os enlaces da rota.

Quando uma rede não apresenta conversores de comprimento de ondas, faz-se necessário que um caminho ótico use o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces de fibra ótica que o compõe. Essa necessidade é conhecida como a restrição de continuidade de comprimento de onda, em inglês *wavelength continuity constraint*. Esta restrição pode resultar numa utilização ineficiente dos canais de **WDM**, uma vez que não se pode utilizar todos os comprimentos de onda disponíveis em cada enlace da rede.

Uma vez que os caminhos óticos são a base desta arquitetura de rede, torna-se crucial encontrá-los de forma eficiente. São então importantes a determinação de rotas para esses caminhos óticos, assim como, a atribuição de um comprimento de onda dos disponíveis na rede para cada um, de forma a otimizar alguma métrica. Por exemplo, as métricas para um modelo de minimização visam reduzir o congestionamento, o número de comprimentos de onda ou o custo. Este problema é conhecido como o problema de roteamento e atribuição de comprimentos de ondas, em inglês *routing and wavelength assignment problem* (**RWA**). A atribuição de comprimento de onda deve ser tal que caminhos óticos

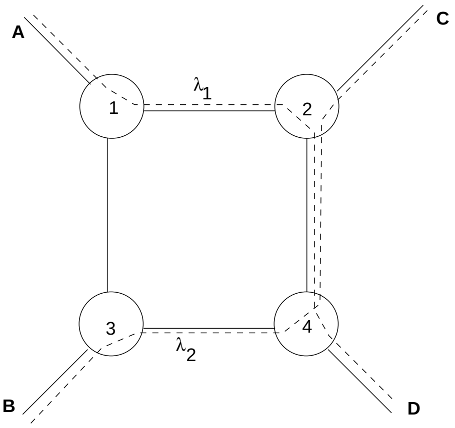

Figura 1: Rede **WDM** com nós interconectados por enlaces de fibras óticas

que compartilham um enlace físico não podem usar o mesmo comprimento de onda. A figura 1 ilustra uma rede **WDM** com dois caminhos óticos de comprimentos de ondas diferentes λ_1 e λ_2 interconectados por enlaces de fibras óticas sem conversores de onda.

O problema de **RWA** tornou-se muito importante para um projeto eficiênte de redes óticas. Uma boa solução para este problema permite que mais clientes sejam atendidos por um dado sistema, e que, durante um congestionamento da rede, poucos clientes deixem de ser atendidos.

2 Revisão Bibliográfica

Inúmeras pesquisas têm sido conduzidas abordando o problema de **RWA**. Algumas diferem basicamente na consideração do tipo de demanda, disponibilidade ou não de conversores óticos e métricas de performance. O tipo de demanda é tratado de duas formas: estática e dinâmica. Em modelos de **RWA** estático, a demanda da rede é considerada fixa e conhecida, todos os caminhos óticos a serem configurados na rede são conhecidos *a priori*. O objetivo é normalmente o de atender a demanda minimizando o número de comprimento de ondas utilizado. Em contraste, numa demanda dinâmica, também chamado de estocástica, a demanda por caminhos óticos entre origem e destino chegam de forma aleatória, acrescentando uma vaiável de tempo de utilização também aleatória. Nesse tipo de modelo, o objetivo é normalmente minimizar o número total de demandas recusadas para um dado período de tempo.

Mesmo para casos pequenos de tráfego estático, as formulações típicas de programação linear inteira mista para o problema de **RWA**têm se mostrado de difícil resolução. A relaxação desses modelos tem sido usada para gerar limites inferiores para os mais diversos objetivos [RS95]. Devido a complexidade computacional, Chlamtac, Ganz e Karmi [CGK92] mostraram que o problema **RWA**pertence a classe de problemas **NP**-completo, demostrando sua equivalência com o problema de coloração de grafos. Muito dos trabalhos presentes na literatura de **RWA** focam o desenvolvimento de métodos heurísticos eficientes. A abordagem mais comum usa o desacoplamento do problema de roteamento do problema de atribuição. Primeiro acha-se uma rota de um conjunto predeterminado de caminhos, para então procurar por uma atribuição de comprimento de onda apropriada, [BM96], [KO03] e [AA99].

Trabalhos mais recentes têm se baseado em modelos de máxima carga [GSKR99] e [RS95]. Nesses modelos, a rota de cada requisição é dada e o problema é então achar o número mínimo de comprimentos de ondas para satisfazer um dado conjunto de requisições. Esses tipos de modelos são os de pior caso, nos quais nenhum caminho ótico pode ser bloqueado, sendo o tráfego caracterizado pela carga, que é o máximo número de caminhos óticos que podem estar presentes num enlace da rede.

Devido aos altos custos de conversores de comprimento de onda, alguns trabalhos abordaram o problema de **RWA**no qual apenas alguns nós possuem conversores de comprimento de onda. Este problema é conhecido como *sparse wavelength conversion* [SAS96] e [GSKR99].

Além disso, alguns trabalhos [BH94] e [SAS96] têm se interessado em obter a performance de redes **WDM** considerando demandas bloqueadas num tráfego dinâmico. Nesses trabalhos, modelos estocásticos para as chegadas e tempo de duração das requisições foram utilizadas. O principal objetivo desses trabalhos é normalmente o estudo de parâmetros que influenciam na performance da rede.

No presente trabalho, apresentamos uma abordagem para o problema de **RWA** no qual desacoplamos o problema de roteamento do problema de atribuição, semelhante aos trabalhos de Kennington *et. al* [KO03] e o de Banerjee e Mukherjee [BM96]. Agregamos o modelo proposto por Ozdaglar e Bertsekas [OB01] para o problema de atribuição, resolvendo-o por coloração de grafos. O modelo usa um algoritmo de de coloração chamado de **DSATUR** desenvolvido por Brélaz [Bre79] e implementado por Mehrotra e Trick [MT95]. Para tal, consideramos o nosso tráfego estático e conhecido, além disso, consideramos que não há conversores de ondas na rede. Diferente de [KO03], não nos preocupamos com limitação na capacidade da rede. Nosso objetivo era resolver a atribuição dos comprimentos de onda num tempo pequeno.

3 O Problema

O problema **RWA** pode ser assim formulado: seja um grafo conectado não orientado $\mathbf{G} = (\mathbf{V}, \mathbf{E})$, onde V é o conjunto de nós e E é o conjunto de arestas. Cada aresta representa um enlace de fibra ótica, e cada nó representa um nó da rede. Seja também o conjunto de D de todos os pares de origem e destino (o, d) que possuem demanda, onde (o, d) é um par orientado $w = (o, d)$ de nós distintos o e d. Seja r_w a demanda do par w, um valor inteiro positivo que representa o número de comprimentos de ondas necessários para suportar o tráfego da conexão do nó de origem o até o nó de destino d. Definimos também: o conjunto P_w, ou o conjunto de todas as rotas que o par w pode utilizar; o conjunto C de comprimentos de ondas (cores) disponíveis para cada rota; e a constante a_e custo de atribuir a cor c para para o enlace e da rota w. Pode-se então formular o problema como um problema de fluxo de multiprodutos (*multicommodity flow*) [OB01]. A variável de decisão é representada por um vetor em termos de comprimento de onda e rota, ou:

$$\{x_{cp} \mid p \in P_w, w \in D, c \in C\}$$

A variável x_{cp} assume o valor 0 ou 1, ou:

$$x_{cp} = \begin{cases} 1 \text{ , se a cor } c \text{ é usada pela rota } p, \\ 0 \text{ , se não} \end{cases}$$

O fluxo total no enlace $e \in E$, f_e, pode ser expresso em termos de x_{cp} como:

$$f_e = \sum_{\{p|e \in p\}} \sum_{c \in C} x_{cp}$$

Então a formulação do problema é dado por:

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{e \in E} a_e f_e && (1) \\ & \sum_{\{p \in Pw\}} x_{cp} \leq 1, \qquad \forall w \in D, c \in C && (2) \\ & \sum_{c \in C} \sum_{p \in P_w} x_{cp} = r_w, \quad \forall w \in D && (3) \\ & x_{cp} = \{0, 1\}, \ \forall p \in P_w, w \in D, c \in C \end{aligned}$$

A equação (1) representa a função objetivo, ou o custo do fluxo total que passa pelos enlaces. A equação (2) representa a restrição de continuidade, onde cada comprimento de onda de cada caminho pode ser usado apenas uma vez. A equação (3) representa a restrição de atendimento a demanda para o par w.

Para utilizarmos este modelo no algoritmo de DSATUR implementado por Mehrota e Trick [MT95], devemos dividir o processo para acharmos, separadamente, os caminhos que possam atender a uma determinada demanda. Para isso, adotamos uma abordagem de resoluç ao que é realizada em 3 fases.

3.1 Particionamento do Problema

1. seleção de subredes potenciais; seleção de anéis de comunicação e posicionamento de *switches*

que permitem o roteamento dos caminhos e a interligação das subredes;

2. seleção de caminhos para o atendimento da demanda;

3. atribuição de comprimentos de ondas (cores).

Na primeira fase, calculamos uma árvore geradora, em inglês *spanning tree* (**ST**) do grafo $\mathbf{G} = (V, E)$. A partir dessa ST, adicinamos as arestas não pertencentes a ST, obtendo assim ciclos. Cada ciclo obtido representa uma camada de rede física, ou subrede. A partir da seleção dessas subredes, determinamos os possíveis pontos de localização de *switches*, ou seja, nós em comum nas subredes.

Na segunda fase, encontramos pelo menos 2 caminhos mínimos disjuntos para cada par w de demanda. Encontramos um caminho mínimo através do algoritmo de *Dijkstra*, retiramos do grafo todos os enlaces pertencentes a esse caminho. Executamos novamente o algoritmo de *Dijkstra*, obtendo assim o segundo caminho. Repetimos este procedimento sucessivas vezes até que não seja mais possível encontrar novos caminhos. É importante que os caminhos sejam disjuntos para que os nós tenham caminhos opcionais em casos de falha em algum enlace físico da rede.

Ao fim da fase 1 e 2, temos os conjuntos V, E, D e P_w prontos para serem usados no modelo de atribuição de comprimentos de ondas, mais precisamente, no algoritmo **DSATUR** [MT95].

3.2 DSATUR

O algoritmo DSATUR divide a coloração do grafo numa série de subproblemas. Um subproblema é uma coloração parcial do grafo. A cada passo do algoritmo, um limite superior (**LS**) do número de cores necessárias para coloração é calculado. Se um subproblema usa k cores, e k é menor do que **LS**, uma nova coloração foi encontrada, melhor do que a anterior, e **LS** recebe o valor de k.

Se um grafo não está totalmente colorido e o número de cores usados é menor do que o **LS**, um novo subproblema é criado. Então, um nó i não colorido é escolhido. Para cada cor viável de i, que não estejam nas k cores usadas no subproblema, cria-se um novo subproblema atribuindo para i esta cor. Além disso, um subproblema é criado com i recebendo a cor $k + 1$. O algoritmo termina quando não há mais subproblemas para serem gerados. Neste ponto, **LS** possui o número de cores do grafo.

4 Instâncias e Resultados

Para termos uma de referência, escolhemos 6 instâncias presentes no trabalho de Kennington *et al.* [KO03]. Uma típica instância possui a quantidade de nós, de arestas (enlaces óticos), as demandas ponto a ponto e os comprimentos de cada enlace.

Ilustramos os resultados obtidos em nossa heurística juntamente com os resultados apresentados em [KO03]. Entretanto, devido a pequenas diferenças da função dos dois métodos, comparamos apenas o número de cores (comprimentos de ondas) atribuídos para cada instância e o tempo computacional para obtê-los. Os valores com asterisco indicam que a otimalidade do resultado; os demais valores são aproximações.

A tabela 1 traz um resumo dos resultados. O tempo da nossa heurística é nulo para todas as instâncias.

5 Conclusão

O algoritmo **DSATUR** [MT95] se mostrou muito eficiente no tempo para a resolção do problema de atribuição de comprimentos de onda. Entretanto, há muito o que ser feito. Uma limitação encontrada em nossa heurística é a sua ineficiência na boa utilização dos comprimentos de ondas na rede. Como pode se ver na tabela 1, utilizamos, quase sempre, uma cor a mais para o atendimento total da demanda.

Nosso objetivo era o desenvolvimento de um método eficiente e rápido, visando futuramente o tratamento de tráfego dinâmico. Esse trabalho é um bloco inicial para um protótipo onde será necessário um reconfiguração total/parcial a cada

Tabela 1: Resultados da Atribuição de Cores

Instância	CPLEX			[KO03]			**RWA**
	tempo(s)	custo	cores	tempo(s)	custo	cores	custo
A01	1300	1297*	3	4.24	1297*	6	1339
A02	17000	874*	5	6.98	982	6	986
A03	65	1903*	4	5.24	1903*	6	1983
J05	29000	2830	7	7.01	2816	8	2087
J06	29000	4312	5	18.10	4361	8	4738
J07	29000	3585	5	7.82	5468	7	12388

novo par (o, d). Isso deveria ser feito de forma imperceptível e sem perdas para as conexões.

Referências

[AA99] M Alanyali and E. Ayanoglu. Provisioning algorithms for wdm optical networks. *IEEE-ACM Transactions on Networking*, 7(5), October 1999.

[BH94] R. A Barry and P. A. Humblet. Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers. *IEEE Journal of Selected Areas on Communications*, 42(4), April 1994.

[BM96] D. Banerjee and B. Mukherjee. A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. *IEEE Journal of Selected Areas on Communications*, 14(5), 1996.

[Bre79] D. Brelaz. New methods to color the vertices of a graph. *Communications of the ACM*, 22, 1979.

[CGK92] I. Chlamtac, A. Ganz, and G. Karmi. Lightpath communications: An approach to high bandwidth optical wan's. *IEEE Transactions on Communications*, 40(7), July 1992.

[GSKR99] O. Gerstel, G. Sasaki, S. Kutten, and R. Ramaswami. Worst-case analysis of dynamic wavelength allocation in optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(6), December 1999.

[KO03] J. Kennington and E. Olinick. Wavelength routing and assignment in a survivable wdm mesh network. *Operations Research*, 51(1), Jan-February 2003.

[MT95] A. Mehrotra and M. A. Trick. A column generation approach for graph coloring. Technical report, Georgia Tech, Graduate School of Industrial Administration, Georgia, Atlanta, April 1995.

[OB01] E. A. Ozdaglar and D. P. Bertsekas. Routing and wavelength assignment in optical networks. Technical report - lids report p-2535, MIT,Department of Electrical Engineering and Computer Sciences, Cambridge, Massachusetts, December 2001.

[RS95] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 3(5), October 1995.

[SAS96] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. K. Somani. All-optical networks with sparse wavelength conversion. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 4(4), June 1996.