

Redes Ópticas Estáticas para o Tráfego IP

Karcus Day R. Assis, Hélio Waldman e A. Albert Gonçalves
FEEC-Decom-Universidade Estadual de Campinas, Caixa Postal 6101, 13081 970, Campinas-SP-Brasil

Resumo- Neste trabalho é apresentada uma estratégia para configurar caminhos ópticos em redes ópticas WDM estáticas, para dar suporte ao tráfego IP. O objetivo é encontrar uma boa topologia virtual para as demandas IP e rotear e alocar comprimentos de onda (RWA) na camada WDM. Aplicou-se métodos heurísticos para resolver os diversos subproblemas deste tipo de projeto, os quais formaram algumas diretrizes, principalmente, para o número de comprimentos de ondas necessários na rede.

Palavras-chaves- Redes WDM, Topologia Virtual, Tráfego de Internet.

I. INTRODUÇÃO

A. Redes Ópticas

Nas últimas décadas têm-se observado um enorme crescimento na capacidade de transporte de dados nas fibras ópticas, podendo-se atingir atualmente a marca do Terabit por segundo. No entanto, a velocidade na qual é possível modular sinais eletronicamente, em equipamentos comerciais, não ultrapassa 20Gb/s (com futura expansão para 40Gb/s). Essa grande diferença entre as velocidades de transmissão óptica e processamento eletrônico é o que comumente se denomina gargalo eletrônico (*eletronic bottleneck*) [1].

O advento da tecnologia ATM (Modo de Transmissão Assíncrono) com o novo padrão de transmissão SDH (Hierarquia Digital Síncrona) constitui um alargamento desse gargalo, mantendo-se, porém, ainda dentro dos limites de desempenho permitidos pelo processamento eletrônico, sem necessariamente explorar a grande capacidade de transmissão da fibra óptica. A tecnologia mais viável, até o momento, para superar esse descompasso, é a *multiplexagem por divisão de comprimento de onda* (WDM), que consiste em modular eletronicamente vários comprimentos de onda por sinais distintos e propagá-los todos ao mesmo tempo na fibra óptica [1], [2].

O atual crescimento do tráfego de Internet solicita cada vez mais a tecnologia WDM. As primeiras arquiteturas que estão surgindo utilizam *optical crossconnects* (OXCs) para interconectar roteadores IP, os quais se comunicam entre si através de caminhos ópticos (comprimentos de onda atravessando vários enlaces físicos). Ou seja, dada uma demanda de caminhos ópticos entre roteadores IP, configuram-se estes caminhos entre os roteadores de maneira que o tráfego seja conduzido da fonte para o destino sem comutação eletrônica nos nós intermediários, formando uma topologia virtual. Evidentemente, as grandes vantagens do uso de uma topologia virtual distinta da topologia física são: 1) Diminuição do processamento eletrônico, já que não existe comutação nos nós intermediários. 2) Reconfiguração quando ocorre mudanças de tráfego [3], [5].

B. Modelo de Rede

Considera-se que os OXCs são interconectados por pares de fibras, uma em cada direção, e que cada OXC é ligado a um roteador IP, o qual é fonte e destino de um caminho óptico. No entanto, nos nós intermediários o caminho óptico passará apenas pelo OXC, não havendo operações de *add-drop*. Para cada caminho óptico será alocado um comprimento de onda, obedecendo a restrição de continuidade de comprimento de onda, já que não se considera a disponibilidade de conversores nos nós da rede.

A Fig. 1 a seguir mostra um modelo de rede de quatro nós configurando caminhos ópticos entres os roteadores IP [4]. Note que como não existe demanda no nó zero, ele se comporta como um nó intermediário, pois os caminhos ópticos apenas atravessam o OXC correspondente. Na Fig.1 o grau virtual da rede é dois, pois cada roteador IP emite e recebe dois caminhos ópticos, necessariamente em comprimentos de onda distintos.

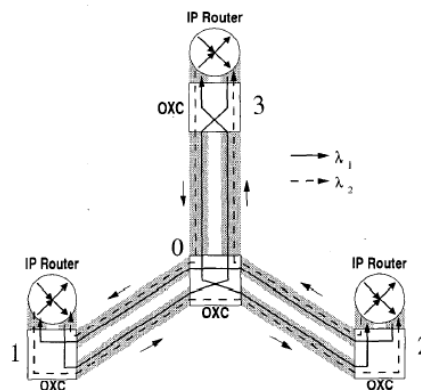


Fig.1. Modelo de Rede

Neste trabalho assume-se que um roteador IP tem um número limitado de portas de entrada e saída (graus virtuais), e que a demanda de banda passante entre dois roteadores é menor ou igual a máxima capacidade de um caminho óptico. Esta demanda será representada através de matrizes de tráfego, as quais terão distribuição randômica ou gaussiana (para o caso em que algumas conexões exigem mais cargas que outras, dependendo da média e variância). O *roteamento e alocação de comprimento de onda* (RWA) serão feitos com *shortest path* e um algoritmo de coloração de grafos, respectivamente [2], [6].

C. Sumário

Nas próximas seções apresenta-se a estratégia utilizada para projeto da topologia virtual e solução do RWA através de algoritmos heurísticos. O problema é dividido em três subproblemas distintos, a saber, 1) Subproblema do Projeto

E-mail: {karcus,waldman}@decom.fee.unicamp.br

Este trabalho foi apoiado pela FAPESP, CNPq, e pelo Centro de Desenvolvimento e Pesquisa da Ericsson Telecomunicações S.A., Brasil.

da Topologia Virtual (VTD), 2) Subproblema do Projeto da Topologia Física (PTD) e 3) Subproblema de Coloração de Grafo, o qual aloca cores para os comprimentos de onda roteados no passo anterior. Logo, os passos 2 e 3 correspondem ao RWA. Os resultados das simulações são descritos na seção 5, determinando o número de comprimentos de ondas necessários para a rede em função do número de portas de entrada e saída (graus virtuais).

II. SOLUÇÃO HEURÍSTICA

Os problemas de projeto da topologia virtual e RWA são estruturadas em função de variáveis de decisão que estão presentes em algumas restrições. Eles podem ser resolvidos por método de Programação Linear (LP), desde que estas variáveis sejam fracionárias (contínuas). Caso as variáveis assumam alguns valores inteiros, esses problemas são resolvidos através de Programação Linear Inteira Mista (MILP) [3]. Entretanto, como o problema é NP [6], ele se torna intratável, quando o número de nós na rede cresce.

Neste trabalho, apresenta-se uma estratégia através de uma heurística apropriada, que torna o problema com muitas restrições tratável. A alternativa é mostrada no algoritmo abaixo, chamado “MinW”, onde o problema foi dividido em subproblemas, em que cada um gera uma entrada para o subproblema posterior, a qual pode ser viável ou não; projetando uma rede WDM com o número de comprimentos de onda minimizado.

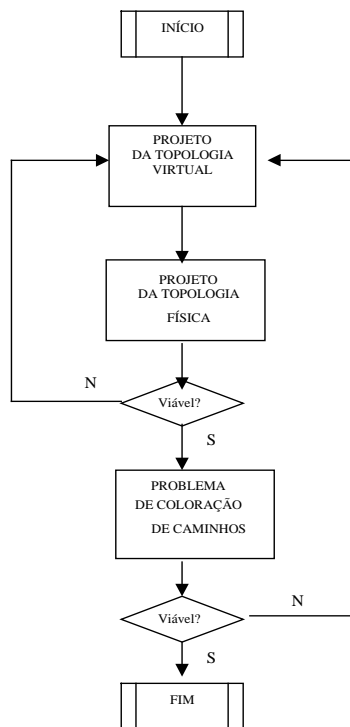


Fig. 2. Algoritmo MinW

O primeiro passo é encontrar uma topologia virtual, independente da topologia física, de maneira que a demanda seja roteada através dos roteadores IP, minimizando o processamento eletrônico intermediário. Este passo está

intimamente associado ao tipo de demanda e ao grau virtual dos roteadores. A Fig. 3 a seguir mostra o desenho da topologia virtual para a rede da Fig. 1.

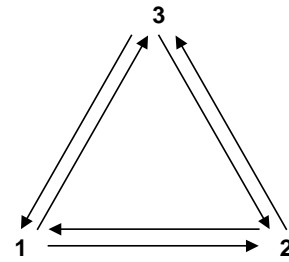


Fig. 3. Topologia virtual da fig.1.

O próximo passo é rotear os caminhos ópticos obtidos no projeto da topologia virtual através da camada WDM, formada por fibras e OXCs, sendo equivalente ao projeto da topologia física. Utiliza-se um caminho mais curto (“shortest path”).

O último passo é alocar comprimentos de onda para os caminhos ópticos obtidos, obedecendo a restrição de continuidade de comprimentos de onda. Este problema é resolvido através de técnicas de coloração de grafo, as quais além de alocar cores (equivalente a comprimentos de onda) minimiza o número das mesmas. Usa-se um algoritmo “guloso” no subproblema de coloração do grafo, o qual é semelhante ao *first-fit* [2].

A. Comentários

Se cada qual dos subproblemas, separadamente, resultar em soluções viáveis, o problema é resolvido completamente. Caso contrário, se um dos subproblemas é inviável, deve-se projetar uma nova topologia virtual e executar o algoritmo novamente.

É interessante observar ainda que cada um dos problemas descritos deve ser formulado com vistas a otimização de uma função objetivo diferente. O subproblema da topologia virtual, será formulado com uma heurística que minimiza o número médio de *hops virtuais* na rede, o que equivale a maximização de eficiência de recursos na rede, bem como a minimização do processamento eletrônico intermediário. Já o projeto da topologia física com uma heurística que minimiza a distância percorrida pelos caminhos ópticos, o que é equivalente a rotear os caminhos ópticos baseados no protocolo OSPF. No último passo o problema de coloração de grafo minimiza W (*número de comprimentos de ondas da rede*). A viabilidade da solução é caracterizada pela conformidade dos valores de grau virtual, conectividade da topologia física dada e, quando necessário, número máximo de comprimentos de onda permitidos na rede.

Cada vez que for constatada a inviabilidade da solução da topologia física ou da coloração, o retorno ao problema da topologia virtual pede a próxima melhor solução, após as que se mostrarem inviáveis. O algoritmo usado para a solução do VTD, portanto, deve ser capaz de listar soluções para os caminhos ópticos por ordem de aproximação de um valor ótimo. As próximas seções descrevem em detalhes os subproblemas.

III. SUBPROBLEMA DA TOPOLOGIA VIRTUAL (VTD)

O conjunto de todos os caminhos ópticos unidirecionais que são configurados entre os roteadores IP, formando a topologia virtual foi visto na Fig. 3. Na Fig.1 foi vista a topologia virtual sobre a topologia física. Observe que os nós roteadores são presos aos OXCs e que os caminhos ópticos (coloridos) λ_1 e λ_2 , formam o desenho da topologia virtual.

A topologia faz com que a rede armazene e reenvie pacotes com comutação eletrônica apenas nos pontos finais do caminho óptico. Esta arquitetura é conhecida por *single-hop*.

Na Fig. 1, o nó roteador IP "1" se comunica com o nó roteador IP "3" com *single-hop*, o mesmo acontecendo entre a comunicação dos nós 1-2, 2-3, 2-1, 3-1 e 3-2. No entanto, se o grau virtual da rede fosse 1, uma porta de entrada e uma porta de saída nos roteadores IP, apenas um caminho óptico estaria configurado na rede, por exemplo λ_1 . Neste caso para o nó roteador IP "1" se comunicar com o nó roteador IP "3", ainda continuaria usando *single-hop*. No entanto para "1" se comunicar com "2" a informação tem que ser enviada até "3", processada, e reenviada ao nó "2", formando neste caso um sistema *multi-hop*.

Para uma rede com N nós o ideal seria configurar caminhos ópticos para todos os $N(N-1)$ pares. Contudo, isso não é usualmente possível por duas razões. Primeiro, o número de comprimentos de onda disponíveis impõe um limite na quantidade de caminhos ópticos que podem ser configurados (sendo também uma função da distribuição de tráfego). Segundo, cada nó pode ser fonte e destino de um número limitado de caminhos ópticos. Isso é determinado pela quantidade de hardware óptico que pode ser provido (transmissores e receptores) e pela quantidade total de informações que um nó pode processar [3].

Os caminhos ópticos são naturalmente subjacentes às redes SDH, mas redes-cliente orientadas para comutação de pacotes, como ATM e IP, seriam melhor servidas por mecanismos e protocolos mais orientados para pacotes na camada WDM. Porém, ainda se está longe de oferecer comutação de pacotes na forma óptica similarmente à comutação de pacotes na forma eletrônica.

Logo, o projeto de uma topologia virtual (VTD), através da comutação de pacotes por *multihop* é o que se busca em face da necessidade de transmitir convenientemente pacotes nas redes ópticas de alta velocidade, diminuindo o processamento eletrônico. Neste trabalho utilizamos dois algoritmos heurísticos para resolver o VTD com LDA (Logical Topology Design Algorithm). O HLDA (Heuristic LDA) e o RLDA (Random LDA):

HLDA: Este algoritmo coloca links virtuais entre nós em ordem decrescente de tráfego, com o objetivo de rotar os mais altos tráfegos em um único salto para minimizar a congestão. Ou seja, o processamento eletrônico é diminuído, pois cria-se links virtuais. Estes links são criados baseados em um critério, minimizar o congestionamento. Denota-se b_{ij} como uma variável de saída deste subproblema; $b_{ij}=1$, se existe um link virtual entre os nós i e j ; $b_{ij}=0$, caso contrário [3].

RLDA: Para comparação este algoritmo coloca os links virtuais de forma aleatória, de modo que não se viole as

restrições de grau, mas ignora-se a configuração do tráfego. Neste caso os links virtuais são criados sem nenhum critério.

IV. ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA (RWA)

Para cada link virtual obtido no passo anterior nós definimos um caminho para ser roteado na camada WDM. Neste trabalho usa-se o roteamento *shortest path*. A maioria dos links de fibra têm o mesmo peso (comprimento), assim o número de fibras usadas por um caminho óptico é mínimo.

Depois dos caminhos ópticos serem roteados na rede WDM, temos um grafo G_w , então, precisamos alocar comprimentos de onda para os caminhos ópticos. Para isso nós construímos um grafo G_c , em que cada nó de G_c representa um caminho óptico. Se dois caminhos ópticos compartilham uma mesma fibra em G_w , então eles são conectados por um arco em G_c . O grafo G_c , obtido da Fig.1, é mostrado na Fig. 4 a seguir:

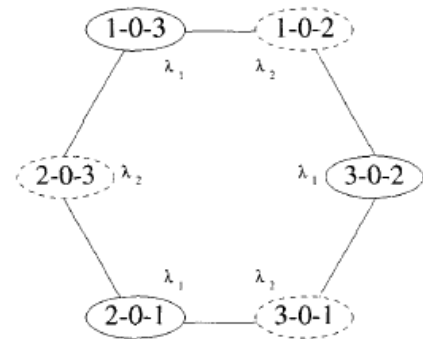


Fig. 4. Grafo G_c , alocação de comprimento de onda com coloração.

O problema de coloração de grafos é usado em G_c para alocar cores aos nós, de maneira que dois nós adjacentes tenham cores diferentes e o número total de cores utilizados seja minimizado. No exemplo da Fig. 4 duas cores solucionaram o problema. Para cada cor obtida com a resolução do subproblema de coloração aloca-se um comprimento de onda diferente, obtendo um número minimizado dos mesmos.

Um algoritmo de Prioridade Fixa "guloso" foi usado para o subproblema de coloração de grafos, o qual é semelhante ao *First-Fit*:

Prioridade Fixa (PF): Esse algoritmo vai formando uma lista de comprimentos de onda. A alocação é feita pela ordem da lista que está sendo gerada. O primeiro da lista que não estiver sendo utilizado pelos nós vizinhos de G_c será o alocado [2].

V. RESULTADOS NUMÉRICOS

Para simulação com o MinW, o qual acopla as heurísticas descritas anteriormente, os dados de entrada são: 1) a matriz de tráfego, 2) o grau virtual e 3) a topologia física da rede. A saída do algoritmo gera: 1) os caminhos ópticos (b_{ij} 's), 2) roteamento dos b_{ij} 's na topologia física e 3) o número de comprimentos de ondas necessários para a rede.

t_{ij}	0	1	2	3	4	5
0		0.62	0.90	0.51	0.28	0.52
1	0.53		0.39	0.26	0.92	0.15
2	0.31	0.34		0.47	0.21	0.14
3	0.29	0.48	0.34		0.36	0.99
4	0.15	0.44	0.14	0.84		0.99
5	0.48	0.19	0.75	0.18	0.99	

t_{ij}	0	1	2	3	4	5
0		0.45	0.45	0.53	0.39	0.51
1	0.47		0.68	0.53	0.48	0.44
2	0.48	0.73		0.32	0.39	0.66
3	0.53	0.52	0.37		0.49	0.58
4	0.44	0.47	0.43	0.56		0.52
5	0.40	0.57	0.63	0.43	0.63	

t_{ij}	0	1	2	3	4	5
0		0.45	0.92	0.41	0.13	0.01
1	0.23		0.73	0.89	0.2	0.74
2	0.6	0.82		0.05	0.19	0.44
3	0.48	0.44	0.40		0.6	0.93
4	0.89	0.61	0.93	0.81		0.46
5	0.76	0.79	0.91	0.01	0.19	

b_{ij}	0	1	2	3	4	5
0		1	1			
1	1				1	
2	1			1		
3		1				1
4				1		1
5			1		1	

b_{ij}	0	1	2	3	4	5
0				1		
1			1		1	
2		1				1
3	1					1
4		1		1		
5			1		1	

b_{ij}	0	1	2	3	4	5
0			1	1		
1				1		1
2		1			1	
3					1	1
4	1		1			
5	1	1				

Usou-se uma rede de 6 nós, vista na Fig. 5, com links de fibras bidirecionais (um em cada direção). Cada nó possui um OXC e a demanda de tráfego t_{ij} (normalizada com valores adimensionais) entre os nós roteadores IP é descrita pelas tabelas acima, com cada qual possuindo ao seu lado uma correspondente tabela de caminhos ópticos b_{ij} 's, com grau virtual 2. Os b_{ij} 's foram obtidos como saída do MinW através do subproblema da topologia virtual utilizando o HLDA. As matrizes de tráfego têm as seguintes características:

RANDN1: Matriz de tráfego com média 0,5 e variância 0,1. Esta matriz gera tráfegos com valores de algumas requisições bem maiores que que de outras, sendo que a aplicação do HLDA para este caso cria links virtuais, prioritariamente, para estes altos tráfegos.

RANDN2: Matriz de tráfego com média 0,5 e variância 0,01. Esta matriz gera tráfegos com valores semelhantes de requisições, ou seja, a demanda entre os diversos pares fonte-destino é praticamente a mesma. Neste caso o HLDA pode não ser eficiente. Na Tabela 2B verifica-se que o nó zero obteve apenas um link virtual e não dois como o grau virtual pressupõe.

RAND: Matriz de tráfego com distribuição uniforme entre 0 e 1. Esta matriz gera tráfegos entre os diversos pares fonte-destino de maneira aleatória. Neste caso sempre obedecendo o número de graus virtuais estabelecidos para a rede.

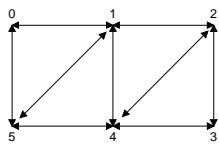


Fig. 5: Topologia física para uma rede de 6 nós, com pesos nos dois links diagonais igual a 2 e nos demais 1.

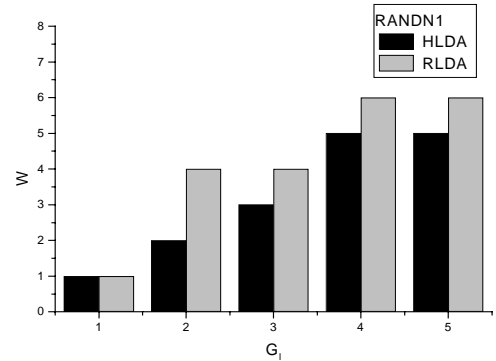


Fig. 6: Número de comprimentos de onda (W) x Grau virtual (G_i)

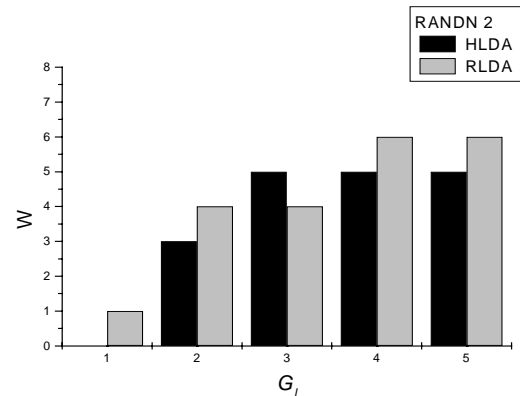


Fig. 7: Número de comprimentos de onda (W) x Grau virtual (G_i)

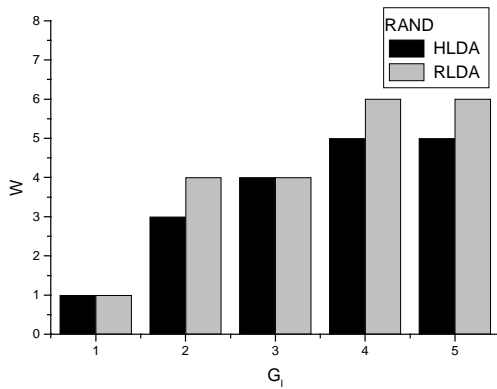


Fig. 8: Número de comprimentos de onda (W) x Grau virtual (G_i)

Na Fig. 6 observa-se que o número de comprimentos de onda obtido com a utilização do HLDA como VTD foi sempre menor ou igual ao número obtido com o RLDA. Isto demonstra que o HLDA para matrizes de tráfego com alta variância além de ser um algoritmo eficiente para minimizar o congestionamento, como foi demonstrado em [5], minimiza o número de comprimentos de onda necessários para a rede.

Na Fig. 7 observa-se que o HLDA não é um algoritmo eficiente para matrizes de tráfego com baixa variância, obtendo inclusive uma solução inviável quando o grau virtual da rede é 1. Neste caso a solução do MinW é inviável e o algoritmo pede uma nova topologia virtual, ou seja, um outro grau virtual.

Na Fig. 8 observa-se que o HLDA retorna boas soluções para o número de comprimentos de ondas necessários. Este desempenho é justificado pelas grandes diferenças de valores para as matrizes de tráfego gerada aleatoriamente. O que provoca uma certa variância, garantindo a aplicabilidade do HLDA.

Evidentemente, todos os pares fonte-destino da matriz de tráfego devem ser roteados nos caminhos ópticos. Isto é conseguido através de uma formulação *multicommodity* descrita em [3] e [5].

VI. CONCLUSÕES E INVESTIGAÇÕES FUTURAS

Foi visto que a meta habitual de projeto de redes ópticas é melhorar o desempenho da rede, de forma a otimizar algumas funções objetivo. Uma formulação exata do problema de projeto é extremamente difícil de se resolver. Logo o projeto é dividido em subproblemas, os quais, ainda assim, são NP.

A proposta de uma heurística para resolver o problema completo foi descrita. A heurística MinW acopla as heurísticas dos subproblemas e resolve o projeto da rede completamente. Resultados interessantes foram obtidos com a aplicação do MinW utilizando os algoritmos HLDA e RLDA os quais direcionaram para o número de comprimentos de ondas necessários na rede.

Apesar da complexidade do esquema esboçado acima, ele só serve para obter a melhor solução estática. Para um modelo de atendimento dinâmico, que busque reconfigurar a rede para adaptá-la em tempo real a mudanças imprevisíveis na demanda de tráfego, a solução deve levar em conta

preservar a capacidade da rede para atender as demandas futuras, imprevisíveis, seja em função de falhas em nós ou links, seja em função da natureza intermitente do próprio tráfego auto-similar gerado pela Internet.

Enquanto as limitações tecnológicas (principalmente associadas à agilidade de sintonia dos lasers e filtros ópticos) dificultarem a comutação de pacotes ópticos, é provável o advento de sistemas que trabalhem com níveis intermediários de granularidade entre o caminho óptico e o pacote óptico individual. Um exemplo seria a comutação de fluxos (“flow switching”), configurados por nós de passagem a partir da ultrapassagem de certos limiares por fluxos agregados de bits destinados ao mesmo ponto de egresso na camada óptica. Outro exemplo seria a comutação de rajadas (“burst switching”), na qual a própria fonte de um “burst” (por exemplo, um arquivo grande a ser baixado) emite uma sinalização que abre caminho para o “burst” ao longo de uma cadeia adequada de nós, liberando os recursos logo após a sua utilização.

Os protocolos de granularidade intermediária devem evoluir futuramente para a comutação de pacote óptico: daí o interesse nos estudos apontarem para o uso do rotulamento por comprimento de onda (“lambda-labeling”), que usa os comprimentos de onda de maneira análoga aos rótulos em comutação multi-protocolo de rótulos (MPLS - “multiprotocol label-switching”).

De um modo geral, esses esquemas tentam levar em conta a dinâmica do tráfego em roteadores IP e suas limitações, especialmente a necessidade de controle distribuído. Algumas novas tecnologias, como a confluência de tráfegos em comprimentos de onda (“wavelength merging”) para formar árvores ópticas na camada WDM, serão necessárias.

O foco principal das soluções arquitetônicas continua sendo a eliminação de processamento eletrônico desnecessário, mas agora em nós ATM e roteadores IP. Conseqüentemente, as soluções precisam se adaptar à natureza volátil e explosiva do tráfego Internet (IP) e “multi-serviço” (ATM).

REFERÊNCIAS

- [1] C.S.R Murthy and M. Gurusamy, “WDM optical networks: concepts, design, and algorithms” Prentice Hall, New Jersey 2002.
- [2] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee, “A Review of Routing and Wavelength-Routed Optical WDM Networks”, Optical Networks, Vol. 1, pp. 47-60, Janeiro 2000.
- [3] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan “Design of Logical Topologies for Wavelength-Routed All-Optical Networks”, IEEE/ JSAC, vol. 14, pp. 840-851, June 1996.
- [4] D.A.Schupke, D.Sellier, “Lightpath Configuration of transparent and static WDM Networks for IP Traffic”, in Proc. IEEE ICC, 2001, pp. 494-498
- [5] K.D.R. Assis, H. Waldman, L.C.Calmon “Virtual Topology Design for a Hypothetical Optical Network”. Proceedings of WDM and Photonic Switching Device for Network Applications II, part of Photonics West, 20-26 January 2001, San Jose, Ca, vol.4289, pp 65-73.
- [6] C. R. Reeves, “Modern Heuristic Techniques for Combinatorial Problems” Blackwell Sci. Publ., 1993.