Dissertação de Mestrado

Inatel
Instituto Nacional de Telecomunicações

UM ESTUDO DA QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES IP SOBRE DWDM

EDUARDO CEZAR GRIZENDI

AGOSTO / 2006

UM ESTUDO DA QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES IP SOBRE DWDM

EDUARDO CEZAR GRIZENDI

Dissertação apresentada ao Instituto Nacional de Telecomunicações, como parte dos requisitos para obtenção do Título de Mestre em Telecomunicações.

ORIENTADOR: Prof. Dr José Antônio Justino Ribeiro

Santa Rita do Sapucaí

2006

FOLHA DE APROVAÇÃO

Dissertação defendida e aprovada em _____ /_____ /_____, pela comissão julgadora:

(Assinatura)

_____

(Nome/Instituição)

(Assinatura)

_____

(Nome/Instituição)

(Assinatura)

_____

(Nome/Instituição)

_____

Coordenador do Curso de Mestrado

À memória inesquecível de
minha esposa Maria Cristina.

AGRADECIMENTOS

Ao Professor José Antônio Justino Ribeiro pela orientação, paciência e incentivo sem os quais não concluiria a elaboração deste trabalho.

A todos os colegas, professores e funcionários do Inatel - Instituto Nacional de Telecomunicações pela amizade.

SUMÁRIO

LISTA DE FIGURAS ..... **viii**

LISTA DE TABELAS ..... **x**

LISTA DE TABELAS ..... **x**

LISTA DE SÍMBOLOS ..... **xvi**

RESUMO ..... **xviii**

PALAVRAS-CHAVE XVIII

ABSTRACT ..... **xix**

KEYWORDS XIX

Capítulo 1 - Apresentação **1**

1.1. INTRODUÇÃO 1
1.2. APRESENTAÇÃO DO PROBLEMA E MOTIVAÇÃO PARA O DESENVOLVIMENTO 1

Capítulo 2 - Conceitos Relativos às Comunicações Ópticas **6**

2.1. INTRODUÇÃO 6
2.2. COMPORTAMENTO E PRINCÍPIO DE FUNCIONAMENTO DA FIBRA ÓPTICA 6
2.3. PERDAS EM FIBRAS ÓPTICAS 10
2.4. REDUÇÃO DE PERDAS 16
2.5. ARQUITETURA DA REDE DE TRANSPORTE 17
2.5.1. Considerações de caráter geral *17*
2.5.2. A arquitetura funcional genérica *17*
2.6. AS REDES ÓPTICAS DE TRANSPORTE 22
2.6.1. Avanços tecnológicos *22*
2.6.2. Arquitetura funcional da rede óptica de transporte *22*
2.7. A MULTIPLEXAÇÃO DENSA POR DIVISÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA 25
2.7.1. Descrição e características do sistema *25*
2.7.2. A transmissão óptica *26*
2.7.3. Componentes do sistema *27*
2.7.4. A topologia de rede óptica DWDM *32*
2.7.5. A sincronização dos sistemas DWDM *33*
2.8. COMUTAÇÃO ÓPTICA 34
2.8.1. Comutação óptica de pacotes *34*
2.8.2. Técnicas de comutação óptica *35*

Capítulo 3 - Redes IP sobre DWDM **38**

3.1. INTRODUÇÃO 38
3.2. A ARQUITETURA TCP/IP 38
3.3. O PROTOCOLO IP 39
3.4. ROTEAMENTO E ENCAMINHAMENTO 40
3.5. NECESSIDADE PARA IP SOBRE DWDM 40
3.6. ARQUITETURA IP SOBRE DWDM 42
3.7. COMPARAÇÃO ENTRE OS SISTEMAS SDH E IP SOBRE DWDM 46
3.8. CONSEQÜÊNCIAS DO IP SOBRE DWDM 47
3.8.1. Detecção de erro *48*
3.8.2. Tolerância à falha *48*
3.8.3. Roteamento de comprimento de onda *49*
3.8.4. Gerência e controle da rede *50*
3.8.5. Transparência do serviço *51*

3.8.6. Interoperabilidade ... *51*

Capítulo 4 - Qualidade de Serviço em Redes ... 52

4.1. INTRODUÇÃO ... 52
4.2. A IMPORTÂNCIA DA QUALIDADE DE SERVIÇO (QOS) ... 52
4.3. DEFINIÇÃO DE QUALIDADE DE SERVIÇO ... 53
4.4. POSSIBILIDADES E LIMITAÇÕES DOS MECANISMOS DE DISPONIBILIZAÇÃO DE QOS ... 55
4.5. MODELO DE CLASSIFICAÇÃO DE QOS ... 56
4.6. MECANISMOS DE IMPLEMENTAÇÃO DE QOS ... 57

Capítulo 5 - Qualidade de Serviço em Redes IP ... 60

5.1. INTRODUÇÃO ... 60
5.2. PRINCÍPIOS DA ARQUITETURA INTERNET ... 60
5.3. CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO ... 61
5.4. A NECESSIDADE DE QUALIDADE DE SERVIÇO NA INTERNET ... 62
5.5. MODELOS DE QOS NA INTERNET ... 63
5.5.1. O serviço de melhor esforço ... *63*
5.5.2. Serviços integrados (IntServ) ... *64*
5.5.2.1. O modelo de referência para implementação ... 64
5.5.2.2. O serviço garantido ... 65
5.5.2.3. O serviço de carga controlada ... 66
5.5.2.4. O Protocolo de Reserva de Recursos – RSVP ... 67
5.5.2.4.1. Características do protocolo ... 67
5.5.2.4.2. Mensagens PATH e RESV ... 68
5.5.2.5. As Limitações do IntServ ... 69
5.5.3. Serviços diferenciados (DiffServ) ... *70*
5.5.3.1. Acordos sobre os níveis de serviços (SLAs) ... 70
5.5.3.2. Condicionamento de tráfego ... 72
5.5.3.3. Comportamento agregado e comportamento por nó de rede ... 75
5.5.3.4. Provisionamento ... 76
5.6. O PROTOCOLO OSPF (OPEN SHORTEST PATH FIRST) ... 77
5.6.1. Hierarquia de roteamento ... *77*
5.6.2. O algoritmo SPF ... *80*
5.6.3. Características adicionais do OSPF ... *81*
5.6.4. Formato do pacote ... *81*
5.7. O PROTOCOLO MPLS ... 83
5.7.1. Funções do MPLS ... *84*
5.7.2. Vantagens do MPLS ... *85*
5.7.3. Aplicações do MPLS ... *85*
5.7.4. O MPLS e a Qualidade de Serviço ... *86*
5.8. ROTEAMENTO BASEADO EM QOS (QOSR) ... 86
5.8.1. QoSR e o roteamento baseado em restrições ... *87*
5.8.2. Objetivos de QoSR ... *87*
5.8.3. Custos de QoSR ... *88*
5.8.4. QoSR e reserva de recursos ... *89*
5.9. ENGENHARIA DE TRÁFEGO ... 89
5.9.1. A engenharia de tráfego e os protocolos de roteamento ... *90*
5.9.2. Metas de desempenho ... *91*
5.9.3. Modelos de engenharia de tráfego ... *92*
5.9.4. A Engenharia de Tráfego e o MPLS ... *93*

Capítulo 6 - Qualidade de Serviço em Redes IP sobre DWDM ... 95

6.1. INTRODUÇÃO ... 95
6.2. AS TRAJETÓRIAS ÓPTICAS E OS SERVIÇOS ÓPTICOS DIFERENCIADOS ... 95
6.3. QOS EM REDES COM ROTEAMENTO DE COMPRIMENTO DE ONDA (WR) ... 97
6.3.1. Algoritmos de alocação de trajetória óptica ... *97*
6.4. QOS EM REDES COM COMUTAÇÃO ÓPTICA DE PACOTES (OPS) ... 98
6.4.1. Alocação de comprimento de onda (WA) ... *99*

6.4.2. Alocação de comprimento de onda combinada com descarte no limite *100*
6.5. QoS EM REDES COM COMUTAÇÃO ÓPTICA DE RAJADAS (OBS) 100
6.5.1. Protocolos de sinalização com suporte de QoS *102*
6.5.2. Agendamento de rajadas em redes OBS *103*
6.5.2.1. Algoritmo Primeiro Ajuste de Canal Não-Agendado (FFUC) 104
6.5.2.2. Algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível (LAUC) 104
6.5.2.3. Algoritmo LAUC com Preenchimento de Vazio (LAUC-VF) 105
6.5.2.4. Algoritmo LAUC-VF generalizado (G-LAUC-VF) 106
6.6. MPλS E GMPLS 107
6.6.1. O Protocolo MPλS *107*
6.6.1.1. O Plano de Controle do MPλS 108
6.6.2. A Arquitetura GMPLS *109*

Capítulo 7 - Considerações Finais 112

7.1. INTRODUÇÃO 112
7.2. RELACIONAMENTO ENTRE OS MODELOS CLÁSSICOS DE PROVISIONAMENTO DE QoS NA INTERNET 112
7.3. O USO DE MPLS, MPλS E GMPLS 113
7.4. O USO DA QoSR 115
7.5. O USO DA ENGENHARIA DE TRÁFEGO 115
7.6. A FUTURA ARQUITETURA DE REDE IP SOBRE DWDM 116
7.7. CONCLUSÕES FINAIS 117
7.8. SUGESTÕES PARA TRABALHOS FUTUROS 121

Referências Bibliográficas: 123

LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1 – Representação em blocos da transmissão de dados com multiplexação densa por divisão de comprimento de onda (DWDM). 2
Figura 1.2 – Tecnologias associadas à multiplexação densa em comprimento de onda. 3
Figura 2.1– Constituição e mecanismo básico de propagação em fibra óptica, quando a incidência na interface do núcleo com a casca ocorrer com um ângulo igual ou superior ao valor crítico. 7
Figura 2-2 - Propagação do feixe de luz em fibra óptica multimodo. Cada modo de propagação indica uma distribuição de campo, associado a uma trajetória de propagação do feixe óptico..... 9
Figura 2. 3 – Representações do comportamento de uma fibra óptica monomodo, com indicação de propagação apenas do modo dominante. 9
Figura 2.4 – Representação esquemática de uma macrocurvatura. Quando a fibra óptica sofre uma curvatura grande comparada às suas dimensões ou em relação ao comprimento de onda, (macrocurvatura), parte da energia guiada tende a escapar de seu núcleo, contribuindo para o aumento da perda de potência. 12
Figura 2.6 - Modelo funcional da recomendação G.805 [22]. As informações provêem do PA, alcançando o TPC e a CSR. A partir deste ponto são levadas à Camada de Adaptação Cliente para Servidor, onde são feitos os tratamentos de embaralhamento e codificação da mensagem, até outro PA e um novo TPC e CSR. 19
Figura 2. 7 – Conexão de enlace, de trilha e de conexão de rede que, com seus respectivos protocolos, estabelecem a conexão de enlace de dados para a transferência de dados..... 19
Figura 2.8 – Funções atômicas em uma camada, de acordo com [24]. 20
Figura 2. 9 – Estratificação em camadas adotadas nas redes SDH e OTN [ETSI 300 417]..... 21
Figura 2.10 - Camadas ópticas da rede óptica de transporte (OTN), segundo o padrão e recomendações da G.709, identificando suas partes mais importantes. 22
Figura 2.11- Sessões em uma rede óptica de transporte. A camada de canal óptico inclui o multiplexador e o demultiplexador, recebendo neste intervalo a influência do amplificador para a OTS. 23
Figura 2.12 - Subcamadas da camada de canal óptico. 24
Figura 2.13 –Estrutura do quadro do canal óptico, destacando a estrutura do cabeçalho de alinhamento óptico (FA-OH) e o sistema de correção direta de erro (OFC). 24
Figura 2.15 - Diagrama em bloco de um sistema DWDM com apoio do EDFA Erbium-Doped Fiber Amplifier, no qual um sinal entra na fibra dopada com erbium, onde a luz em 980nm ou 1480nm é injetada usando um laser. Esta fonte estimula os átomos de erbium a liberar sua energia e como este processo é continuo na fibra, o sinal torna-se forte, e permite ao DWDM a capacidade de transmissão em longas distâncias. 25
Figura 2.16– Sistema de comunicação bidirecional com duas fibras ópticas separadas. 27
Figura 2. 17 – Sistema de comunicação bidirecional, com multiplexador e demultiplexador nas duas pontas da conexão, em apenas um par de fibras óptica. 27
Figura 2.18 – Diagrama em blocos de um sistema simples de multiplexação sem conversão de comprimento de onda. 29
Figura 2.20 - Exemplo de multiplexação com conversão completa de comprimento de onda..... 30
Figura 2.21 – Exemplo de comutação óptica de comprimento de onda sem conversão de comprimento de onda. 31
Figura 2.22 – Exemplo de comutação óptica de comprimento de onda com conversão de comprimento de onda. 32
Figura 2.23 – Comparação da Topologia de rede em malha e em anel conectando os nós. 33
Figura 2.24 - Estabelecimento de uma trajetória do feixe óptico em uma rede com roteamento por comprimento de onda. 36
Figura 3.1 – Estrutura atual de operação de redes IP sobre SDH sobre DWDM. 42
Figura 3.2 – Estrutura de operação de redes IP diretamente sobre DWDM. As transmissões de dados mantêm-se sempre com alta taxa de transferência pelo fato de ser direta no padrão DWDM/ IP. 42
Figura 3.3 – Arquitetura de rede DWDM - A camada DWDM mantém o nível de confiabilidade estabelecido no SDH e assegura a transparência de protocolo, criando uma nova camada de transporte com interface direta para a camada óptica. 45

Figura 3.4 - Rede de transporte de comprimento de onda dedicado sem auxílio de Comutador Óptico de Conexão Cruzada OXC. 46
Figura 4.1 – Balde de fichas ("token bucket") recebe as fichas "permissão para transmitir". O tamanho do pacote de dados é comparado com a quantidade de fichas no balde. Se a quantidade for suficiente "situação (S)", o pacote é enviado. Se não for suficiente "situação (N)", o pacote é inserido em uma fila até que haja, fichas suficientes para o seu envio..... 58
Figura 4.2 – Políticas de filas. A parte (a) da figura apresenta as filas de prioridade que recebem os pacotes após uma classificação, ou por sua ordem decrescente de nível de prioridade ou por classes de serviços, então são encaminhados à uma fila circular para serem enviados os pacotes. A parte (b) da figura apresenta o WFQ que aloca para o início da fila o tráfego com prioridade maior, reduzindo o tempo de resposta do fluxo. Ao mesmo tempo, compartilha a banda com outros fluxos de menor prioridade, alocando, contudo, uma largura de banda menor, uma vez que os de menor prioridade têm também menor peso para o WFQ. 59
Figura 5.1 - Diagrama funcional da sinalização RSVP, baseada em [37]. Estão indicados os percursos das mensagens PATH, gerada no transmissor, e RESV, com origem no lado do receptor. 69
Figura 5.2 – Arquitetura lógica DiffServ - Os pacotes de dados são enviados de seus transmissores para os domínios DS, que verificam se estão de acordo com o contrato de envio SLA, até alcançarem o seu destino no receptor. Neste percurso os pacotes diferentes podem sofrer tratamentos diferenciados, como requisito de QoS. 72
Figura 5.3 – Condicionador de tráfego..... 73
Figura 5.4 – Roteamento inter-redes, baseado em [37]. Um AS OSPF consiste de múltiplas áreas ligadas por roteadores..... 79
Figura 5.5 – Planos de controle e encaminhamento de um roteador. 84
Figura 5.6 – Encaminhamento de pacotes; a) sem engenharia de tráfego; b) com engenharia de tráfego –Na figura (a), percebe-se que os pacotes de dados são enviados pela trajetória mais curta, evitando-se desta forma a sobrecarga da rede como apresentada na figura (b). 91
Figura 6.1 – Rede com roteamento por meio de comprimento de onda (WR)..... 97
Figura 6.2 – Tempo de "Off-set" para serviço garantido. 103
Figura 6.3 – Exemplo de operação do algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível - LAUC. 105
Figura 6.4 –Exemplo de operação do algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível com Preenchimento de Vazio – LAUC-VF. 106
Figura 7.1 – Arquitetura de QoS fim a fim e de cima a baixo, adaptado de [37]. 116
Figura 7.2 – Uma possível arquitetura para rede do futuro. 117

LISTA DE TABELAS

Tabela 3.1 - Modelo de Rede DWDM versus SDH. 43
Tabela 5.1 – Campos do Cabeçalho dos pacotes OSPF 82
Tabela 6.1 – Componentes do Plano de Controle do GMPLS [85]..... 110
Tabela 7.1 – Taxonomia de QoS em Redes IP sobre DWDM 121

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

AS (*Autonomous System*) – Sistema autônomo na hierarquia de roteamento do protocolo OSPF

AU (*Auxiliary Unit*) – Unidade Auxiliar.

ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) – Modo de Transferência Assíncrona.

BER (*Bit Error Rate*) – Taxa de Erro de Bit.

BGP (*Border Gateway Protocol*) - Protocolo externo ao Sistema Autônomo em roteadores que suportam o protocolo OSPF

CAT (*Containerization With an Aggregation-Timeout*) – Armazenamento com temporização de agregação.

CB (*Control Burst*) – Rajada de Controle.

CoS (*Classe of Service*) – Classes de serviços em Serviços Diferenciados – DiffServ

CW (*Continuous Wave*) – Onda Contínua.

DB (*Data Burst*) – Rajada de Data.

DBFA (*Dual-Band Fiber Amplifier*) – Amplificador de Banda Dual de Sílica e Erbium.

DCF (*Dispersion Compensating Fiber*) – Fibra para Compensação da Dispersão.

DLCI (*Data Link Control Identifier*) – Campo Identificador de Controle do Enlace de Dados do protocolo "*Frame Relay*".

DSCP (*DS Code Point*) - Campo do cabeçalho do protocolo IP que identifica o comportamento por nó de rede (PHB - *Per-Hop Behavior*).

DiffServ (*Differentiated Services*) – Serviços Diferenciados.

DoS (*Differentiated Optical Services*) – Serviços Ópticos Diferenciados.

DS Field (*Definition of the Differentiated Services Field*) – Campo no pacote IP que identifica o modelo de serviço diferenciado.

DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*) – Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de Onda.

EDFA (*Erbium Doped Fiber Amplifier*) - Amplificador de Fibra Óptica com Dopagem de Erbium.

EGPs (*Exterior Gateway Protocols*) – Protocolo externo ao Sistema Autônomo em roteadores que suportam o protocolo OSPF.

FDLs (*Fiber Delay Lines*) – Linhas de Atraso de Fibra.

FFUC (*First Fit Unscheduled Channel*) – Canal não Agendado Primeiramente Adequado.

FTP (*File Transfer Protocol*) – Protocolo de Transferência de Arquivos da Arquitetura TCP/IP.

G-LAUC-VF (*Generalized Latest Available Unscheduled Channel – Void Filling*): Canal não Agendado Mais Recentemente Disponível Generalizado - Preenchimento Vazio.

HTTP (*Hiper Text Transfer Protocol*) – Protocolo de Transferência de Hipertexto da Arquitetura TCP/IP.

IETF (*Internet Engineering Task Force*) – Comunidade internacional ampla e aberta (técnicos, agências, fabricantes, fornecedores, pesquisadores) preocupada com a evolução da arquitetura da Internet e seu perfeito funcionamento. Tem como missão identificar e propor soluções a questões relacionadas à utilização da Internet, além de propor padronização das tecnologias e protocolos envolvidos. As recomendações da IETF são usualmente publicadas em documentos denominados RFCs ("*Request for Comments*"), sendo que a própria IETF é descrita pela RFC 3160.

IntServ (*Integrated Services*) – Serviços Integrados.

IGP (*Interior Gateway Protocol*) – Protocolo Interno de Roteamento.

IP (*Internet Protocol*) – Protocolo de Internet.

ISO (*International Organization for Standardization*) – Organização Internacional para a Padronização.

ISP (*Internet Service Provider*) – Provedor de Serviço de Acesso à Internet

ITU (*International Telecommunication Union*) - União Internacional de Telecomunicação. Agência Especializada na área de telecomunicações das Nações Unidas (ONU), com sede em Genebra, na Suíça, tem como principal objetivo promover a cooperação internacional nas áreas de serviços de rádio, telégrafos, telefones e outros meios de comunicação. É responsável por estabelecer tratados internacionais, regulamentações e padrões, com o propósito de ampliar o acesso do público aos serviços e impulsionar o desenvolvimento desses serviços.

JET *(Just-Enough-Time*) – Tempo Suficiente.

LA (*Lightpath Allocation*) – Alocação de Trajetória Óptica.

LAUC (*Latest Available Unscheduled Channel*) – Canal Não Agendado Mais Recentemente Disponível.

LAUC-VF (*Latest Available Unscheduled Channel – Void Filling*) – Canal Não Agendado.

LDP (*Label Distribution Protocol*) – Protocolo de Distribuição do Rótulo.

LLC (*Logical Link Control*) – Protocolo da camada de enlace para redes locais, padrão IEEE 802.2.

LSA (*Link-state Advertisement*) - Aviso sobre o estado do enlace no protocolo OSPF.

LSH (*Label Switched Hop*) – Salto entre dois nós MPLS adjacentes entre os quais a transferência de pacotes é baseada num mesmo rótulo.

LSP (*Label Switched Path*) – Trajetória criada pela concatenação de rótulos em um percurso entre nós de entrada e saída num domínio MPLS, ao qual está associado uma seqüência ordenada de rótulos, o que permite transporte de pacotes entre nós MPLS pela simples troca de rótulos.

MSP (*Multiplex Section Protection*) – Proteção de Seção do Multiplexador.

MPλS (*Multiprotocol Lambda Switching*) – Multiprotocolo de Comutação de Comprimento de Onda.

OBS (*Optical Burst Switching*) – Comutação Óptica de Rajada.

OMS (*Optical Multiplex Section*) – Seção de Multiplexagem Óptica.

OPS (*Optical Packet Switching*) – Comutação Óptica de Pacotes.

OSI (*Open System Interconnection*) – Interconexão de Sistemas Abertos.

OSPF (*Open Shortest Path First*) – Protocolo de Roteamento da Internet, baseado no conceito de escolha, em primeiro lugar, do caminho ou trajetória mais curta.

OTN (*Optical Transport Network*) – Rede Óptica de Transporte.

OTU (*Optical Transport Unit*) – Unidade de Transporte Óptico.

OXC (*Optical Cross Connect*) – Comutador Óptico de Conexão Cruzada.

QoS (*Quality of Service*) – Qualidade de Serviço.

PDFA (*Praseodymium Doped Fiber Amplifier*) - Amplificador de Fibra Óptica com Dopagem de Praseodímio

PDH (*Plesiochronous Digital Hierarchy*) – Hierarquia Digital Pleisócrona

pJET (*prioritized JET*) – Tempo Suficiente Priorizado.

RFC (*Request For Comments*) – Solicitação para Comentários.

RFD (*Reserve-a-limited duration*) – Esquema de reserva de recurso, em um protocolo de reserva de recurso, em que a reserva de recurso não se inicia imediatamente quando a solicitação chega, mas é atrasada por um tempo de compensação ("*offset time*").

RM-OSI/ISO (*Reference Model – Open Systems Interconnection/ International Standards Organization*) – Modelo de Referência para Sistemas Abertos, da ISO.

RSVP (Resource Reservation Protocol) – Protocolo de Reserva de Recursos em redes de serviços intergrados.

RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) – Atribuição de Comprimento de Onda e Roteamento.

SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) – Hierarquia Digital Síncrona.

SLAs (*Service Level Agreements*) – Acordo sobre o nível de serviços que é estabelecido entre o prestador e o tomador de serviços, relacionado aos parâmetros e a qualidade de serviço.

SMTP (*Simple Mail Transfer Protocol*) – Protocolo de Correio Eletrônico da Arquitetura TCP/IP.

SNMP (*Simple Network Management Protocol*) – Protocolo de Gerência de Redes da Arquitetura TCP/IP.

SPF (*Shortest Path First*) - Primeira Trajetória mais Curta.

STM (*Synchronous Transport Module*) – Módulo de Transporte Síncrono.

TCP (*Transmission Control Protocol*) – Protocolo de Controle de Transmissão da Arquitetura TCP/IP.

TELNET – Protocolo de Terminal Virtual da Arquitetura TCP/IP.

ToS (*Type of Service*) – Campo no cabeçalho do pacote IP que identifica o tipo de serviço.

TTL (*Time to Live)* – Campo do cabeçalho do pacote MPLS com o mesmo papel do protocolo IP de contar por quantos roteadores o pacote passou, num total de 255.

TU (*Tributary Unit*) – Unidade Tributária.

UDP (*User Datagram Protocol*) – Protocolo de Datagrama do Usuário.

VC (*Virtual Container*) – Circuito Virtual.

VCI (*Virtual Channel Identifier*) – Campo de Identificador de Canal Virtual do Protocolo ATM.

VPI (*Virtual Path Identifier*) – Campo de Identificador de Trajetória Virtual do Protocolo ATM.

WA (*Wavelength Allocation*) – Alocação de Comprimento de Onda.

WADM (*Wavelength Add/Drop Multiplexer*) – Multiplexador Insere/Retira de Comprimento de Onda.

WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) – Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda.

WFQ (*Weighted Fair Queuing*) – Fila com política de atendimento baseada em pesos.

WR (*Wavelength Routing*) – Roteamento por Comprimento de Onda.

LISTA DE SÍMBOLOS

a Raio do núcleo da fibra óptica.

d Extensão de um lance de fibra óptica, geralmente expresso em quilômetros.

f Freqüência de operação de um sistema, geralmente especificada em GHz.

k- Número de onda para a propagação em um meio ilimitado, associado ao seu comprimento de onda.

N_1 Índice de refração do núcleo da fibra óptica.

N_2 Índice de refração da casca da fibra óptica.

NA- Abertura numérica da fibra óptica.

P_{aa} Perda de potência na fibra óptica por alteração atômica e molecular, expressa em decibels.

P_{ae} Perda de potência na fibra óptica por absorção extrínseca, expressa em decibels.

P_{ai} Perda de potência na fibra óptica por absorção intrínseca, expressa em decibels.

P_{at} Perda total por absorção na fibra óptica, expressa em decibels.

q_i Métrica da qualidade de serviço (QoS) de uma rede especificada para determinada classe de operação.

s_i Fator de diferenciação da qualidade de serviço para a classe de ordem i especificada.

t_1 Tempo de propagação do modo de ordem mais baixa ao longo da fibra óptica.

V Diâmetro normalizado ou número V da fibra, que determina a condição de fibra monomodo ou multímodo.

β Fator de fase da onda guiada na fibra óptica.

Δf Incremento ou decremento de freqüência em um feixe óptico ou em um sinal de modulação.

$\Delta\lambda$ Incremento ou decremento no comprimento de onda do feixe óptico aplicado à fibra ou gerado pela fonte de luz.

ε Permissividade elétrica do meio.

θ Ângulo de incidência do feixe óptico na superfície de separação entre dois

meios.

θ_{max} Ângulo máximo de captação na face de entrada da fibra óptica, que determina o valor da abertura numérica..

λ Comprimento de onda em um ambiente qualquer.

λ_o Comprimento de onda do feixe óptico, quando considerado no vácuo.

σ_c Dispersão cromática na fibra óptica, função da alteração no índice de refração em relação ao comprimento de onda.

σ_m Dispersão modal na fibra óptica, resultado dos múltiplos percursos de propagação em fibras multímodo.

σ_t Dispersão resultante da combinação da dispersão cromática e da dispersão modal em uma fibra óptica.

ω Freqüência angular.

RESUMO

GRIZENDI, E.C. – Um estudo da Qualidade de Serviço em Redes IP sobre DWDM. Santa Rita do Sapucaí, 2004. Instituto Nacional de Telecomunicações.

Um esforço significativo tem sido feito nos últimos anos para se prover Qualidade de Serviço (QoS) em redes de comunicações genéricas empregando o Protocolo de Internet (IP), as denominadas Redes IP. Os modelos propostos pelo IETF – Internet Task Force Engineering, de Melhor Esforço ("*Best-effort Services Model*"), Serviços Integrados ("*IntServ – Integrated Services*") e de Serviços Diferenciados ("*DiffServ – Differentiated Services*") provêem e garantem QoS nestas redes. A Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de onda DWDM, sigla de *Dense Wavelength Division Multiplexing*, é um processo de multiplexação do feixe de luz, com transmissão de dados em diferentes comprimentos de onda na mesma fibra óptica. Usuários de redes ópticas que utilizam sistemas DWDM requerem QoS e são atendidos através de mecanismos de provisionamento e garantia de qualidade. IP sobre DWDM é uma tecnologia de transporte de pacotes na camada óptica usando essa forma de multiplexação. Usuários desse serviço de transporte de pacotes requerem QoS e são atendidos através dos modelos genéricos acima, no contexto das Redes IP. Esses modelos não consideram os mecanismos de provisionamento e garantia de QoS na camada óptica DWDM. Uma análise das funcionalidades dos mecanismos em uma e outra camada é útil para se sugerir a redução ou eliminação de algumas das funcionalidades nos mecanismos de QoS disponíveis em Redes IP, que podem simplificar as implementações e melhorar o desempenho.

Este trabalho descreve os métodos de QoS disponíveis em redes IP e em redes ópticas com a tecnologia DWDM e faz-se um estudo destas funcionalidades com o objetivo de identificar as arquiteturas de provisionamento de QoS disponíveis em redes IP, quando usadas em DWDM.

Palavras-chave

Qualidade de Serviço, QoS, Redes IP, DWDM, IP sobre DWDM

ABSTRACT

GRIZENDI, E.C. – A Study of the Quality of Services on IP over DWDM Networks. Santa Rita do Sapucaí, 2004. Instituto Nacional de Telecomunicações.

A significant effort has been made in the last years for providing Quality of Service (QoS) in generic communication network, using Internet Protocol (IP). Proposed models by the IETF – Internet Task Force Engineering, as Best-effort Services, Int-Serv – Integrated Services and DiffServ – Differentiated Services, provide and guarantee QoS in these networks. On the other hand, DWDM optical network users require QoS and are attended through QoS provisioning and guaranteeing mechanisms in optical networks. IP over DWDM network transport service users are attended through those generic models from IP network, but these ones do not consider the QoS provisioning and guaranteeing mechanisms in the DWDM optical layer. An analysis of the capabilities of these mechanisms in one and other layer is useful to suggest a reduction or elimination of some of these capabilities available on IP networks.QoS mechanisms. This may permit to simplify the implementation and improve the performance of these networks.

This work describes these mechanisms of QoS for IP networks in DWDM optical networks and makes a study of these functionalities, to identify the architectures of QoS provisioning for IP, when used in DWDM.

Keywords

Quality of Service, QoS, DWDM, Dense Wavelength Division Multiplexing, IP Protocol, IP Networks, Internet.

Capítulo 1 - Apresentação

1.1. Introdução

Neste capítulo, são apresentados o problema e a motivação para o seu desenvolvimento, oferecendo uma visão do conteúdo dos capítulos seguintes.

1.2. Apresentação do problema e motivação para o desenvolvimento

Um esforço significativo tem sido feito nos últimos anos para se prover Qualidade de Serviço (QoS) em redes convencionais de comunicações empregando o Protocolo de Internet (IP), as denominadas redes IP. Vários modelos têm sido propostos, entre eles o *Modelo de Serviços por Melhor Esforço* (*"Best-effort Services Model"*), introduzido na RFC (*Requests For Comments*) 1812 [1]. Nesse modelo, a rede provê largura de banda otimizada para os usuários ativos, mas não assegura nenhum compromisso de largura de banda, tempo de atraso ou mesmo de confirmação de entrega. Portanto, não é adequado às aplicações em tempo real que requeiram garantia que não se ultrapasse um atraso máximo para a transmissão do pacote. Outros modelos foram propostos para permitir a oferta de diferentes níveis de QoS em redes IP. Entre eles estão o *Modelo de Serviços Integrados* (*IntServ – Integrated Services*) [3] e o *Modelo de Serviços Diferenciados* (*DiffServ – Differentiated Services*), descritos na RFC 1633 e RFC 2475, respectivamente [2] e [4], propostos pelo IETF – *Internet Task Force Engineering*, organização encarregada de desenvolver e promover os padrões Internet, gerenciar e manter essa rede mundial de computadores [5].

O IntServ apresenta garantia de QoS através da reserva de recursos na rede para fluxos de pacotes, incluindo largura de banda que garanta o desempenho desejado nos terminais. O modelo regula os fluxos em todos os roteadores e comutadores intermediários. O DiffServ, por outro lado, apresenta garantia de QoS através da priorização de pacotes na rede, definindo comportamentos ou tipos de tráfegos para cada enlace e QoS para cada tipo definido de classe de tráfego. No DiffServ, o tráfego da rede é classificado e os recursos da rede são distribuídos de acordo com critérios da política de gerenciamento de banda. Ambos modelos requerem, como princí-

pio, qualificar e quantificar o tráfego como precondição para garantir QoS entre as extremidades do enlace. .

Usuários de redes ópticas requerem QoS e são atendidos através de mecanismos de provisionamento e garantia de qualidade. IP sobre DWDM é uma tecnologia de transporte de pacotes na camada óptica usando essa forma de multiplexação. Usuários desse serviço de transporte de pacotes requerem QoS e são atendidos através dos modelos genéricos acima, no contexto das Redes IP. Esses modelos não consideram os mecanismos de provisionamento e garantia de QoS na camada óptica DWDM.

A multiplexação densa por divisão de comprimento de onda (DWDM, sigla referente a *Dense Wavelength Division Multiplexing*), é uma tecnologia de transmissão de dados em diferentes comprimentos de onda de luz na mesma fibra óptica. A operação equivale à criação de muitas fibras virtuais transportando diferentes portadoras ópticas moduladas (Figura 1.1).

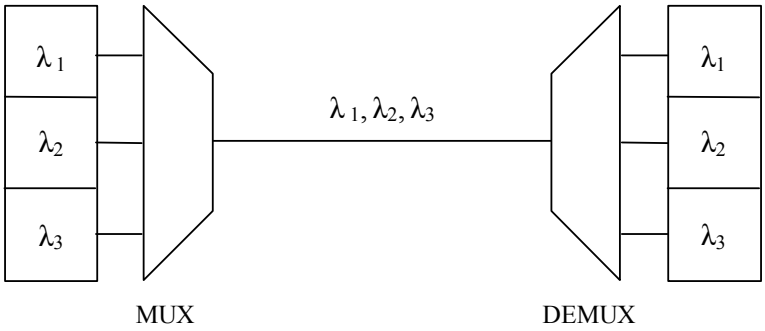


Figura 1.1 – *Representação em blocos da transmissão de dados com multiplexação densa por divisão de comprimento de onda (DWDM).*

O protocolo Internet sobre DWDM, ou simplesmente IP sobre DWDM, é uma tecnologia de transporte de pacotes na camada óptica usando essa multiplexação. A Figura 1.2 apresenta um diagrama em blocos de algumas tecnologias que empregam DWDM, sendo:

a) Sistema tradicional, empregando as técnicas SDH e ATM com o protocolo Internet;
b) Processo empregando a comutação de comprimento de onda;
c) Tecnologia de comutação fotônica.

As funções antes executadas por camadas superiores foram incorporadas à camada óptica. Isto mostra que a rede pode ser responsabilizada pelos serviços no domínio óptico, sem necessidade de converter o sinal para o domínio elétrico entre as extremidades.

A Qualidade *de Serviço* (QoS) é um parâmetro importante na implantação das redes. Os estudos sobre os mecanismos, valores e protocolos envolvidos com a garantia da QoS são temas de pesquisa e desenvolvimento sistemático. A grande largura de banda provida pela multiplexação em comprimento de onda reduz custos dos equipamentos da rede óptica e simplifica a gerência da capacidade do sistema. No entanto, permanece não resolvida a garantia de QoS para vários serviços avançados, como o transporte de voz e vídeo em tempo real, nas redes ópticas com grande intensidade de tráfego.

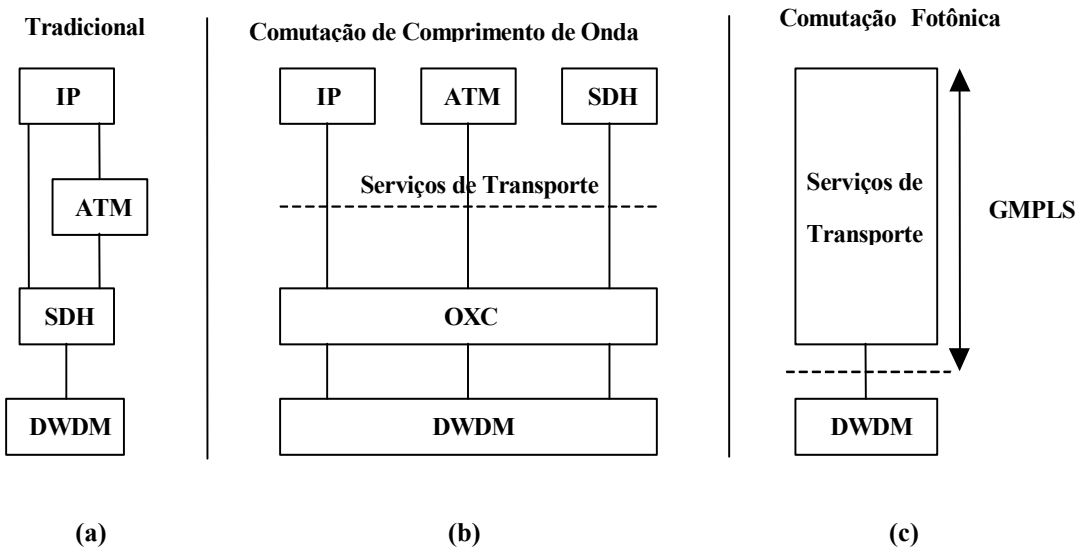


Figura 1.2 – *Tecnologias associadas à multiplexação densa em comprimento de onda.*

O tráfego da Internet é cada vez maior na sub-rede principal. Isso torna cada vez mais importante o levantamento das necessidades e os cumprimentos de QoS nas redes DWDM. Os métodos de QoS propostos para as redes IP dificilmente são aplicáveis a elas. Nas redes IP, utilizam-se memórias para armazenamento de filas de pacotes. Atualmente, não existe memória óptica e o uso de memória eletrônica em comutador óptico demanda conversões óptico-elétricas (O/E) e eletro-ópticas (E/O), com os inconvenientes desses procedimentos [6]. Entre eles, salienta-se que os con-

versores O/E e E/O limitam a velocidade da comutação óptica, tornam a comunicação não-transparente à taxa de bits e aumentam muito o custo.

A maneira empregada para se ter alguma capacidade de armazenamento temporário nos comutadores ópticos é o uso de *linhas de atraso de fibra* (FDLs). Entretanto, eles não conseguem prover um armazenamento temporário completo, como exigido pelos métodos clássicos de QoS [7]. É comum encontrar a situação em que um canal de comunicação seja solicitado por duas ou mais estações que tentam ou transmitem ao mesmo tempo, situação conhecida como *contenção*. A multiplexação por comprimento de onda permite resolver problemas de contenção com base nos comprimentos de onda disponíveis e no método de utilização. Isso motiva a não introdução desses conversores e, por conseguinte, a não utilização de memória eletrônica para as filas de pacotes.

Este trabalho descreve os métodos de QoS disponíveis em redes IP e em redes com a tecnologia DWDM. Faz-se uma análise de funcionalidades dos métodos de QoS disponíveis em redes IP e em redes DWDM. Inicialmente, no Capítulo 1, são apresentados aspectos das redes ópticas, incluindo as tecnologias WDM e DWDM, e das redes IP, destacando-se a justificativas para provisionamento de QoS. Na seqüência, no Capítulo 2, apresentam-se as redes ópticas, aspectos da multiplexação por comprimento de onda (WDM) e de multiplexação densa por comprimento de onda (DWDM). No mesmo capítulo, é oferecida uma visão geral das diferentes técnicas de comutação óptica.

O Capítulo 3 apresenta o protocolo IP e a sua utilização em redes DWDM. No Capítulo 4 são revistos conceitos de QoS em redes para, no Capítulo 5, fazer-se uma apresentação das arquiteturas de provisionamento de QoS em redes IP, segundo os modelos tradicionais. No Capítulo 6, apresentam-se os principais mecanismos de provisionamento de QoS nas redes IP sobre DWDM. São classificados e analisados os métodos propostos para implementação de serviços para diferentes técnicas de comutação. Nessas análises dos capítulos 5 e 6, descrevem-se exemplos de implementação e melhoria dos mecanismos propostos. Analisam-se os parâmetros de QoS nos protocolos de roteamento IP sobre DWDM, como o protocolo OSPF, o protoloco MPLS, o protocolo MPλS e a arquitetura GMPLS.

Finalmente, no Capítulo 7, destacam-se o uso dos diversos mecanismos de QoS, apresentam-se conclusões finais sobre o trabalho e propõem-se sugestões de novos temas de trabalho neste contexto.

Capítulo 2 - Conceitos Relativos às Comunicações Ópticas

2.1. Introdução

Neste capítulo são apresentados conceitos relativos às comunicações ópticas, origens e estratégias de redução das perdas. Apresenta-se a Arquitetura da Rede de Transporte, mostrando a Arquitetura Funcional Genérica e em especial, a Arquitetura Funcional da Rede Óptica de Transporte. Introduz-se o conceito de Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de Onda (DWDM) e descrevem-se as características de um sistema DWDM, os seus componentes e sua topologia. Estabelecem-se conceitos sobre transmissão, multiplexação e comutação óptica, incluindo neste último, técnicas de comutação.

2.2. Comportamento e princípio de funcionamento da fibra óptica

A fibra óptica é um filamento cilíndrico dielétrico, de diâmetro muito pequeno, com valor externo pouco superior a um décimo de milímetro. Predominantemente, é feita de vidro de sílica com alto grau de pureza, constituída de um cilindro interno com índice de refração N_1 e um externo com índice ligeiramente menor N_2. O cilindro interno é chamado de *núcleo* e o externo constitui a *casca*. Um feixe de luz que penetre em seu núcleo experimenta sucessivas reflexões na interface do núcleo com a casca e propaga-se no núcleo, como mostra a Figura 2.1. Isso ocorrerá se o feixe óptico incidir na fronteira do núcleo com a casca com um ângulo igual ou superior ao ângulo crítico, que depende da relação entre N_1 e N_2, segundo a lei de Snell [10]. Para garantir a onda guiada ao longo do plano longitudinal, é necessário que o feixe penetre na face da fibra dentro de um ângulo limite $\theta_{máx}$ em relação ao seu eixo, determinado por,

$$sen\,\theta_{máx} = \sqrt{N_1^2 - N_2^2} = AN \qquad (2.1),$$

onde AN é um parâmetro conhecido como *abertura numérica*. Como este ângulo pode ser considerado em qualquer plano longitudinal que contenha o eixo da fibra, seu valor definirá um cone de captação na face de entrada [10].

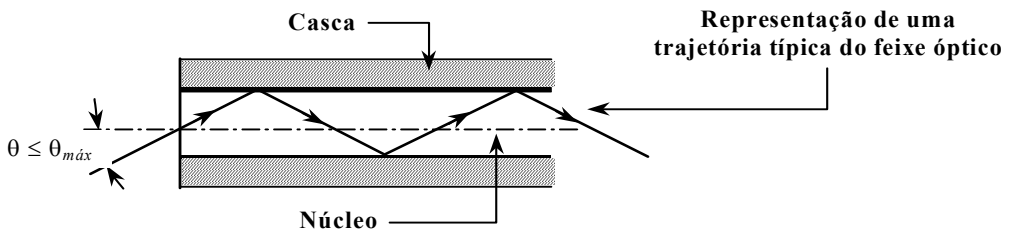


Figura 2.1– *Constituição e mecanismo básico de propagação em fibra óptica, quando a incidência na interface do núcleo com a casca ocorrer com um ângulo igual ou superior ao valor crítico.*

Quando o diâmetro do núcleo for grande comparado ao comprimento de onda, o feixe óptico propaga-se segundo várias trajetórias possíveis, cada uma com sua própria distribuição de campo. Essas distribuições de campo são determinadas pelas soluções possíveis da equação de onda em uma estrutura cilíndrica, dada por

$$\frac{\partial^2 \psi}{\partial r^2} + \frac{1}{r}\frac{\partial \psi}{\partial r} + \frac{1}{r^2}\frac{\partial^2 \psi}{\partial \phi^2} + \left(N^2 k^2 - \beta^2\right)\psi = 0 \qquad (2.2)$$

sendo ψ uma função que descreve a componente longitudinal do campo elétrico ou do campo magnético da onda guiada. A partir dessas componentes, é possível determinar todas demais componentes. Nesta equação, N representa o índice de refração do meio e k é o número de onda no espaço livre, determinado por

$$k = \omega^2 \mu_o \varepsilon_o = \left(\frac{2\pi}{\lambda_o}\right)^2 \qquad (2.3)$$

As soluções da equação de onda envolvem funções de Bessel e funções de Hankel que devem satisfazer as condições de contorno na superfície de separação entre o núcleo e a casca. Considerando que a diferença de valores dos índices de refração é pequena, ocorre uma razoável distribuição de energia entre as duas regiões e o processo de transmissão é conhecido como *onda fracamente guiada* [11]. O campo total guiado aparece na forma de modos transversais elétricos TE, modos transversais magnéticos TM e modos híbridos do tipo $EH_{\nu\mu}$ ou $HE_{\nu\mu}$, que determinam a distribuição de campo no plano transversal à direção de propagação. Os modos TE não têm componente de campo elétrico paralela à direção de propagação e os modos TM não têm componente de campo magnético nessa direção. Os modos híbridos EH e HE

possuem componentes de ambos os campos paralelamente ao eixo longitudinal e a classificação depende da componente dominante. Essas soluções existem para valores discretos do fator $\left(N^2 k^2 - \beta^2\right)$, que representam autovalores da equação de onda. São determinados pelo parâmetro μ = 1, 2, 3, ... e pelo índice ν, associado à ordem da função de Bessel ou de Hankel.

Para transmissão da onda fracamente guiada, é possível fazer uma aproximação para modos linearmente polarizados designados como $LP_{\nu\mu}$. As soluções devem satisfazer as condições de contorno na interface do núcleo com a casca e descrevem os modos de propagação. Dependendo da relação entre o diâmetro do núcleo e o comprimento de onda do feixe óptico, podem haver muitas soluções diferentes e este comportamento caracteriza a fibra multimodo esquematizada na Figura 2.2.

Cada modo possui características próprias, incluindo velocidade de fase, velocidade de grupo, fator de fase, etc.. As diferentes velocidades de propagação serão determinantes para o fenômeno conhecido como *dispersão intermodal* ou de *múltiplo percurso*. Este é um dos fatores responsáveis por degradação no feixe óptico guiado e, em conseqüência, pela largura de faixa e máxima taxa de transmissão [11]. A quantidade de modos depende de um parâmetro associado à abertura numérica e ao comprimento de onda do feixe óptico (λ), denominado *número V* ou *diâmetro normalizado* da fibra. Seu valor é obtido a partir de [12]:

$$V = \frac{2\pi a\left(AN\right)}{\lambda_O} \tag{2.4}$$

sendo *a* o raio do núcleo. Quando *V* for muito maior do que a unidade, muitos modos propagam-se no núcleo e tem-se a *fibra multimodo*, como mostrado na Figura 2.2, em que se indica cada modo por uma trajetória diferente no núcleo. Esse comportamento contribui para a forma diferente do sinal de saída em relação ao de entrada.

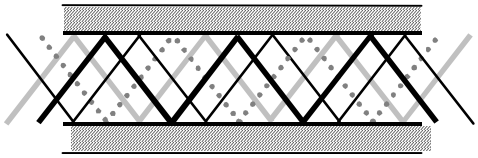


Figura 2-2 - *Propagação do feixe de luz em fibra óptica multimodo. Cada modo de propagação indica uma distribuição de campo, associado a uma trajetória de propagação do feixe óptico.*

Quando o diâmetro do núcleo da fibra óptica for reduzido de forma a se ter

$$V \leq 2{,}405 \tag{2.5}$$

tem-se propagação de um único modo pelo núcleo, com uma representação esquemática na forma da Figura 2.3. Trata-se do modo híbrido de ordem mais baixa, designado como HE_{11} e conhecido como *modo dominante* ou *modo fundamental*, que não apresenta um comprimento de onda de corte. Sua distribuição de campo é descrita aproximadamente pelo modo polarizado linearmente LP_{01}. O guia de ondas óptico que satisfaz esta condição é conhecido como *fibra monomodo*. Portanto, com a escolha do diâmetro do núcleo, para certo comprimento de onda guiado, garante que os modos superiores sejam atenuados, restando a distribuição de campo do modo dominante.

Figura 2. 3 – *Representações do comportamento de uma fibra óptica monomodo, com indicação de propagação apenas do modo dominante.*

Esta solução elimina a dispersão de múltiplo percurso, mas ainda assim pode ocorrer o comprometimento do formato do sinal de saída. Uma das causas é que os materiais sempre apresentam alguma dependência do índice de refração em relação ao comprimento de onda e as fontes de luz apresentam determinada largura espectral. Assim, emitem maior potência em determinado comprimento de onda dominante e em outros comprimentos de onda em torno do valor principal. Para cada um, o núcleo e a casca apresentam valores diferentes de índices de refração e, portanto,

propagam-se com diferentes velocidades. Os vários atrasos implicam em composição diferente do sinal de saída em relação ao de entrada, fenômeno conhecido como *dispersão intramodal* ou eventualmente *dispersão cromática* e *dispersão de material*. A taxa da variação do índice de refração com o comprimento de onda, depende da fabricação e do material utilizado. No caso da sílica pura, que é o material básico para a fibra óptica de transmissões a longas distâncias, a variação mínima ocorre no comprimento de onda em torno de 1,27μm [13]. Esta característica justifica a necessidade de fontes ópticas de pequeníssimas larguras espectrais para os sistemas de elevadas taxas de transmissão.

2.3. Perdas em fibras ópticas

Alguns fatores influenciam na propagação de luz em uma fibra óptica, alterando a amplitude do sinal guiado, caracterizando uma perda de potência, ou perda de transmissão. Pode ser definida como a diminuição da intensidade de energia de um sinal ao propagar-se através de um meio de transmissão, variando de acordo com o comprimento de onda da luz. Essa atenuação é a soma de várias contribuições ligadas ao material empregado na fabricação das fibras e à estrutura do guia de onda. Os principais mecanismos de redução na amplitude do feixe óptica relacionam-se às *absorções*, *deformações físicas ou mecânicas*, *espalhamentos do sinal guiado* e *dispersões do feixe*.

Os tipos básicos de *absorção* do sinal transmitido são a **a**bsorção do material e absorção por íons de impureza retidos na estrutura cristalina da fibra, em particular os íons associados à molécula de água, conhecidos como íons oxidrila (OH^-). A absorção do material exprime a dissipação de parte da energia transmitida numa fibra óptica sob forma de calor. É devida a fatores extrínsecos e intrínsecos à própria fibra. O fator de perda por *absorção intrínseca* está associado à natureza do material utilizado na fabricação da fibra óptica. O mais comum é a sílica com alguns elementos dopantes associados, que conduzem a uma perda muito pequena, dependendo do comprimento de onda guiado. Em geral, para comprimentos entre 800nm e 1600nm essa atenuação situa-se na casa de milésimos de decibels por quilômetro.

O fator de perda por *absorção extrínseca* depende da pureza dos materiais do núcleo e da casca, relacionada à presença de íons de impurezas. Nessa contribuição,

incluem-se os íons oxidrila, com maiores influências nos comprimentos de onda em torno de 720nm, 820nm e 945nm [14]. Na curva que descreve a atenuação em função do comprimento de onda, esse acréscimo de perda é conhecido como pico d'água, hoje já muito controlado, com valor muito pequeno.

Podem existir perdas adicionais relacionadas a alterações na estrutura atômica do material utilizado. Em condições normais de uso, seus valores podem ser desconsiderados. Entretanto, quando uma fibra óptica convencional é exposta a uma irradiação de alta intensidade, verifica-se uma alteração na estrutura atômica do material e as perdas por absorção podem assumir valores significativos. Felizmente, na maioria das vezes o efeito não é permanente em seus valores máximos. Todavia, a recuperação para as proximidades das condições iniciais depende da composição do núcleo e os efeitos são mais sentidos nos comprimentos de onda em que o guia óptico apresenta menor atenuação, como em 1,3μm e 1,55μm [14].

Por estas informações, conclui-se que a perda total por absorção (P_{at}) é o somatório das perdas por absorção intrínseca (P_{ai}), perda por absorção extrínseca (P_{ae}) e perda por alteração atômica (P_{aa}):

$$P_{at} = P_{ai} + P_{ae} + P_{aa} \tag{2.4}$$

Em todas estas parcelas, destacam-se as influências do comprimento de onda. Isto compromete a qualidade de serviço final e dá um indicativo da melhor escolha dos comprimentos de onda em transmissões WDM.

As deformações que influem nas perdas em uma fibra óptica são as *microcurvaturas* e *macrocurvaturas*. Ocorrem ao longo da fibra devido a esforços exercidos sobre ela durante a confecção e instalação do cabo. A *macrocurvatura* ocorre quando a fibra sofre uma deformação tal que o feixe óptico tende a escapar de seu confinamento, conforme a Figura 2.4. O fenômeno pode ser empregado na extração e na inserção de luz em uma fibra, para fins de manutenção, em medidas de alinhamento de máquinas de emenda, para comunicação em campo, etc. Nesses casos, toma-se o cuidado com o raio de curvatura efetuado para realizar a deformação, pois se for muito reduzido, a fibra poderá sofrer dano permanente.

A *microcurvatura* ocorre quando uma fibra sofre algum tipo de impacto, algum esforço externo sobre sua estrutura, por problemas inerentes ao processo de fa-

bricação, ou por esforços oriundos de uma curvatura com raio muito pequeno. Quase sempre, o problema é irreversível e responsável por um aumento de perda em função do espalhamento causado no feixe guiado. A Figura 2.5 mostra essa ocorrência, com certo grau de exagero, com o fim de garantir a clareza da descrição.

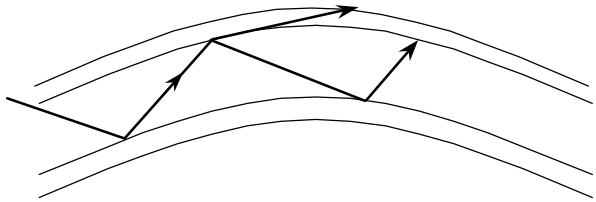


Figura 2.4 – *Representação esquemática de uma macrocurvatura. Quando a fibra óptica sofre uma curvatura grande comparada às suas dimensões ou em relação ao comprimento de onda, (macrocurvatura), parte da energia guiada tende a escapar de seu núcleo, contribuindo para o aumento da perda de potência.*

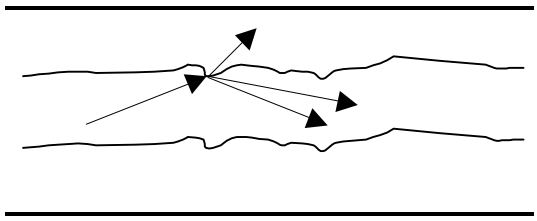


Figura 2.5 – *Representação esquemática de uma microcurvatura e sua influência sobre a perda no feixe óptico guiado.*

Outro mecanismo de perda é o *espalhamento* da energia óptica, que exprime o desvio de parte da energia luminosa guiada pelos modos de propagação em muitas direções. Resulta em reduções na amplitude do campo guiado por mudanças na direção de propagação, causadas pelo próprio material e por imperfeições no núcleo da fibra. Os principais são o *espalhamento linear de Rayleigh*, o *espalhamento linear de Mie*, o *espalhamento estimulado de Raman* e o *espalhamento estimulado de Brillouin*. O mais significativo é o espalhamento linear de Rayleigh, causado por não-homogeneidades submicroscópicas na composição e na densidade do material. São originadas por flutuações térmicas, diferenças de composição do meio, variação de pressão, pequenas bolhas, etc.. Esse espalhamento está sempre presente na fibra óptica e determina o limite mínimo de atenuação nas fibras. Essas alterações podem sur-

gir durante o processo de fabricação da fibra ou em função de irregularidades próprias na estrutura do vidro. As dimensões físicas e a separação desses minúsculos defeitos são bem pequenas comparadas ao comprimento de onda da luz no meio (λ /10 ou menor). O resultado são flutuações no índice de refração do material ao longo da fibra. As irregularidades decorrentes da composição do vidro têm sido controladas por aperfeiçoamentos nos processos de fabricação. As originadas por diferenças de densidade do material são intrínsecas ao vidro e não podem ser evitadas. Portanto, se pudesse ser construída uma fibra óptica absolutamente perfeita em termos de pureza, a perda de potência por este espalhamento persistiria. Logo, esta atenuação representa o limite mínimo possível para a perda na fibra óptica. O valor final da atenuação por ela causada é inversamente proporcional à quarta potência do comprimento de onda e é independente da amplitude do campo óptico guiado [15].

O espalhamento linear de Mie pode ser observado quando as irregularidades da fibra têm dimensões comparáveis ao comprimento de onda, isto é, quando as imperfeições forem maiores do que λ /10. Essas imperfeições são originadas por bolhas, minúsculos defeitos na interface do núcleo com a casca, variações no diâmetro da fibra, microcurvaturas [16], variações na relação entre os índices de refração do núcleo e da casca ao longo da fibra, e assim por diante. Podem produzir espalhamentos do feixe óptico dependentes do ângulo de incidência. As sinuosidades no eixo longitudinal são causadas por forças laterais que agem na superfície externa da fibra. Representam um dos principais causadores do espalhamento de Mie e são responsáveis por um acréscimo significativo da atenuação global [17].

O espalhamento estimulado de Raman e o estimulado de Brillouin são efeitos originados por elevados campos elétricos da luz no núcleo. Esses fenômenos exigem um alto valor da intensidade óptica dentro do núcleo e só ocorrem quando a potência guiada ultrapassa um certo limite. As distorções causadas no campo óptico indicam o aparecimento de freqüências diferentes das aplicadas no início da fibra. Por isto, uma parcela da energia é transferida de um modo para outro, em uma freqüência diferente, ou mesmo acoplada ao modo original. Os efeitos são observados em fibras monomodos de grandes extensões. Nas fibras multimodos, os núcleos são de diâmetros muito maiores e dificilmente a densidade de potência alcança o valor crítico necessário para originar os fenômenos. Quando há transferência de energia

para uma freqüência diferente, a potência contida em um comprimento de onda especificado sofre redução. Em algumas circunstâncias, esses efeitos podem ser empregados para fornecerem um ganho de potência na luz guiada [18].

No espalhamento estimulado de Brillouin ocorre uma modulação da luz causada pela vibração das moléculas do meio. O efeito Doppler-Fizeau resultante da interação da luz com as vibrações do meio, faz surgir bandas laterais, separadas da freqüência original pela freqüência de vibração do meio. A elevada densidade de potência óptica, isto é, grande quantidade de fótons por unidade de tempo por unidade de superfície, forçará o aparecimento de vibrações mecânicas a nível molecular. A interação com a luz guiada, causa um espalhamento, que depende do ângulo de incidência em relação aos planos de vibração do meio. Parte da energia do comprimento de onda original é transferida a essas bandas laterais. O máximo de desvio da freqüência ocorre no sentido oposto ao originalmente estabelecido na fibra óptica. Isto é, o espalhamento de Brillouin é um fenômeno que excita uma onda retrógrada na fibra. É possível percebê-lo quando a potência aplicada ao núcleo ultrapassa o valor de alguns miliwatts.

O *espalhamento estimulado de Raman* implica em transferência da energia em bandas laterais mais separadas em relação ao comprimento de onda original. O efeito dominante é no sentido direto da propagação e acontece quando a potência aplicada é bastante grande, algumas ordens de grandeza acima da causa do espalhamento de Brillouin. Portanto, quando os níveis ópticos não forem elevados, as conseqüências desta dispersão não são significativas. Em sistemas modernos de comunicações, com enlaces de grandes extensões, que exigem valores maiores de potência, muitas vezes com mais de um comprimento de onda no núcleo, o campo óptico pode ser suficientemente elevado para forçar a fibra a operar em regiões não-lineares. Neste caso, as dispersões não-lineares tornam-se importantes pela redução no nível do sinal na transferência de energia para as faixas laterais indesejáveis e por outros efeitos que estão presentes na transmissão. Mesmo quando os níveis de potência são insuficientes para causar os espalhamentos estimulados, pode ocorrer outro tipo de dispersão linear. As causas são a variação no diâmetro do núcleo e modificações na diferença entre os índices de refração do núcleo ao longo da fibra. O fato é mais perceptível na parte inicial da fibra multimodo.

Existem *dispersões* associadas ao fato de modos de propagação serem transmitidos na fibra óptica com velocidades diferentes. Portanto, atingem a extremidade de chegada em intervalos de tempo diferentes. A conseqüência é que o sinal óptico, além da redução na amplitude, sofre um alargamento temporal em relação ao sinal emitido no início da fibra. A luz modulada com uma seqüência de pulsos pode apresentar um erro na extremidade de chegada, com a superposição de pulsos vizinhos deformados durante a propagação. Para minimizar este inconveniente deve-se separar mais os pulsos no domínio do tempo, implicando em uma redução na taxa de transmissão. Portanto, a *dispersão* é um inconveniente que limita a capacidade do sistema, refletindo-se no número possível de mensagens a serem enviadas [18]. Sendo uma característica de transmissão que exprime o alargamento dos pulsos transmitidos, determinará a largura de banda da fibra óptica, dada em MHz.km e influirá na capacidade de transmissão de informação. Para fins de análise e interpretação das causas e efeitos, costuma-se identificar alguns mecanismos responsáveis pelo problema, detalhando-se os efeitos da dispersão modal, da dispersão cromática, a dispersão de onda guiada, etc..

A *dispersão modal* é característica da fibra multimodo, com índice de refração do núcleo com variação em degrau ou gradual. É provocada basicamente pelos vários caminhos possíveis de propagação da luz no núcleo. Numa fibra de índice em degrau, não há variação deste parâmetro ao longo do raio do núcleo e os modos de ordem mais alta que percorrem caminho mais longo e demorarão mais tempo para sair da fibra do que os modos de ordens inferiores. A diferença entre os tempos de chegada dos modos de ordem mais alta e de ordem mais baixa é determinada por:

$$\tau = t_1 \left(\frac{N_1 - N_2}{N_1} \right) = t_1 \, \Delta \tag{2.5}$$

sendo t_1 o tempo de propagação do modo de ordem mais baixa, N_1 o índice de refração do núcleo, N_2 o índice de refração da casca e Δ a diferença relativa entre os índices de refração.

A *dispersão cromática* depende do comprimento de onda e é formada pela superposição de duas componentes distintas: a *dispersão de material* e a *dispersão de guia de onda*. Como o índice de refração depende do comprimento de onda e as fontes ópticas existentes não são idealmente coerentes, ou seja, possuem uma largura

espectral diferente de zero ($\Delta\lambda$), cada comprimento de onda encontra um valor diferente de índice de refração em determinado ponto. Logo, cada comprimento de onda viaja no núcleo com velocidade diferente, provocando uma diferença de tempo de percurso, causando a *dispersão de material* do impulso luminoso. A *dispersão de guia de onda* é provocada por variações nas dimensões do núcleo e variações no perfil de índice de refração ao longo da fibra óptica e depende também do comprimento de onda da luz. O problema só é percebido em fibras monomodo que tem dispersão material muito pequena em torno de 1300nm e é da ordem de alguns ps/(nm.km).

A dispersão total numa fibra multimodo, levando-se em conta a dispersão modal e a dispersão cromática é:

$$\sigma_t^2 = \sigma_m^2 + \sigma_c^2 \tag{2.6}$$

onde σ_m é a dispersão modal e σ_c é a dispersão cromática, valores computados a partir da análise da propagação de um feixe óptico de formato gaussiano no domínio do tempo, situação bem próxima das fontes reais de luz para comunicações ópticas.

2.4. Redução de perdas

A degradação do feixe óptico da fibra, que inclui os mecanismos de perda, as alterações na forma do sinal guiado, resultantes de dispersões e de não-linearidades, são responsáveis pela maioria dos problemas no canal óptico. Várias estratégias têm sido empregadas para minimizar esses efeitos [19]. A dispersão em um canal óptico de alta velocidade pode ser corrigida usando uma fibra de compensação de dispersão, conhecida como DCF (de *Dispersion Compensating Fiber*) ou uma rede de difração não-uniforme de Bragg ("*Non-linearly Chirped Fiber Bragg Grating")*. Considerando que a dispersão pode mudar com o tempo, o fato demanda um ajuste dinâmico do elemento de compensação. As características de uma rede de difração de Bragg são úteis para esse objetivo [20].

Os multiplexadores e demultiplexadores, elementos que realizam, respectivamente, a multiplexação e a demultiplexação dos comprimentos de onda em uma mesma fibra, não são componentes ideais e permitem interferências indesejáveis dos vários comprimentos de onda. Essas interferências podem ser reduzidas através do desalinhamento de padrões de bit no sinal principal e sobre réplicas do sinal de inter-

ferência. Introduz-se um bit de desalinhamento nos vários comprimentos de fibra, para todos os sinais [21]. Isto faz com que a interferência seja diferente do sinal original em aproximadamente 50% das posições de bits, reduzindo a interferência com o sinal principal, resultando nos efeitos da não-linearidade.

2.5. Arquitetura da rede de transporte

2.5.1. Considerações de caráter geral

As redes de transporte baseiam-se em diversas tecnologias como a hierarquia digital síncrona (SDH), o modo de transferência assíncrono (ATM) e a multiplexagem densa em comprimento de onda (DWDM), todas operando em múltiplas camadas. A recomendação G.805 da ITU apresenta uma arquitetura funcional para redes de transporte independente da tecnologia [22] [67]. Nessa arquitetura funcional genérica, pode-se analisar as arquiteturas funcionais da tecnologia SDH e das redes ópticas de transporte (OTN – *Optical Transport Network*), conceito que engloba as redes WDM e DWDM. Adicionalmente, na arquitetura de rede TCP/IP analisada sob essa arquitetura funcional, são identificadas camadas para as redes IP operando nas condições de multiplexagem densa em comprimento de onda [22] [67].

2.5.2. A arquitetura funcional genérica

A arquitetura de uma rede de transporte pode ser estratificada em camadas que interagem numa relação do tipo cliente-servidor. A recomendação G.805 descreve uma metodologia genérica de estratificação [22]. Estão disponíveis muitos trabalhos que apresentam essa modelagem funcional e um sumário do esforço de padronização em redes ópticas é apresentado em [23].

O modelo funcional e os componentes da arquitetura podem ser vistos na Figura 2.6. Quatro entidades provêem o transporte transparente da informação entre pontos de referência.

Uma *conexão de enlace* transporta a informação de forma transparente. Ela consiste de um par de pontos de adaptação e de uma trilha na *camada de rede servidora.* A *conexão de sub-rede* transporta a informação de forma transparente. Essa conexão é formada por uma concatenação de conexões de sub-rede e de conexões de

enlace. Uma terceira entidade refere-se à *conexão de rede* que transporta a informação transparente através de uma camada, formada pela concatenação de conexões de enlace e/ou de conexões de sub-rede entre terminações de pontos de conexão. Finalmente, uma *trilha* transporta informação monitorada da camada do cliente entre pontos de acesso. A Figura 2.7 destaca os conceitos de *conexão de enlace*, de *trilha* e de *conexão de rede* do modelo genérico.

Em cada camada, são necessárias funções de transporte para prover a transmissão dos dados. O padrão ETSI 300 417 [24] da ETSI ("*European Telecommunications Standards Institute"*) apresenta estas funções como *funções atômicas* e as classifica conforme o objetivo. A *função da adaptação* representa o processo da conversão entre uma camada servidora e uma camada do cliente. A adaptação do sinal inclui embaralhamento, codificação e enquadramento. Além de adaptar a informação, também executa a multiplexação, demultiplexação e multiplexação inversa. A *função da terminação* monitora a integridade do sinal da camada. Isso é feito adicionando informação de monitoramento na origem, como o código de verificação de redundância cíclica CRC ("*CyclicRedundancy Check"*), removendo e analisando essa informação no destino. A *informação de monitoramento* é usada para detectar erros bits em terminação de trilha.

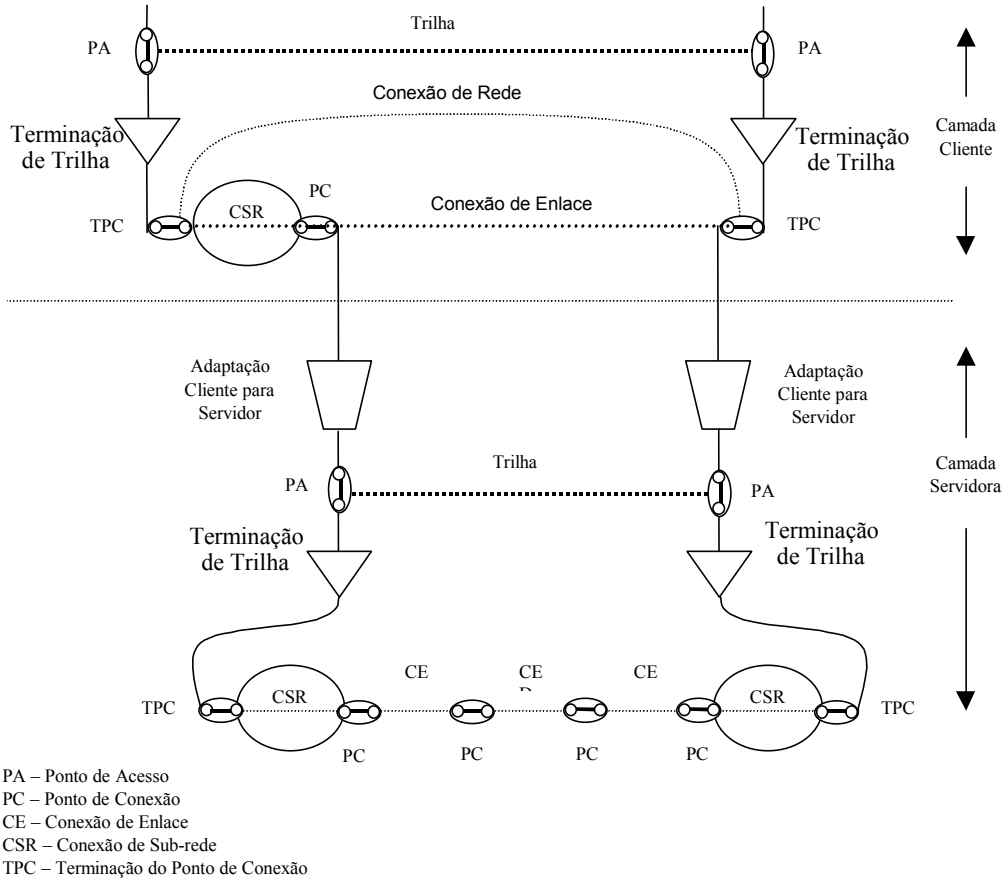


Figura 2.6 - *Modelo funcional da recomendação G.805 [22]. As informações provêem do PA, alcançando o TPC e a CSR. A partir deste ponto são levadas à Camada de Adaptação Cliente para Servidor, onde são feitos os tratamentos de embaralhamento e codificação da mensagem, até outro PA e um novo TPC e CSR.*

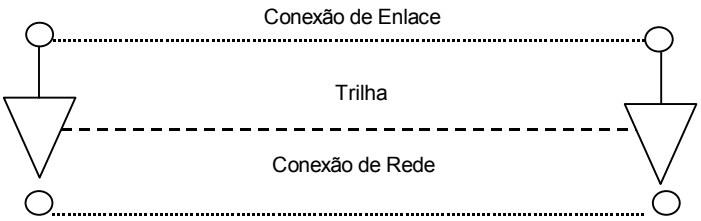


Figura 2. 7 – *Conexão de enlace, de trilha e de conexão de rede que, com seus respectivos protocolos, estabelecem a conexão de enlace de dados para a transferência de dados.*

Adicionalmente, a informação de endereço que representa o identificador de trilha e os sinais de erros, que representa a indicação de defeito remoto ou de alarme, são monitorados para detecção de falhas em conexões e falhas de sinal. Uma terceira *função atômica da conexão* dá flexibilidade a uma camada, provê roteamento, proteção e funções de restauração a um elemento de rede, além do procedimento de "*gro-*

oming" que é um método de gerenciamento de largura de banda que aumenta a eficiência de transmissão, consolidando ou segregando tráfego.

Em um elemento da rede, a conexão é realizada pela matriz de comutação e pode ser um comutador espacial ou temporal. Na arquitetura funcional, a função de conexão é modelada sempre como um comutador espacial. A Figura 2.8 mostra as funções atômicas em uma camada [24]. Funções atômicas podem ser agrupadas para formar uma função composta. Um elemento da rede pode ser descrito usando um conjunto de funções atômicas e de funções compostas.

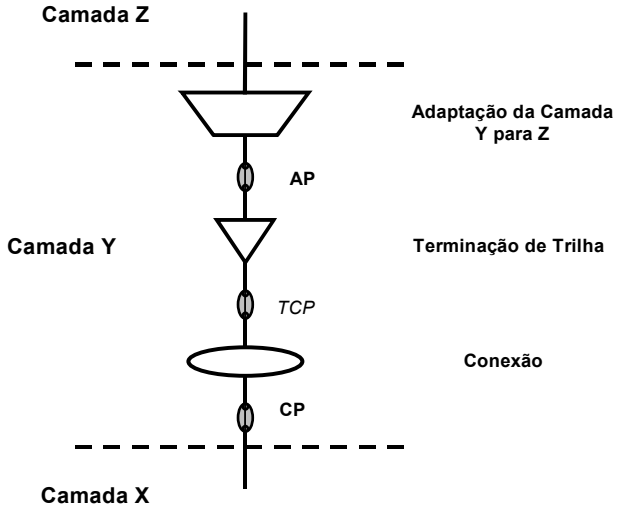


Figura 2.8 – *Funções atômicas em uma camada, de acordo com [24].*

Dois tipos de camada de rede são definidos na recomendação G.805: a camada da trajetória e camada dos meios da transmissão. A camada da trajetória provê funções de transmissão (transferência e comutação) para permitir vários tipos de serviços ao cliente, independentemente da camada subjacente dos meios da transmissão. A camada relativa aos meios de transmissão é estabelecida por trilhas e conexões de enlace e pode ser dependente do canal físico usado, por exemplo, uma fibra óptica ou um radioenlace. A Figura 2.9 mostra as camadas da trajetória e dos meios de transmissão, definidas para SDH e OTN [22].

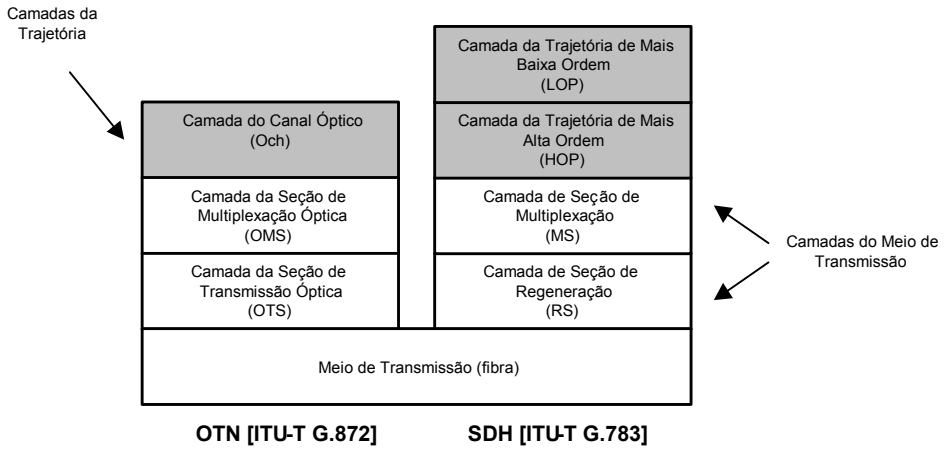


Figura 2. 9 – *Estratificação em camadas adotadas nas redes SDH e OTN [ETSI 300 417].*

Além dos conceitos de estruturação em camadas, os padrões de referência definem a *estratificação em camadas* para representar a estrutura organizacional dentro de cada uma. A estratificação ou *partição funcional* em camadas obedece ao modelo OSI. Nesse modelo, cada sistema aberto é considerado um conjunto ordenado de subsistemas, representados na seqüência vertical, conforme Figura 2.10. Subsistemas de mesma ordem *N*, formam coletivamente a camada de ordem *N*. Esse conceito é baseado na decomposição recursiva de uma camada de rede em sub-redes, cada sub-rede em outras sub-redes e conexões de enlace menores. As partições podem refletir estruturas administrativas, como múltiplas operadoras que se interconectam para fornecer um circuito fim a fim, ou estruturas organizacionais usadas por uma única operadora com propósitos administrativos.

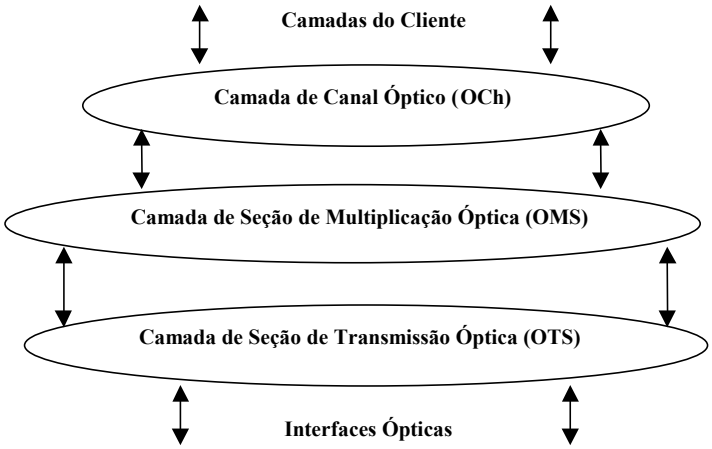


Figura 2.10 - *Camadas ópticas da rede óptica de transporte (OTN), segundo o padrão e recomendações da G.709, identificando suas partes mais importantes.*

2.6. As redes ópticas de transporte

2.6.1. Avanços tecnológicos

Os avanços em tecnologias ópticas contribuíram de maneira significativa para o desenvolvimento de redes de transporte. Com a tecnologia atual de multiplexação densa por divisão de comprimento de onda (DWDM), mais de 100 comprimentos de onda podem ser transportados em uma única fibra com uma taxa entre 10Gbps e 40Gbps, por comprimento de onda. Os amplificadores ópticos (OA), como os modelos que empregam fibra óptica dopada com érbio (*EDFA*, de *Erbium Dopped Fiber Amplifier*) e a combinação de diferentes tipos de fibras ópticas para compensar os efeitos da dispersão, permitem a transmissão de muitos comprimentos de onda na faixa de infravermelho por muitas dezenas de quilômetros, sem necessidade de regeneração de sinal transmitido. Finalmente, alguns elementos mais complexos da rede, como multiplexadores ópticos do tipo insere/retira ou comutadores ópticos de conexão cruzada (OXC), estão sendo desenvolvidos e complementam esses avanços.

2.6.2. Arquitetura funcional da rede óptica de transporte

A principal função de uma rede óptica de transporte (OTN) é a transferência de sinais ópticos do cliente e de canais ópticos ativos e de proteção. Os sinais ópticos freqüentemente são comprimentos de onda individuais utilizando a técnica de multiplexação por divisão em comprimento de onda. A arquitetura dessas redes é definida

na recomendação G.872 do ITU-T [25], usando a metodologia descrita na G.805 [22]. Esta recomendação contém a descrição das redes da camada de transporte, as relações cliente/servidor, a transmissão do sinal óptico, a multiplexação, o roteamento, supervisão, gerência de desempenho e de sobrevivência da rede. A Figura 2.10 mostra as três camadas definidas para essa rede e seus segmentos físicos, correspondentes à *camada de canal óptico* (OCh), à *camada de multiplexação óptica* (OMS) e à *camada de transmissão óptica* (OTS, *de Optical Transmission Section*). Essas partes estão esquematizadas na Figura 2.11 [22] [25].

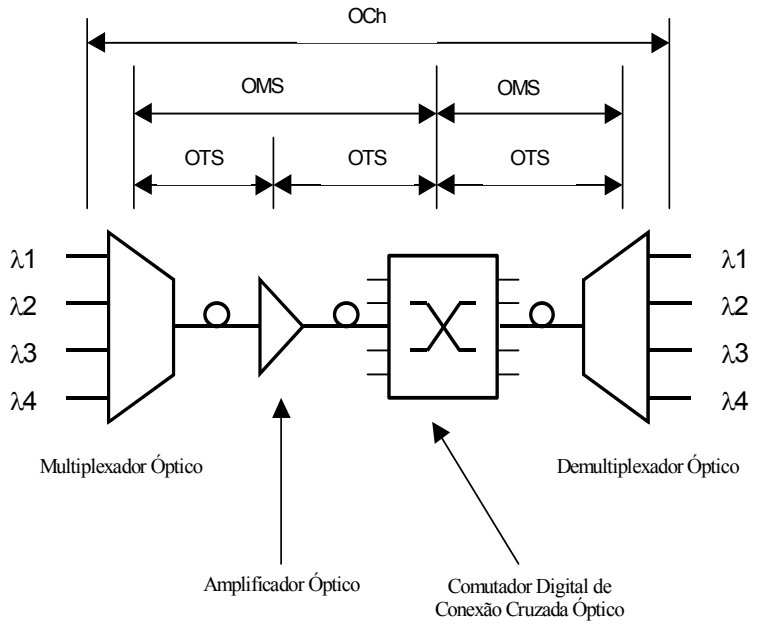


Figura 2.11- *Sessões em uma rede óptica de transporte. A camada de canal óptico inclui o multiplexador e o demultiplexador, recebendo neste intervalo a influência do amplificador para a OTS.*

As interfaces de sinal óptico para a OTN são definidas na recomendação G.709. A camada de canal óptico é dividida em três subcamadas, como ilustradas na Figura 2.12: *unidade de carga útil do canal óptico* (OPU - *Optical Channel Payload Unit*), *unidade de dados do canal óptico* (ODU - *Optical Channel Data Unit*) e *unidade de transporte do canal óptico* (OTU - *Optical Channel Transport Unit*) [26]. Cada subcamada inclui o seu cabeçalho e os respectivos dados, sobrecarregando o quadro. A Figura 2.13 mostra a estrutura de quadro da OTU baseada em uma seqüência de oito bits identificada como *octeto* ou *byte*, descrita na G.709. A estrutura do quadro é definida para três taxas de bits OTU*k*, com $k = 1,2,3$, que corresponde à 2,5Gbit/s, 10Gbit/s e 40Gbit/s, respectivamente. Os sinais do cliente, que determi-

nam a carga do SDH ou IP, são transportados na unidade óptica da carga do canal óptico (OPU). Além dos bytes de cabeçalho para as subcamadas, a unidade de transporte do canal óptico (OTU) contém o cabeçalho de alinhamento de quadro e um campo de controle de erro à frente. A descrição detalhada dos campos é dada em G.709. A Figura 2.14 ilustra o mapeamento do sinal de carga na unidade de transporte do canal óptico e a estrutura do quadro OTU*k* [26].

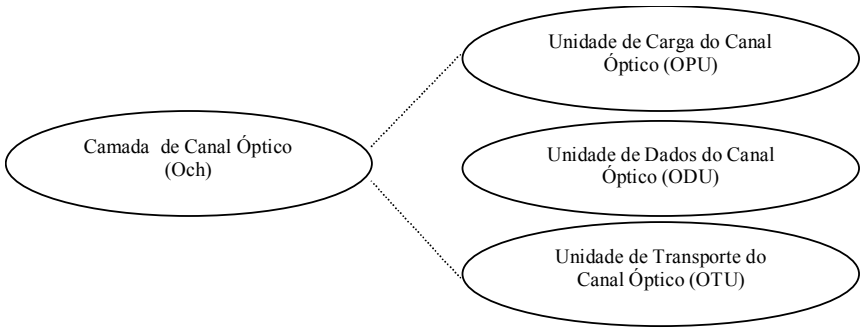


Figura 2.12 - *Subcamadas da camada de canal óptico.*

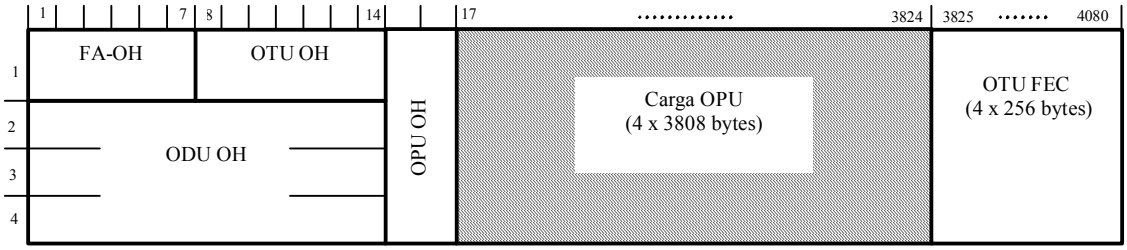


Figura 2.13 –*Estrutura do quadro do canal óptico, destacando a estrutura do cabeçalho de alinhamento óptico (FA-OH) e o sistema de correção direta de erro (OFC).*

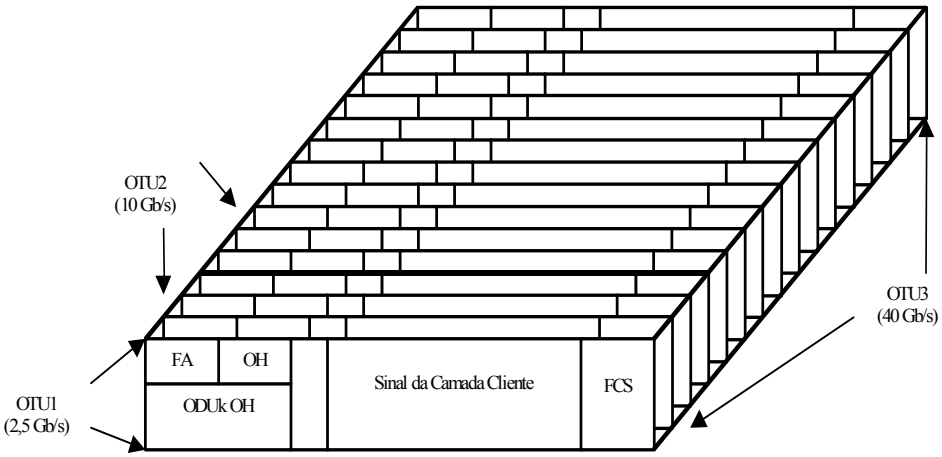


Figura 2.14 – *Mapeamento e multiplexação do sinal na unidade de carga do canal óptico (OPU), na unidade de dados (ODU) e na unidade de transportes do canal óptico (OTU).*

2.7. A multiplexação densa por divisão de comprimento de onda

2.7.1. Descrição e características do sistema

A Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda (WDM, de *Wavelength Division Multiplexing*), é uma tecnologia de rede de transporte óptica (OTN) que explora melhor a capacidade da fibra óptica, com a transmissão simultânea de sinais, modulando vários comprimentos de onda. A Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de Onda (DWDM, de *Dense Wavelength Division Multiplexing*) é uma evolução da tecnologia que permite enviar na mesma fibra uma quantidade maior de diferentes comprimentos de onda. O espaçamento de cerca de 1nm entre os comprimentos de onda caracteriza os sistemas em DWDM. A nova técnica aumenta a capacidade das redes sem necessidade de expandir a quantidade de fibras, reduzindo seus custos de atualização.

A Figura 2.15 ilustra a estrutura básica do DWDM, em que o amplificador óptico, o multiplexador e o demultiplexador formam os blocos principais, tendo o apoio do EDFA ("*Erbium-Doped Fiber Amplifier*") para aumentar a potência de transmissão [27].

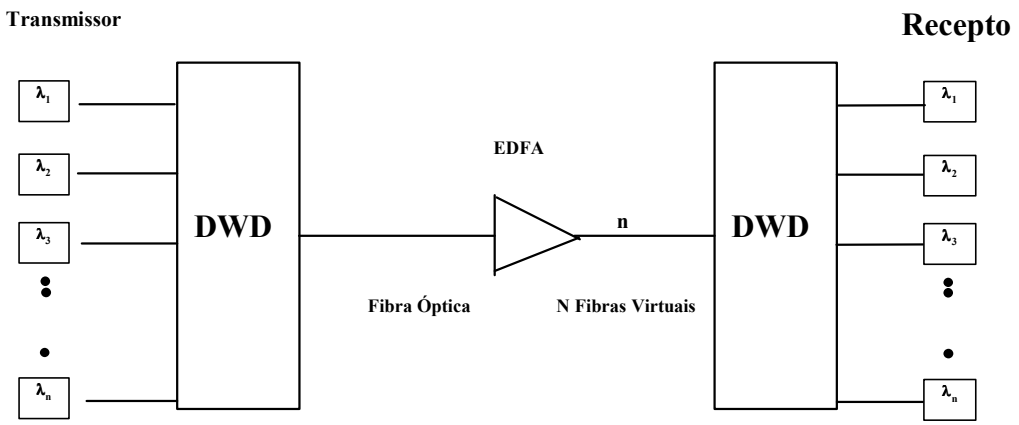


Figura 2.15 - *Diagrama em bloco de um sistema DWDM com apoio do EDFA Erbium-Doped Fiber Amplifier, no qual um sinal entra na fibra dopada com erbium, onde a luz em 980nm ou 1480nm é injetada usando um laser. Esta fonte estimula os átomos de erbium a liberar sua energia e como este processo é continuo na fibra, o sinal torna-se forte, e permite ao DWDM a capacidade de transmissão em longas distâncias.*

2.7.2. A transmissão óptica

A transmissão pelo sistema DWDM se faz a partir da modulação dos sinais ópticos por sinais elétricos referentes aos dados (bits). No caso de IP sobre DWDM, os bits dos pacotes originais são os sinais a serem enviados e essa transmissão é governada pelo espaçamento entre os canais, pela direção de propagação do feixe óptico e pelos componentes do sistema, incluindo os amplificadores ópticos, os conversores de comprimento de onda, multiplexadores de comprimento de onda do tipo insere/retira (WADM), acopladores ópticos, etc. Cada um destes elementos é discutido a seguir, com o objetivo de estabelecer seus efeitos sobre a qualidade de serviço nas redes DWDM.

A separação mínima de freqüência entre dois sinais multiplexados é conhecida como *espaçamento* entre canais. Uma diferença é introduzida no comprimento de onda de cada sinal e existe um limite prático para a redução desse espaçamento. Os comprimentos de onda possíveis de serem processados no amplificador óptico e a capacidade do receptor para identificar dois comprimentos de onda próximos são os principais fatores dessa limitação que restringem o número de comprimentos de onda que podem ser processados. Levando em consideração esses fatores, organismos internacionais estabeleceram um espaçamento em freqüência de cerca de 100GHz. Deve-se lembrar que a relação entre o comprimento de onda (λ), a freqüência (f) e a velocidade da luz no meio (c) é

$$\lambda = \frac{c}{f} \tag{2.7}$$

Derivando em relação a f, vem:

$$\frac{\partial \lambda}{\partial f} = -\left(\frac{c}{f^2}\right) \tag{2.8}$$

donde sai a relação entre o incremento no comprimento de onda ($\Delta\lambda$) em função da variação de freqüência (Δf) por

$$\Delta\lambda = -\left(\frac{c}{f^2}\right)\Delta f = -\left(\frac{\lambda^2}{c}\right)\Delta f \tag{2.9}$$

Para terceira janela de baixa atenuação na fibra óptica à base de sílica, tem-se $\lambda = 1{,}55\times10^{-6}$m = 1,55μm. Especificando-se uma separação em freqüência de 100GHz, tem-se $\Delta\lambda = 0{,}8$nm.

Uma fibra óptica permite a transmissão de sinal em ambas os sentidos. Baseado nessa característica, um sistema DWDM pode ser implementado na forma unidirecional ou bidirecional. Em um sistema unidirecional, existe um multiplexador (Mux) na transmissão e um demultiplexador (Demux) na recepção. Dois sistemas são necessários para uma comunicação bidirecional em dois pares separados de fibras (Fig. 2.16). Em um sistema bidirecional, existe um Mux/Demux em cada terminação, sendo a comunicação realizada em um par de fibras (Fig. 2.17). A escolha é feita a partir da disponibilidade da fibra no comprimento de onda requerido. A primeira alternativa, com uma fibra para transmissão em cada sentido garante maior capacidade do sistema, enquanto a segunda utiliza apenas uma fibra, aproveitando sua capacidade bidirecional de transmissão. Neste caso, o sistema apresenta menor capacidade de transmissões simultâneas.

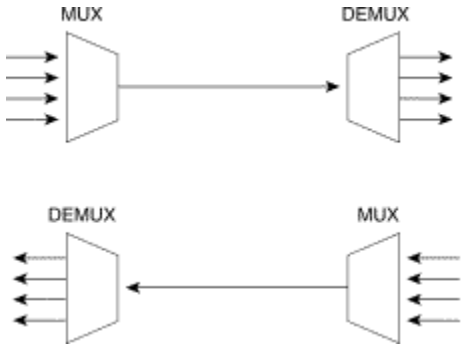


Figura 2.16– *Sistema de comunicação bidirecional com duas fibras ópticas separadas.*

Figura 2. 17 – *Sistema de comunicação bidirecional, com multiplexador e demultiplexador nas duas pontas da conexão, em apenas um par de fibras óptica.*

2.7.3. Componentes do sistema

Um sistema DWDM compõe-se de diversas unidades tais como amplificadores ópticos, conversores de comprimento de onda, multiplexadores de comprimen-

to de onda, acopladores do tipo insere/retira e os comutadores ópticos tipo conexão cruzada (OXC). Os *amplificadores ópticos* são usados para amplificar um sinal no domínio óptico, sem necessidade de conversão para o domínio elétrico. É usualmente encontrado em redes de longa distância, onde a perda acumulada pode ser grande. A amplificação é conseguida dopando-se um trecho de fibra com um elemento químico terra rara como o Érbio (Er^{68}) que deu origem ao EDFA ou o Praseodímio (Pr^{60}) (PDFA), conforme o comprimento de onda a ser amplificado. Recentemente, tem sido empreendido um esforço no sentido da aplicação do amplificador de Raman, que se baseia no espalhamento estimulado a partir do bombeamento de energia por um laser de maior potência na fibra [27].

A Figura 2.15 ilustra como o EDFA é utilizado em sistemas DWDM de longa distância. Embora o EDFA opere predominantemente com emissão estimulada entre determinados níveis de energia dos íons de Érbio, deve-se levar em conta que existe também emissão espontânea responsável pela introdução de ruído no processo de amplificação. Isso influirá de maneira significativa na sua figura de ruído, sendo novo fator de degradação do sinal guiado [27]. A figura de ruído, o controle automático de ganho, a estabilidade do ganho e da largura de banda são parâmetros importantes para a especificação do amplificador óptico. Os sistemas de amplificação mais modernos fornecem sinais de saída de elevada potência e baixos ruídos, garantindo várias vantagens para seu emprego em sistemas DWDM. O desenvolvimento do amplificador de banda dual de Sílica e Érbio (EDFA) permitiu ampliar a faixa útil de operação para 75nm, abrangendo comprimentos de onda entre 1528nm e 1610nm. Existem EDFAs com ganhos de 30dB ou maior, com potência de saída acima de +20dBm, com resposta quase independente da taxa de transmissão empregada na modulação do feixe óptico. Essas características dão ao DWDM a capacidade de transmitir em longas distâncias, maiores que distâncias metropolitanas [27].

O outro componente identificado como *conversor de comprimento de onda* tem a função de transladar um comprimento de onda modulado de entrada para outro comprimento de onda modulado de saída, dentro da faixa de passagem do sistema. É usado nos dispositivos de roteamento quando o comprimento de onda, que identifica a rota a ser seguida, necessita ser alterado. Um conversor de comprimento de onda ideal deve ser transparente à taxa de bits e ao formato do sinal, possuir tempo rápido

de estabelecimento, ter alta relação sinal-ruído, operar com níveis moderados de potência de entrada e ser insensível à polarização do sinal de entrada. Pode ser óptico-elétrico ou integralmente óptico, dependendo da estratégia empregada no projeto da rede óptica. O conversor integralmente óptico é mais moderno e quase sempre mais vantajoso [28].

O *multiplexador insere/retira* (WADM, de *Wavelenght Add/Drop Multiplexer*) permite a transformação de uma rede óptica ponto-a-ponto, de comprimento de onda único, para uma rede multiplexada por divisão de comprimento de onda. É responsável pela gerência do tráfego WDM na fibra e serve como um ponto de entrada na camada óptica. O compartilhamento da largura de banda é conseguido através de sua capacidade de retirar seletivamente e de se re-inserir canais individuais de comprimento de onda, sem ter que se gerar novamente todos os canais WDM [29]. Esse modelo de multiplexador é caracterizado pelo número total de entradas, de um lado e de outro, de onde ele insere ou retira os canais ópticos. Os canais a serem inseridos/retirados podem estar pré-assinalados ou podem ser reconfigurados automaticamente, dependendo da implementação. O primeiro é chamado *multiplexador fixo* e o segundo de *multiplexador reconfigurável*. As Figuras 2.18, 2.19 e 2.20 ilustram a função de multiplexação insere/retira de comprimento de onda, sem conversão, com conversão e com conversão completa de comprimento de onda.

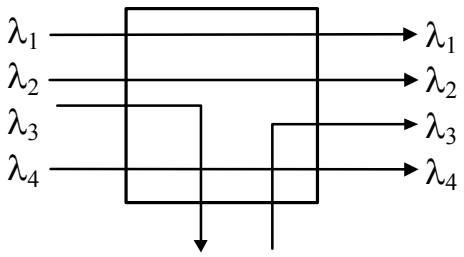


Figura 2.18 – *Diagrama em blocos de um sistema simples de multiplexação sem conversão de comprimento de onda.*

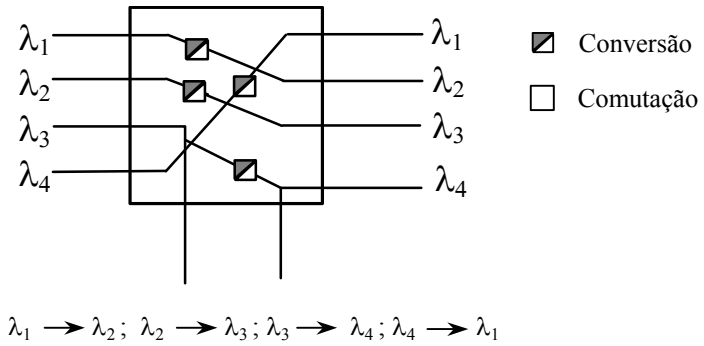


Figura 2.19 – *Diagrama em blocos de um sistema simples de multiplexação com conversão de comprimento de onda.*

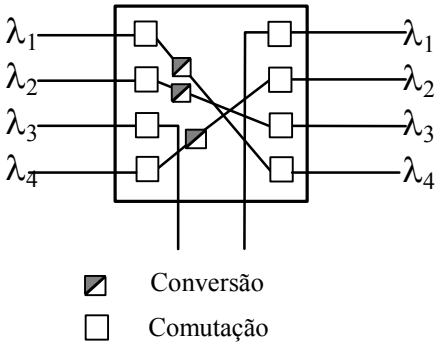


Figura 2.20 - *Exemplo de multiplexação com conversão completa de comprimento de onda.*

O *comutador óptico de conexão cruzada* (OXC, de *Optical Cross Connect Switcher*) é um componente do sistema DWDM que provê a função de comutar a conexão entre *N* portas de entrada e *N* portas de saída, cada uma podendo possuir um conjunto de comprimentos de onda multiplexados. Essa capacidade do OXC de comutar as conexões aumenta a flexibilidade para a gerência da largura de banda. Um OXC permite a reconfiguração imediata da rede, tornando o transporte e a gerência dos comprimentos de onda na camada óptica mais eficientes. Será tanto mais eficiente quanto maior o número de conexões independentes da taxa e do formato dos bits. Esses atributos ajudam ao OXC comutar múltiplas taxas de bit, como os comutadores identificados como modelos OC-X (de *optical carrier*), como o OC-3 de 155,52 Mbps, o OC-12 de 622,08 Mbps e o OC-48 de 2,488 Gbps, com atuação sobre vários formatos, incluindo SDH, IP e ATM. Esse elemento é também importante na gerência da rede na camada óptica, pois devido à sua arquitetura, pode facilmente garantir monitoramento de sinal, provisionamento, *grooming*, e permite restauração do sinal

óptico modulado. As Figuras 2.21 e 2.22 ilustram a comutação óptica de comprimento de onda com conexão cruzada, sem conversão e com conversão de comprimento de onda.

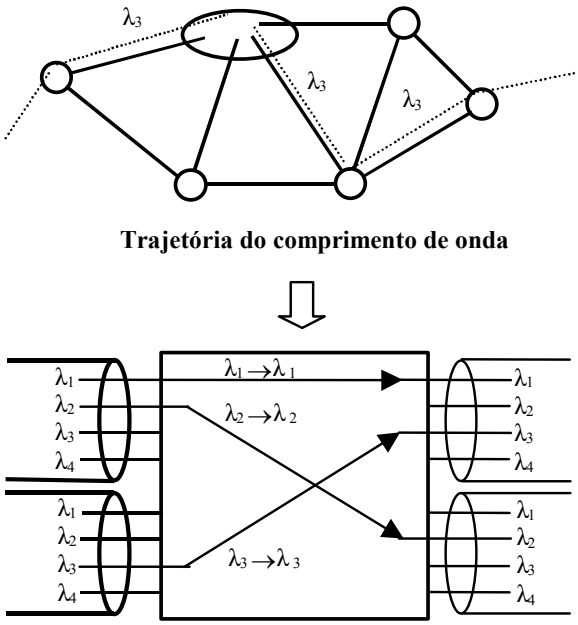


Figura 2.21 – *Exemplo de comutação óptica de comprimento de onda sem conversão de comprimento de onda.*

O *acesso óptico*, freqüentemente identificado pelo termo original de *gateway*, é um ponto da rede de transporte que prepara e prove tráfego admitido na camada óptica, fora do ponto final da rede. Esse elemento é essencial para manter a transparência do protocolo e gerenciar a capacidade máxima da largura de banda. Permite ao protocolo operar sem restrições de conteúdo na transmissão de informações. Por aceitar uma variedade de protocolos e permitir a utilização de qualquer combinação deles, os acessos maximizam os benefícios das redes ópticas. O *acesso óptico* é um elemento muito importante para uma transição segura de uma rede convencional para uma rede óptica.

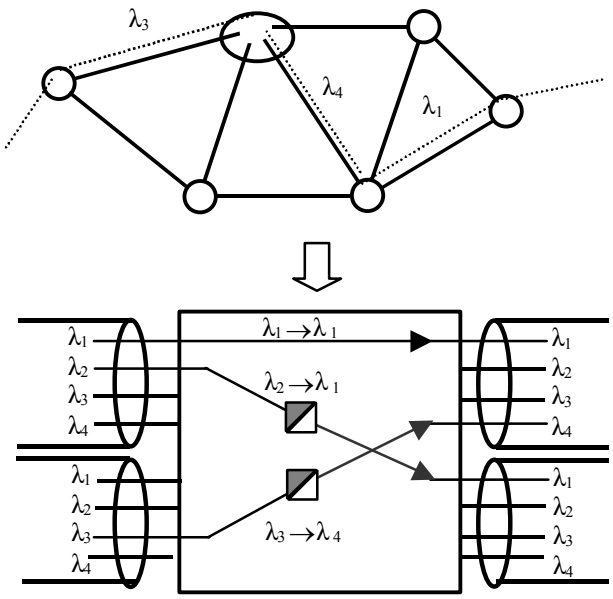


Figura 2.22 – *Exemplo de comutação óptica de comprimento de onda com conversão de comprimento de onda.*

2.7.4. A topologia de rede óptica DWDM

Uma rede pode ser estruturada em formato de um anel ou de uma malha, conforme as conexões entre os nós. Embora a construção física de um sistema DWDM possa ser em anel, a topologia lógica de distribuição do tráfego pode ser arbitrária. Isso é conseguido através do uso de diferentes comprimentos de onda para conectar os nós. O comutador óptico de conexão cruzada (OXC) ajuda na transferência de tráfego entre cada um dos anéis.

Além da topologia real, existe o conceito de topologia virtual que indica as trajetórias ópticas de um nó a outro. Essa topologia decorre de uma visão lógica das conexões na rede e não da estrutura física. A topologia virtual compreende N × N conexões, com algoritmos para reconfigurar o sistema de forma dinâmica. Conhecendo a estrutura física, é possível reduzir as sobrecargas, mantendo um valor mínimo para o número de enlaces de fibra de um ponto a outro.

Uma topologia em anel é mais vantajosa na maioria de casos. Ao contrário de uma malha, o número de enlaces no anel é reduzido, porque o número de nós somente aumenta em progressão aritmética [25]. A topologia em anel, além de servir como reserva, é mais eficiente para distribuir a carga. O segmento em operação e o segmento de proteção da fibra, manipulam juntos grandes fluxos de dados da rede de

computador, conforme ilustrado na Figura 2.23. Isso reduz a carga no roteador e elimina a necessidade de se efetuar um armazenamento temporário dos dados, procedimento conhecido como *separador* ou *isolador* ("*buffering"*). No entanto, as redes em malha garantem uma restauração mais rápida no sistema.

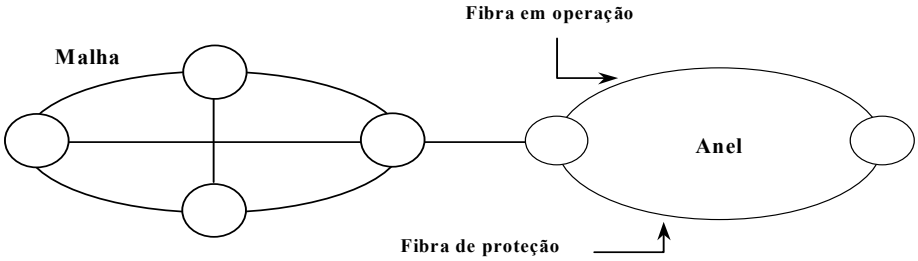


Figura 2.23 – *Comparação da Topologia de rede em malha e em anel conectando os nós.*

2.7.5. A sincronização dos sistemas DWDM

As redes SDH permitem multiplexação de canais TDM de taxas mais baixas em canais de taxas mais elevadas. Os multiplexadores do tipo insere/retira fornecem a sincronização necessária, possibilitando maior conectividade e flexibilidade em redes DWDM, além de garantir utilização mais eficiente de sua capacidade [29]. Eles têm dupla atuação na rede DWDM. A primeira é permitir a inserção ou retirada de determinado número de comprimentos de onda que, depois de regenerados, permitem a comercialização de serviços de telecomunicações nesse ponto da rede. A outra é a de amplificar o sinal total, ou seja, os comprimentos de onda regenerados, que têm suas relações sinal /ruído corrigidas, e os comprimentos de onda passantes, que sofrem a amplificação junto com o ruído. Nas redes DWDM existem limitações para uso desses multiplexadores e do número de comprimentos de onda a serem inseridos/retirados, dependendo de cada fabricante. Normalmente, são inseridos/retirados grupos de comprimentos de onda adjacentes de 4, 8 ou até 16, conforme o espaçamento entre canais, em função das características construtivas do equipamento.

Cada canal é associado a um comprimento de onda específico, inseridos no acoplador óptico onde é dividido e direcionado para N portas de saída. Em cada saída do acoplador óptico há filtros ópticos sintonizáveis que selecionam os canais de interesse, ou seja, somente o canal desejado passa pelo filtro. Após essa operação, o canal é direcionado a uma chave óptica que permite sua retirada (operação "*drop*")

nesse ponto ou prosseguida no enlace até outro nó da rede. A chave óptica possibilita também a inserção de novos canais (operação "*add*"). Em sua saída é colocado um dispositivo conversor de comprimento de onda, utilizado para evitar que dois canais de mesmo comprimento de onda sejam alocados no mesmo enlace. Se isto não fosse feito, provocaria um conflito entre eles, aumentando a possibilidade de bloqueio da transmissão. Portanto o método para superar essa limitação é a conversão dos sinais de um comprimento de onda para outro.

Após o estágio de conversão, na outra extremidade do enlace, coloca-se outro acoplador óptico que realiza a combinação dos canais. Isto assegura a qualidade e garante a entrega apropriada dos dados. Mas, considerando que os sistemas de DWDM permitem multiplexação de diferentes comprimentos de onda, não existe nenhuma relação temporal para o sistema. Não há necessidade de uma sincronização similar à que deve ser usada em SDH. No entanto, a sincronização pode ainda assegurar uma boa qualidade de transmissão. Os numerosos regeneradores e dispositivos existentes na trajetória de óptica introduzem desvios ou deslocamentos dos pulsos do sinal digital, conhecidos como "*jitter*"de tempo. A sincronização pode ser usada para assegurar a qualidade dos sinais transmitidos através de cada nó.

Os equipamentos SDH e os multiplexadores do tipo insere/retira têm uma porta de saída dedicada para o sincronismo. Corresponde a um sinal digital sem tráfego, identificado como DS1 ("*Digital Signal*"). Todos os bits de dados são ajustados para a lógica 1 para minimizar o "*jitter*" do sincronismo. Um amplificador de distribuição do sinal de relógio pode ser empregado para distribuir o sinal DS1 e sincronizar os vários elementos de rede. Em uma rede, cada saída do amplificador de distribuição pode ser roteada para um elemento diferente de rede.

2.8. Comutação óptica

2.8.1. Comutação óptica de pacotes

Os sistemas de DWDM são capazes de executar a comutação no domínio óptico sem necessidade de converter o sinal para o domínio elétrico. Isso reduz o atraso nos comutadores e aumenta o fluxo de dados do sistema. A comutação envolve a leitura de um cabeçalho e a alteração da trajetória do sinal (ou do pacote). Para

essa alteração, o comutador tem que editar uma parte ou todo o cabeçalho. A troca do cabeçalho óptico é a forma de atualizar as informações nos pacotes baseados no comprimento de onda. No caso de um cabeçalho de mesmo comprimento de onda, insere-se um rótulo ("*tag*") da onda contínua no início do pacote como marcador para o novo cabeçalho. Esse rótulo reduz o fluxo da rede, mas tem a vantagem de manter a exatidão espectral no pacote.

Quando o cabeçalho não tem o mesmo comprimento de onda, a troca pode ser feita sem usar o rótulo da onda contínua que precede o pacote. O novo cabeçalho é criado modulando-se uma região da onda contínua do pacote de dados. Emprega-se um campo na mensagem conhecido como "*flag*", um indicador que os caracteres seguintes são de controle e não de dados. Esse procedimento assegura o mesmo comprimento de onda para o novo cabeçalho, como no pacote original. A geração da etiqueta de onda contínua acrescenta uma maior complexidade ao pacote, mas a estrutura do pacote é mantida.

2.8.2. Técnicas de comutação óptica

Existem, basicamente, 3 (três) técnicas de comutação óptica em redes IP sobre DWDM [30]. Podem ser Redes com Roteamento por Comprimento de Onda, identificadas pela sigla WR ("*Wavelength Routing"*), Redes com Comutação Óptica de Pacotes, identificada pela sigla OPS ("*Optical Packet Switching"*) e Redes com Comutação Óptica por Rajadas, identificada pela sigla OBS ("*Optical Burst Switching*").

Em redes com roteamento por comprimento de onda, estabelece-se uma trajetória óptica de comprimento de onda entre as extremidades, reservando um comprimento de onda dedicado a um canal especificado em cada enlace, conforme mostrado na Figura 2.24. Depois dos dados transferidos, a trajetória é desfeita. Essas redes são constituídas de comutadores ópticos de conexão cruzada, (OXC), ligados por enlaces de fibra ponto-a-ponto, formando uma topologia previamente definida. Os comutadores OXC são capazes de diferençar seqüências de bits, conforme a porta de entrada e o comprimento de onda [30]. Como resultado, os dados transmitidos entre os pontos finais da trajetória não requerem processamento nem conversão E/O ou armazenamento temporário nos nós intermediários. No entanto, sendo uma rede de

comutação por circuito, não usam compartilhamento estatístico de recurso e operam sob condições de baixa utilização da largura de banda.

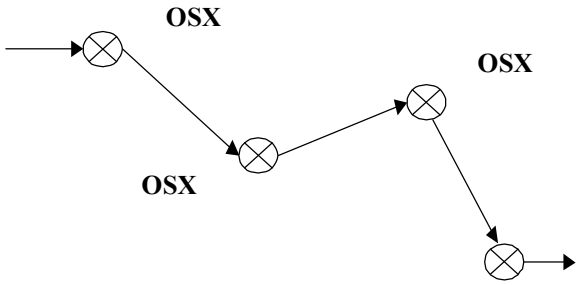


Figura 2.24 - *Estabelecimento de uma trajetória do feixe óptico em uma rede com roteamento por comprimento de onda.*

Em redes com comutação óptica de pacotes (OPS), o tráfego IP é processado e comutado em cada roteador IP, um pacote por vez. Um pacote IP contém um campo de cabeçalho que traz a informação necessária para rotear o pacote, e um campo de carga útil que transporta os dados. O objetivo futuro da rede OPS é processar o cabeçalho no domínio óptico, ainda não permitido com a tecnologia atual. Uma solução para este problema é processar o cabeçalho no domínio elétrico e manter o campo de dados no domínio óptico. A principal vantagem da técnica OPS é o aumento da utilização da largura de banda, fazendo uso de multiplexadores estatísticos para compartilhamento dessa faixa. Entretanto, ainda existem inúmeros obstáculos e desafios para que a solução se torne realidade, entre eles, a pouca capacidade de processamento óptico, a velocidade de comutação que ainda é bastante baixa e falta RAMs ópticas.

As redes com comutação óptica por rajadas (OBS) combinam as vantagens das redes WR e OPS. Em uma rede WR, não existe a necessidade de armazenamento temporário e do processamento eletrônico dos dados em nós intermediários. Ao mesmo tempo, a técnica OPS aumenta a utilização da rede por manter reservado o canal por determinado período de tempo. Em uma rede OBS, a entidade básica de comutação na OBS é a rajada, que representa uma seqüência de pacotes que se movem juntos de um nó de entrada para um nó de saída. Cada rajada é formada pelo cabeçalho e pela seqüência de dados. A parte do cabeçalho é chamada de *rajada de controle* (CB, de *Control Burst*) e é transmitida separadamente da parte de dados, chamada de *rajada de dados* (DB, de *Data Burst*). A CB é transmitida primeiramente

para a largura de banda ao longo da trajetória para a correspondente DB. É então seguida pela DB, que percorre a mesma trajetória reservada pela CB.

Existem várias técnicas para se formar uma rajada. Uma delas é a de armazenamento com uma temporização de agregação (CAT - *Containerization with a Aggregation-Timeout*) [23]. Vários protocolos de sinalização têm sido propostos para a OBS [24]. Em um desses protocolos, denominado *protocolo JET* ("*Just-Enough-Time"*), a CB é enviada primeiro em um canal de controle, seguida pela DB no canal de dados, com um atraso igual a diferença de tempo de rajada T_o. Quando a CB atinge um nó, ela reserva um comprimento de onda no enlace de saída por um tempo igual à extensão da rajada, a partir da chegada da DB.

Capítulo 3 - Redes IP sobre DWDM

3.1. Introdução

Neste capítulo, é oferecida uma visão geral da arquitetura TCP/IP, do Protocolo IP e do roteamento e encaminhamento de pacotes em Redes IP. Justifica-se sobre a necessidade de uso do Protocolo IP sobre DWDM e apresenta-se a Arquitetura IP sobre DWDM. Faz-se uma comparação entre os Sistemas SDH e IP sobre DWDM, para, posteriormente, discutir as conseqüências do uso de IP sobre DWDM, em especial, a detecção de erro, a tolerância à falha e o roteamento de comprimento de onda.

3.2. A Arquitetura TCP/IP

A complexidade e o alto custo de suas implementações levaram o modelo de referência OSI ("*Open System Interconnection*") da ISO a não se tornar um padrão de fato de arquitetura para fabricantes e usuários de redes [31]. Em contraste, a simplicidade em relação ao modelo de referência OSI/ISO, a difusão das implementações abertas e a rapidez com que os padrões foram criados e se mantêm atualizados, fizeram do conjunto de protocolos conhecidos como arquitetura TCP/IP o padrão de fato para redes de computadores. A sigla TCP/IP refere-se aos dois principais protocolos desta arquitetura, o TCP ("*Transmission Control Protocol*") e o IP ("*Internet Protocol*"). O termo genérico arquitetura TCP/IP é também usado para referir-se a tudo que se relaciona com os protocolos TCP e IP [32] [45] [50]. Outros termos designam a mesma tecnologia, entre eles modelo TCP/IP ou arquitetura Internet.

A arquitetura TCP/IP é constituída pelas camadas de aplicação, de transporte, de inter-rede e de interface de rede. A camada de aplicação contém protocolos de alto nível denominados protocolos de aplicação. Entre esses, estão os protocolos de terminal virtual (TELNET), de transferência de hipertextos (HTTP), de transferência de arquivos (FTP), de correio eletrônico para troca de mensagens (SMTP) e o de gerência de redes (SNMP).

A camada de transporte fornece à camada de aplicação os serviços para estabelecimento, manutenção e terminação das comunicações entre as entidades dos protocolos de aplicação que necessitem comunicar-se nos sistemas finais abertos.

Para assegurar as serviços oferecidos por esta camada para a camada adjacente superior, foram definidos dois protocolos fim a fim: o TCP, orientado à conexão e o UDP ("*User Datagram Protocol*"), não orientado à conexão. Alguns protocolos de aplicação utilizam o TCP e outros o UDP, dependendo do tipo de serviço que necessitam para suas operações. A camada de inter-rede faz a junção dos protocolos de camadas superiores com as tecnologias de transmissão das camadas inferiores. Integra toda a arquitetura e garante que os sistemas finais abertos submetam os pacotes na rede e os transmitem ao seu destino, independentemente da rede abaixo dela. O protocolo responsável por implementar as funcionalidades dessa camada é o protocolo IP.

A camada de interface de rede reúne as tecnologias utilizadas pelo protocolo IP. Como faz poucas exigências da rede subjacente, qualquer rede pode ser utilizada para tal finalidade. Algumas tecnologias, como ATM e X.25, são orientadas à conexão (através dos circuitos virtuais permanentes ou comutados) e provêem funcionalidades encontradas no próprio protocolo IP. A arquitetura TCP/IP não contém a camada de interface de rede e é considerada como uma interface. A arquitetura TCP/IP não impõe uma tecnologia para transmissão de dados, podendo ser utilizada qualquer tecnologia de rede, desde padrões internacionais até implementações proprietárias.

3.3. O protocolo IP

O protocolo IP opera com unidades de dados denominadas *datagramas*. Essas unidades são transmitidas na rede através de um serviço de rede não orientado à conexão. Os datagramas carregam os endereços de origem e destino e são roteados, independentemente uns dos outros, através da rede. A estrutura de um *datagrama IP* pode ser dividida nas partes relativas ao cabeçalho e à seqüência de dados.

O cabeçalho de um *datagrama* IP tem uma parte fixa de 20 bytes e uma parte opcional de tamanho variável. Os bytes da parte fixa e da parte de tamanho variável são agrupados em campos. Os campos mais importantes relacionados a QoS são aqueles que identificam os fluxos de bits - *Protocol* e *IP Options*, e o tipo de serviço de rede que o pacote receberá - TOS ("*Type of Service*") do IPv4 ou o campo TC ("*Traffic Class*") do Ipv6. Apesar de não existir um consenso sobre o conceito de fluxo, uma definição aceita é identificá-lo pelo conjunto de cinco campos, sendo três

do cabeçalho do protocolo IP e dois do cabeçalho do protocolo TCP ou do UDP. Os campos do protocolo IP para isso são o campo de *endereço de origem* ("*Source Address"*), de *endereço de destino* ("*Destination Address*") e de *protocolo* ("*Protocol*") TCP ou UDP. Os dois campos dos protocolos TCP e UDP que completam a definição são as portas de origem e de destino e são usadas na identificação das aplicações. O campo identificado como tipo de serviço ("*Type of Service*") foi originalmente concebido para oferecer diferentes tipos de serviços em redes TCP/IP.

3.4. Roteamento e encaminhamento

A principal função da camada de inter-redes é rotear os datagramas da origem para o destino. O termo *roteamento*, no entanto, é utilizado para designar duas atividades distintas e independentes. A primeira é a seleção e o estabelecimento das melhores rotas que os pacotes devem seguir e corresponde ao roteamento propriamente dito. A segunda é o processo de encaminhar cada pacote para o próximo roteador ou ao seu destino final, de acordo com informações existentes sobre as rotas, processo também caracterizado como *encaminhamento*.

O estabelecimento das melhores rotas pode ser feito a partir de diretrizes de roteamento em modo estático ou dinâmico. *Roteamento estático* significa que todas as rotas são estabelecidas segundo uma política estática, definida por um responsável por manter atualizadas as informações para aplicação, configurando manualmente os roteadores. No *roteamento dinâmico* as rotas são estabelecidas segundo informações de carga da própria rede e alimentadas por ela. As informações a respeito das rotas são mantidas pelos roteadores em tabelas, onde cada linha identifica uma rede de destino ou sistema final. A tabela de roteamento contém a rede de destino (ou sistema final), a interface de saída e o endereço IP do próximo roteador. A rede ou sistema final é identificado pelo endereço IP de destino presente nos pacotes.

3.5. Necessidade para IP sobre DWDM

O Sistema de Hierarquia Digital Síncrona (SDH) é uma tecnologia de transmissão síncrona, definida por um conjunto de recomendações do ITU–T. Foi

adotado inicialmente na Europa e posteriormente em todo o mundo. Tem sido utilizada para multiplexação TDM para altas taxas de bits sobre a camada DWDM. A elevada flexibilidade da fibra óptica para transportar diferentes tipos de hierarquias digitais permite oferecer interfaces compatíveis com o padrão PDH europeu e brasileiro (nas taxas de 2 Mbps, 8 Mbps, 34 Mbps e 140 Mbps) e americano (nas taxas de 1,5 Mbps, 6 Mps e 45 Mbps), além do próprio SDH (nas taxas de 155 Mbit/s, 622 Mbps, 2,5 Gbps, 10 Gbps e 40 Gbps). A tecnologia SDH permite ainda implementar mecanismos variados de proteção nos equipamentos e na própria rede, oferecendo serviços com alta disponibilidade no transporte de informações.

Como é uma tecnologia de transmissão, a tecnologia SDH forma uma camada que se sobrepõe diretamente sobre redes ópticas DWDM. As redes IP e de outras tecnologias como as redes ATM operam sobre essa camada SDH. A Figura 3.1 ilustra a operação de ambos protocolos IP e ATM sobre SDH sobre a camada DWDM. A estrutura multicamada ilustrada na Figura 3.1, apesar de historicamente ter sido muito utilizada, trás algumas desvantagens. A principal delas é a perda de eficiência de transmissão, porque existem duas redes de transportes, uma sobreposta fisicamente à outra. Uma outra desvantagem é a sobreposição funcional na recuperação de uma falha na camada física, criando verdadeiro caos no sistema.

A camada SDH, por empregar multiplexagem no tempo, é vantajosa para tráfego com taxa de bit constante, mas não para tráfego em rajadas encontrado na Internet. Por fim, por ser multicamada, a estrutura introduz latência indesejada, entendendo-se este termo como a quantidade de tempo que um pacote leva para ir da fonte para o destino. Juntos, latência e largura de banda, definem a velocidade e a capacidade da rede.

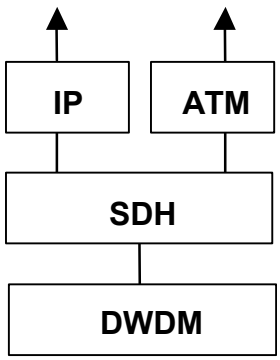


Figura 3.1 – *Estrutura atual de operação de redes IP sobre SDH sobre DWDM.*

Uma solução para transmitir pacotes IP de forma confiável sobre uma rede óptica é a transmissão diretamente sobre a camada DWDM (Figura 3.2). Assim, a camada de transporte é toda ela óptica e mantém uma taxa elevada de dados. Isto é interessante porque elimina o custo dos equipamentos SDH, pois não há necessidade da multiplexação TDM do SDH. O uso de IP diretamente sobre DWDM provoca um aumento da largura de banda e reduz, pela eliminação de camada intermediária, a latência da estrutura. Essa nova arquitetura facilita a correção de falhas, a provisão e o encaminhamento dos pacotes IP.

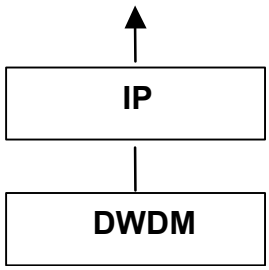


Figura 3.2 – *Estrutura de operação de redes IP diretamente sobre DWDM. As transmissões de dados mantêm-se sempre com alta taxa de transferência pelo fato de ser direta no padrão DWDM/ IP.*

3.6. Arquitetura IP sobre DWDM

As propriedades do sistema DWDM são aproveitadas para formar uma camada toda óptica [36]. A taxa de bits e a transparência do protocolo permitem o transporte de tráfego nativo de dados como o IP, as redes Ethernet de alta velocidade (Gigabit Ethernet), ATM e mesmo SDH em vários canais diferentes. Traz também mais flexibilidade, podendo conectar o sistema diretamente a qualquer formato de sinal sem equipamento extra. A arquitetura óptica de transporte possui duas camadas, de transporte e de serviços agregados, trabalhando juntas de forma complementar e interoperável. As funcionalidades dessas camadas podem ser resumidas conforme Tabela 3.1 e correspondem às funções das camadas do SDH. A camada de transporte atua como uma camada física mais baixa, enquanto a camada do serviço situa-se em uma ordem mais elevada.

Tabela 3.1 - *Modelo de Rede DWDM versus SDH.*

CAMADAS SDH	CAMADAS DWDM
Camada de Circuito	*Camada de Serviços de Trajetórias Ópticas*
Camada de Transporte de Via (baixa e alta ordem)	*Camada de Transporte de Comutação Óptica*
Camada de Transporte de Seção de Regeneração & Multiplexaçã	*Camada de Transporte de Seção de Multiplexação*
Camada de Transmissão do Meio Físico	*Camada de Transporte do Meio Físico*

As duas camadas têm capacidade de suportar todos os serviços, sem necessidade de recorrer a funcionalidade em outras camadas. Neste modelo, o SDH é substituído pelo transporte óptico, que consegue a mesma confiabilidade e o desempenho da arquitetura SDH. Tendo uma camada óptica inteligente que desenvolve uma rápida recuperação em caso de falha, esta arquitetura pode atender a demanda por largura de banda. A recuperação acontece na camada óptica rapidamente e não se sobrepõe aos mecanismos da camada do serviço. A comutação e a largura de banda são fornecidas na granularidade do comprimento de onda. A trajetória virtual do ATM torna-se equivalente a um comprimento de onda. Além disso, o protocolo MPLS ("*Multi-protocol Label Switching Protocol"*), descrito no Capitulo 5, divide os requisitos da engenharia do tráfego entre a camada IP e a camada de transporte óptica. Assim, uma camada DWDM é moldada para formar a rede toda óptica.

Conseguir o nível de confiabilidade estabelecido pelo SDH não é tarefa fácil. Quando uma conexão é estabelecida, a camada DWDM tem que prover a trajetória óptica confiável e a engenharia do tráfego. Deve ocorrer um provisionamento automatizado da trajetória do comprimento de onda entre as extremidades em menos tempo. Em caso de uma falha física, o protocolo da roteamento de comprimento de onda tem que restaurar as trajetórias através de muitos roteadores dentro de no máximo algumas dezenas de milisegundos. Essas expectativas trazem algumas incertezas, na medida em que alguma funcionalidade deve ser rebaixada para a camada óptica.

A camada DWDM foi projetada em conformidade com padrões da indústria. Esta é a chave para assegurar a transparência de protocolo e de formato na rede. A busca por um padrão trouxe duas opções diferentes de arquiteturas: centrado em SDH e genérico (ou arquiteturas fechada e aberta, como são conhecidas). A arquitetura fechada foi projetada para servir melhor o sistema SDH. Ela aumenta a capacidade do sistema SDH, utilizando os componentes necessários e a tecnologia de DWDM no terminal SDH padrão. É dependente das camadas mais elevadas de SDH ou de outro sistema de TDM para prover outras funcionalidades (como a gerência de rede). A parte (a) da Figura 3.3 ilustra este sistema. Nele, fica-se preso à tecnologia proprietária do fornecedor.

Os sistemas IP sobre DWDM adotam uma alternativa que cria uma camada de transporte inteiramente nova, chamada de arquitetura aberta. É aberta no sentido que não está comprometida com o SDH ou outros sistemas TDM. Esta opção reflete-se na transparência do protocolo e provê todas as propriedades da rede totalmente óptica. Para que a rede óptica use de todo o seu potencial completo, deve existir um padrão de interface para a camada óptica. A parte (b) da Figura 3.3 ilustra a arquitetura aberta. Os bits do pacote IP acessam o sistema de DWDM e são transportados sem alteração sobre a conexão de alta velocidade.

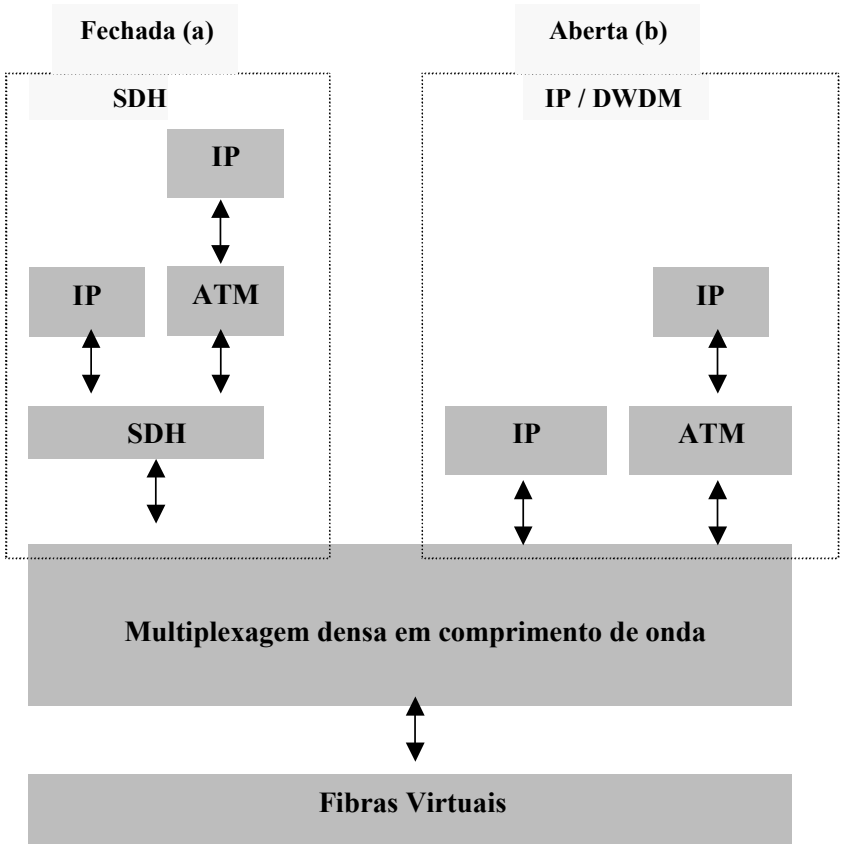


Figura 3.3 – *Arquitetura de rede DWDM - A camada DWDM mantém o nível de confiabilidade estabelecido no SDH e assegura a transparência de protocolo, criando uma nova camada de transporte com interface direta para a camada óptica.*

O sistema IP sobre DWDM pode adotar diferentes arquiteturas baseadas no que estiver transportando e na rede de transporte [36]. Essas arquiteturas podem ser agrupadas em redes de transporte com comutação óptica de comprimento de onda e em rede de transporte com comprimento de onda dedicado. Na rede de transporte em com comutação óptica de comprimento de onda , os OXCs e os multiplexadores são usados para fornecer, além da multiplexação e comutação, a gerência e a recuperação do comprimento de onda. No caso de falha física, o sinal é roteado para uma trajetória física diferente e tais redes garantem a rápida recuperação da trajetória física.

Nas redes de transporte com comprimento de onda dedicado, o IP conecta-se diretamente sobre as trajetórias de comprimento de onda e são desprovidas de OXCs (Figura 3.4). A detecção de falha e restauração é feita na camada de serviço. Essa arquitetura tem vantagens sobre a anterior, pois se evita uma camada de equipamento e a restauração está em um nível diferente. A falta da camada de multiple-

xação entre a camada de serviço e de transporte traz, no entanto, novas complexidades.

Assim, uma arquitetura aberta com a rede do transporte de comprimento de onda é uma implementação prática para um sistema IP sobre DWDM. O transporte óptico em malha com comutador óptico de conexão cruzada – OXCs, ajuda a assegurar a qualidade do serviço (QoS), pois, em caso de falha de enlace óptico, o comutador escolhe novo enlace, recompondo a trajetória óptica.

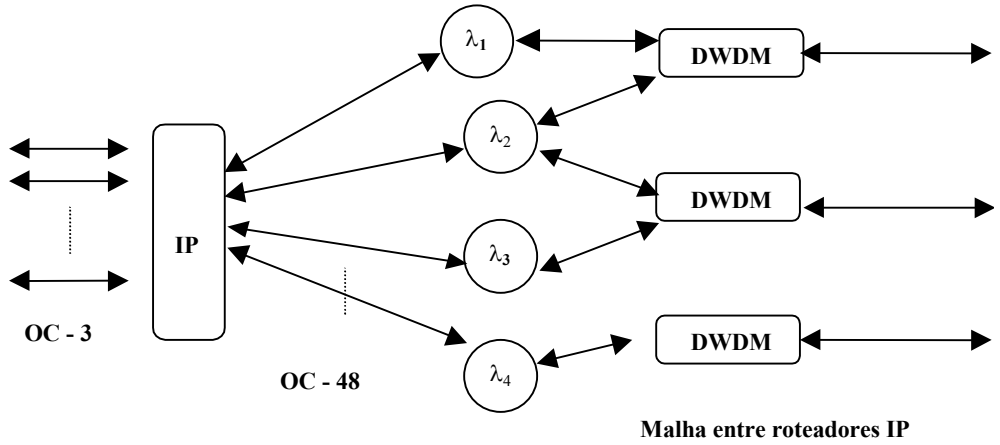


Figura 3.4 - *Rede de transporte de comprimento de onda dedicado sem auxílio de Comutador Óptico de Conexão Cruzada OXC.*

3.7. Comparação entre os sistemas SDH e IP sobre DWDM

A tecnologia DWDM apresenta algumas vantagens em ambos os sistemas ou arquiteturas. O aumento da capacidade em termos de largura de banda da fibra é a principal característica do DWDM. Inclui, também, a propriedade das fibras virtuais, onde cada comprimento de onda pode ser considerado com uma conexão dedicada. Mas a infra-estrutura e o uso da camada DWDM são diferentes em ambas as redes.

O SDH serve a duas funções básicas: multiplexação e restauração da rede. A difusão do DWDM pode tornar o SDH obsoleto. O SDH é a solução mais barata que incorpora confiabilidade em sistema baseado em comutação de circuitos. A existência de roteadores operando em taxas da ordem de Gbps, diminui a demanda por SDHs, apesar da existência da nova geração SDH (NG-SDH), porque a oferta de largura de banda parece ser mais que suficiente. Em contraste, o sistema IP sobre

DWDM possui vantagens, devido à ausência de muitos níveis, com a conseqüente redução dos custos. Os sinais necessitam ser convertidos para o domínio elétrico para se desenvolver operações de controle. A latência no sistema IP sobre DWDM, é menor quando comparada com o sistema IP sobre SDH sobre DWDM, pelo fato de não existir uma de suas camadas (SDH).

A tecnologia NG-SDH inclui equipamentos que, adicionalmente às funções tradicionais do SDH, suportam outras funções dirigidas às novas aplicações da Internet. O NG-SDH constroe uma rede de transporte multi-serviço convergindo voz tradicional, dados, vídeo, VOIP e IPTV, através da camada de acesso. Uma camada "*backbone*" faz a centralização do processamento. Desta maneira, os serviços são uniformemente acessados e gerenciados e um QoS fim a fim é provido. As principais tecnologias que surgiram neste contexto foram [87]:

- GFP ("*Generic Framing Procedure*");
- VCat ("*Virtual Concatenation*");
- LCAS ("*Link Capacity Adjustment Scheme*").

O GFP é um mecanismo desenvolvido para adaptar diversos tipos de tráfego [31][87] (Ethernet, IP, MPLS, etc.) em um canal de transmissão síncrono. A VCat demultiplexa o fluxo de tráfego de informações do cliente NG-SDH em vários VCs ("*Virtual Containers*"), transporta separadamente cada VC e recombina-os para uma largura de banda contígua no ponto final de transmissão. O LCAS é uma tecnologia que utiliza bits de sinalização dentro dos POH ("*Path Overhead*") dos VCs para realizar um ajuste dinâmico da largura de banda, sem interrupção do serviço.

O resultado desse confronto entre SDH e IP sobre DWDM termina em empate. A razão principal é que as implementações atuais de IP sobre DWDM não existem sem a interface SDH. Muitas operadoras e fornecedores prevêem que o SDH ainda será usado por muito tempo. Outros prevêem que as características do SDH devem rapidamente ser incorporadas ao sistema IP sobre DWDM, levando ao fim o SDH.

3.8. Conseqüências do IP sobre DWDM

IP sobre DWDM deve-se difundir significativamente e atingir a potencialidade máxima, somente quando todos os serviços puderem ser oferecidos no domínio

óptico. Portanto, para a rede óptica ser completa, ela requer a implementação de características como detecção e correção de erros, tolerância a falhas, gerência de rede, roteamento, comutação, etc na própria camada DWDM (usualmente referida como *camada um*). Essas características desenvolvidas pela rede totalmente óptica são explanadas nos itens a seguir. A implementação na camada DWDM é também explicada com algum detalhe. A maioria das implementações usa a interface SDH para seu funcionamento e já estão disponíveis muitas aplicações práticas [33].

3.8.1. Detecção de erro

A tecnologia SDH tem a capacidade de detectar erros de sinal no quadro SDH, que permite também a monitoração de falhas na rede. Essa característica pode ser levada para o sistema DWDM quando o SDH é usado como camada de mais alto nível. A verificação de erro pode ser acompanhada por qualquer parte do equipamento SDH: "*transponder*" DWDM, regenerador SDH ou outro cartão de interface, provendo o sistema SDH. No caso de outros dados, que não são incluídos no SDH, o sistema torna-se mais complexo. Sinais transportados diretamente sobre a camada DWDM, melhoram a transparência do protocolo, mas dificultam a verificação de erro de bit. Portanto, eles impedem a detecção de falha e reduzem a máxima distância percorrida sem possibilidade de um erro de bit.

A correção de erro a frente (FEC, de *Forward Error Correction*) é desenvolvida totalmente no ambiente óptico no sistema DWDM e são de dois tipos. O primeiro consiste em colocar nos dados da FEC dentro de uma parte não utilizada do quadro SDH. O desempenho é limitado pelo fato do quadro SDH ter uma quantidade restrita de espaço disponível. Essa maneira é também conhecida como *FEC "in-band"*. A outra alternativa é ter dados da FEC codificados e transmitidos na linha separadamente. Essa maneira, também conhecida como FEC "*out-band"*, aumenta a taxa de linha e, por conseguinte, fornece uma melhora significativa do sistema.

3.8.2. Tolerância à falha

Além do provisionamento de comprimento de onda e flexibilidade de roteamento, uma rede de tráfego intenso deve permitir esquemas de sobrevivência da rede óptica, incluindo comutação de proteção e restauração. A proteção de seção do

multiplexador óptico 1+1 (*MSP*, sigla correspondente a *Multiplex Section Protection*) é a estratégia atualmente adotada pelos sistemas DWDM. É similar à proteção de seção do multiplexador 1+1 no SDH. Os WADMs podem acomodar mais comutação de proteção da camada óptica avançada.

As estratégias para restauração e sobrevivência devem passar por avanços significativos nos próximos anos. O protocolo MPλS descrito no Capítulo 6, possui qualidades para suportar esse avanço permitindo às redes ópticas realizar a restauração e a comutação para a trajetória de proteção na camada IP, poderosas funcionalidades de autocorreção consistentes com aquelas do SDH necessárias em uma camada óptica.

3.8.3. Roteamento de comprimento de onda

Uma propriedade da rede completamente óptica é poder desenvolver o roteamento de comprimento de onda. O comprimento de onda e a origem do sinal, bem como os estados dos comutadores da rede e comutadores do comprimento de onda da rota, decidem a trajetória do sinal na rede. O WADM pode interconectar os roteadores IP, fazendo o estabelecimento de uma trajetória do feixe óptico entre os dois, e durante o trajeto, passar através de conversores de comprimento de onda. O trajeto da luz desprovido de comutadores é o trajeto do comprimento de onda. Os roteadores essencialmente comunicam aos vizinhos mudança da topologia da rede percebida por todos os roteadores IP participantes. Esse tipo de flexibilidade implica que a topologia dos protocolos de roteamento IP poderia ser mudada enquanto as condições do tráfego variam.

Há duas soluções para o problema, conforme apresentado em [34]. Uma é a solução separada de roteamento para a rede de IP sobre DWDM que compreende as soluções individuais de dois subproblemas: a aplicação de roteamento e a atribuição do comprimento de onda, conhecido como RWA ("*Routing and Wavelength Assignment"*), que são resolvidos individualmente usando técnicas de aproximação. A complexidade destes problemas depende se um nó em particular possui um conversor de comprimento de onda e se é uma simples fibra ou uma rede multifibras.

O problema RWA pode ainda ser classificado em RWA estático ou RWA dinâmico. No problema RWA estático todas as conexões são conhecidas previamente

e o objetivo é minimizar o numero de comprimentos de onda necessários para atender essas conexões. Já no problema RWA dinâmico, as conexões não são conhecidas previamente. Neste ultimo caso, o objetivo é alocar comprimentos de onda tentando minimizar a probabilidade de bloqueio de futuras conexões, dado um conjunto de comprimentos de onda disponíveis.

Outra solução é o roteamento integrado, que procura determinar a topologia virtual, a aplicação do roteamento e a atribuição do comprimento de onda. O problema necessita ser dividido em outros problemas menores, com a unificação de suas soluções individuais. Dois destes problemas menores surgem por causa da presença da rede óptica e outros dois são equivalentes a um problema de roteamento óptico de rede de dados.

3.8.4. Gerência e controle da rede

A evolução para uma rede óptica traz alguns desafios para integrar os princípios da gerência de rede, que constituem uma importante etapa na evolução da arquitetura existente. Os requisitos relacionados à falha, configuração, gerência de desempenho, velocidade, latência e robustez são trazidos para o sistema IP sobre DWDM. O sistema assim configurado, com IP diretamente sobre DWDM, reduz a complexidade de controle e de gerência de redes de alta intensidade de tráfego IP. Para sistemas atuais, o processo de gerência pode ser facilitado, habilitando os roteadores da rede de tráfego intenso IP para estabelecer a interface diretamente com o equipamento SDH ou DWDM. Algumas destas características que devem ser satisfeitas para se utilizar redes de alta intensidade de tráfego IP são:

- Esboço da especificação e dimensionamento da rede e dos elementos da rede;
- Avaliação do impacto da largura de banda do cliente nas arquiteturas de rede;
- Uso dos princípios de projeto e de operação de rede;
- Avaliação do papel das trajetórias totalmente ópticas fim-a-fim;
- Avaliação do problema de aplicação do roteamento e de atribuição do comprimento de onda;
- Projeto do conjunto de comprimento de onda e emprego de reuso de comprimento de onda;

- Introdução da gerência integrada de rede para o acesso a rede de tráfego intenso.

Nem todos estes procedimentos estão generalizadamente incorporados aos Sistemas IP sobre DWDM de mercado. Alguns deles, tem implicação direta nos mecanismos de QoS descritos no capítulo 6. No entanto, muitos produtos no mercado já possuem estas características, através de um sistema de gerência da rede independente da rede óptica, mas que tem o completo controle sobre toda ela.

3.8.5. Transparência do serviço

A transparência do serviço pode ser definida como uma característica interna da rede que transporta o sinal sem necessidade nenhuma de informação extra. A futura infra-estrutura de transporte pode prover elevado grau de transparência. Isto é necessário para todos os tipos de cliente de uma maneira unificada. A premissa é que do primeiro ao último nó que aceita o sinal, eles manipularão toda a informação específica do cliente. A independência da taxa de bit é uma condição necessária para ser um serviço transparente. O processamento optoeletrônico em uma rede pode introduzir *jitter* marginal. Para remover o *jitter* e regenerar um sinal de boa qualidade, necessitam-se certas relações temporais. Isso atrapalha a independência de taxa de bit [35].

3.8.6. Interoperabilidade

A transparência de protocolo e a independência da taxa de bit significam uma transparência do serviço, essencial para se ter uma rede totalmente óptica. A aplicação de qualquer nova tecnologia requer padrões desenvolvidos para facilitar o interfuncionamento de equipamentos entre fornecedores. A metodologia para isto é definir completamente a informação que está associada com o nó óptico, por exemplo, o formato dos canais de supervisão que transportam dados de multiplexador óptico tipo insere/retira entre os elementos da rede. As propriedades físicas do sinal óptico também necessitam ser especificadas sem ambigüidade. O interfuncionamento ocorrerá somente quando existirem especificações da carga da camada óptica e do canal óptico de supervisão.

Capítulo 4 - Qualidade de Serviço em Redes

4.1. Introdução

Neste capítulo são apresentados conceitos relativos à Qualidade de Serviço (QoS – *Quality of Service*), em redes em geral e as diferentes abordagens para QoS em Redes IP. Comenta-se sobre a importância da Qualidade de Serviço, apresentam-se definições sobre ela, incluindo o conceito correlato de Classe Diferenciadas de Serviços (CoS), e discorrem-se sobre as possibilidades e limitações dos mecanismos de implementação dela. Finaliza-se, apresentando-se estes mecanismos de implementação de QoS.

4.2. A importância da Qualidade de Serviço (QoS)

A qualidade de serviço, "*Quality of Service*" (QoS), é importante na implantação das redes em geral e, em especial, das redes que utilizam a Arquitetura TCP/IP. Os desenvolvimentos contemplando os mecanismos, parâmetros e protocolos envolvidos com a garantia da QoS são atividade de pesquisa atualmente com grandes investimentos. Em especial, a qualidade de serviço é necessária para transformar a Internet em uma rede capaz de prover vários serviços com qualidade aos usuários [37]. A comunidade acadêmica da Internet e a dos fabricantes de equipamentos estão dedicando grandes esforços em soluções que viabilizem a oferta de vários níveis de serviços com as quais a QoS pode ser contratada e mensurada.

A Internet, que inicialmente era limitada ao mundo acadêmico, está atualmente proporcionando aos seus usuários o acesso a informações e serviços até então inimagináveis. As novas aplicações multimídia distribuídas, como a vídeo-conferência, realidade virtual, vídeo-sob-demanda, etc., têm sido utilizadas por um número crescente de usuários, gerando um maior volume de tráfego. Para isto, ela está se transformando em uma plataforma robusta e confiável, em parte devido aos mecanismos de QoS. A evolução para uma plataforma abrangente de serviços integrados exige procedimentos que levem os usuários a utilizarem suas aplicações a qualquer hora do dia e ter suas expectativas de QoS atendidas. Estas novas aplicações exigem requisitos de QoS não atendidos pela atual arquitetura da Internet. Para

acompanhar esta evolução e atender a estas novas aplicações, faz-se necessário a busca de novas soluções que suportem o crescimento do tráfego e estes novos requisitos de QoS.

4.3. Definição de qualidade de serviço

Várias definições existem para *Qualidade de Serviço* [38]. A Organização Internacional para Padronização (ISO) define QoS como o efeito coletivo do desempenho de um serviço, que determina o grau de satisfação de um usuário [39]. Para os padrões de sistema distribuído multimídia, a qualidade de serviço pode ser definida como a representação do conjunto de características qualitativas e quantitativas necessárias para alcançar a funcionalidade de determinada aplicação [40]. Para redes de computadores, QoS é utilizada para definir o desempenho relativo às necessidades das aplicações e o conjunto de tecnologias que possibilitam oferecer garantias de desempenho [41]. Em um ambiente compartilhado de rede, a QoS está relacionada à reserva de recursos. De maneira geral, QoS pode ser interpretada como um método para oferecer algum tratamento preferencial para uma quantidade de tráfego especificada.

A associação dos termos *qualidade* e *serviço* podem dar margem a várias interpretações e diferentes definições [37] [38]. No entanto, existe certo consenso que é a capacidade de diferençar entre tráfego e tipos de serviços, para que o usuário possa tratar uma ou mais classes de tráfego diferente das demais. O modo como isso pode ser obtido e os mecanismos utilizados variam, dando origem a duas expressões freqüentemente utilizadas [42] [43]:

- *Classes diferenciadas de serviço* (CoS): significa que os serviços podem ser divididos em classes com tratamentos diferenciados. Portanto, o principal conceito em CoS é a possibilidade de diferenciação.
- *Qualidade de serviço* (QoS): significa, de forma mais genérica, que os serviços podem utilizar-se de garantias estritas com relação a determinados parâmetros, como largura de banda e tempo máximo de atraso.

Segundo a referência [7], *Qualidade de Serviço* é um requisito de aplicações para a qual se exige que determinados parâmetros (atrasos, vazão, perdas) estejam dentro de limites bem definidos, especificados como valor mínimo e valor máximo. Pode-se, então, classificar QoS de acordo com o nível de garantia oferecido baseado em:

- Reserva de recursos ou rígida, onde as garantias são oferecidas para cada fluxo individualmente;
- Priorização ou flexível, onde as garantias são oferecidas para grupos, ou agregações de fluxos e não para cada fluxo individual. O tráfego da rede é classificado e os recursos da rede são distribuídos de acordo com critérios da política de gerenciamento de banda..

A classe diferenciada de serviços (CoS) utiliza a QoS baseada em priorização, que é mais fácil de ser implementada e mais provável de estar disponível em uma rede como a Internet. Outro componente importante para a determinação do modelo de QoS refere-se ao tipo de tráfego que as aplicações geram e o comportamento esperado da rede. Com relação a isto, as aplicações podem ser classificadas em [37] [42] [44]:

- *Aplicações não-elásticas*, de tempo real: são as aplicações com características rígidas de reprodução ("*playback*"), ou seja, um fluxo de dados é empacotado na fonte e transportado através da rede ao seu destino, onde é desempacotado e reproduzido pela aplicação receptora. Esta classificação pode incluir duas categorias:
    - *Aplicações tolerantes*: são aquelas que mesmo diante de variações no atraso do sinal causadas pela rede, ainda produzem um sinal de qualidade quando reproduzidas.
    - *Aplicações intolerantes*: são aquelas nas quais variações no atraso causadas pela rede produzem sinais de qualidade inaceitável.
- *Aplicações elásticas*, não de tempo real ou adaptáveis: são as aplicações em que a recepção dos dados é mais importante do que a sua apresentação em uma taxa constante. Exemplos de aplicações elásticas são o correio eletrônico, a transferência de arquivos, as consultas interativas às informações e as aplicações tradicionais que envolvem a relação cliente/servidor.

4.4. Possibilidades e limitações dos mecanismos de disponibilização de QoS

Um confronto que freqüentemente surge ao se analisar a necessidade de QoS em uma rede, é o confronto entre o custo total para gerenciar os recursos e o custo para adicionar mais largura de banda em locais de congestionamento [42]. Naturalmente que em uma rede superdimensionada não se espera problemas de congestionamento. Há expectativas de que, com as novas tecnologias, este superdimensionamento poderá ocorrer e então a largura de banda tornar-se-ia tão abundante e barata que a QoS poderia ser obtida automaticamente. No entanto, a necessidade de estabelecer mecanismos para garantias de QoS em redes de alto desempenho vai além do gerenciamento da largura de banda, ou seja, ela não elimina a necessidade de QoS [37]. A gerência da largura de banda e dos demais recursos da rede é uma tarefa que envolve o tratamento de solicitações no tempo de resposta, variação no atraso e capacidade. Ela considera dimensões da aplicação, características do usuário, hora do dia, congestionamento e o tipo de enlace. Na maioria dos casos, ela torna-se uma tarefa tão complexa que pode sair mais barata a instalação de roteadores e comutadores mais velozes e a disponibilização de enlaces de maior capacidade de largura de banda.

No entanto, o superdimensionamento tende a ser um método ingênuo, segundo [37], porque sempre considera que todos os problemas da rede podem ser resolvidos com capacidade adicional. O que ocorre na verdade é que não importa se há largura de banda em excesso em um primeiro momento, porque novas aplicações seguramente surgirão, virão para consumi-la e, de qualquer maneira, serão necessários mecanismos para prover QoS [47] [59].

Os mecanismos que disponibilizam a QoS possuem limitações que devem ser destacadas, para não criar uma expectativa otimista de seus benefícios. Primeiro, em relação às imperfeições na rede, a QoS não é um mecanismo para compensá-las, como a oferta de recursos além dos disponíveis ("*overbooking*" ou "*oversubscription*"), que geram situações drásticas de congestionamento decorrentes de projetos mal elaborados. Naturalmente que em redes de pacotes, existem inevitavelmente surtos de tráfego entrante, que podem, naquele momento, superar a capacidade de escoamento da rede. Segundo, a QoS apresenta uma margem pequena na alocação

de recursos. Os seus mecanismos procuram dar preferência para classes de tráfego pré-determinadas, quando estiverem sob contenção. Em situações onde os recursos estão ociosos, a utilização de mecanismos de QoS é quase que irrelevante. Terceiro, é o fato de a QoS ser considerada intencionalmente elitista e injusta. Alguns usuários pagam mais caro e precisam sentir que têm um serviço melhor que a maioria. O aumento dos recursos destinados a uma classe de serviços certamente diminui esses mesmos recursos para as demais classes. Finalmente, os mesmos mecanismos de garantias de QoS não funcionam para genericamente para qualquer tráfego, independentemente de seu tipo e do contrato estabelecido entre provedor e usuário [37] [38] [47] [59]. Cada tipo e contrato podem requerer um mecanismo mais apropriado de garantia de QoS.

4.5. Modelo de classificação de QoS

Um modelo de classificação de QoS é importante para auxiliar a compreensão de sua abrangência e definir os requisitos da aplicação desejada. Um modelo usual [41] [44] divide as abordagens para QoS em três dimensões. A primeira dimensão refere-se ao *escopo*, que define os limites do serviço. Um escopo fim a fim é acessível para as aplicações nos sistemas finais. Em um escopo intermediário, os sistemas finais não solicitam diretamente a QoS que necessitam, mas são atendidos por algum elemento de rede habilitado para essa tarefa.

A segunda dimensão é o *modo de controle* que descreve características do gerenciamento das requisições de QoS, que incluem a *granulidade*, a *duração* e o *local de controle*. A *granularidade* é o pedido para um único fluxo entre sistemas finais ou então para uma agregação de fluxos de uma rede inteira. A *duração* das requisições significa que as requisições de QoS podem variar muito com relação ao tempo de duração dos níveis solicitados, abrangendo minutos, horas, dias, semanas e até meses. Finalmente, o *local de controle* especifica que um pedido possa ser controlado pelo sistema final ou por algum sistema intermediário (*proxy*), independentemente do escopo de QoS.

A terceira dimensão define a *garantia de transmissão* e combina as métricas relativas ao atraso e sua variação, à largura de banda e à confiabilidade [41]. O *atraso* é o tempo necessário para um pacote percorrer a rede, medido do momento em

que é transmitido pelo emissor até ser recebido no lado do receptor. O atraso do pacote transmitido é um processo dinâmico e é importante também conhecer a sua *variação* ("*jitter*") entre as extremidades do enlace. A taxa de transmissão de dados máxima que pode ser sustentada entre dois pontos é determinada pela *largura de banda* do sistema. Geralmente é vista como uma característica do enlace físico. O termo *vazão* ("*throughput*") é utilizado para designar a taxa máxima que alguma aplicação ou protocolo consegue manter em uma rede. Finalmente, a *confiabilidade*, que se relaciona principalmente à perda de pacotes durante a transmissão entre origem e destino.

4.6. Mecanismos de implementação de QoS

A implementação de QoS em redes de comutação de pacotes está associada à existência de mecanismos de condicionamento de tráfego, de políticas de filas (disciplinas de serviço), de mecanismos de reserva de recursos e ao controle de admissão. O condicionamento de tráfego relaciona-se com o policiamento para garantir que o tráfego entre usuário e provedor esteja dentro de perfis definidos em um contrato de serviço. O condicionamento envolve a classificação dos pacotes, medição do tráfego e uma subseqüente ação para os pacotes que não estão dentro do perfil de tráfego contratado. A classificação geralmente é feita através da inspeção dos campos de cabeçalho do pacote/quadro, mas pode também se basear em porta de entrada ou saída, por exemplo.

Estando o tráfego classificado, ele deve ser medido de acordo com níveis predeterminados em termos de largura de banda e rajada permitida. O principal mecanismo de implementação é o modelo do balde de fichas ("*token bucket*"), mostrado na Figura 4.1. É definido por uma taxa de dados ***r*** e uma rajada ***b***. A analogia é imaginar um balde com determinada capacidade máxima que contenha fichas que são inseridas regularmente. Uma ficha corresponde à permissão para transmitir uma quantidade de bits. Quando chegar um pacote, o seu tamanho é comparado com a quantidade de fichas no balde. Se existir quantidade suficiente, o pacote é enviado. Caso contrário, geralmente é inserido em uma fila para que aguarde até haver fichas suficientes no balde. Esse processo é chamado de *suavização* ou *moldagem de tráfe-*

go. Quando o tamanho da fila for zero, todos os pacotes fora do perfil, que não encontram fichas suficientes, são descartados.

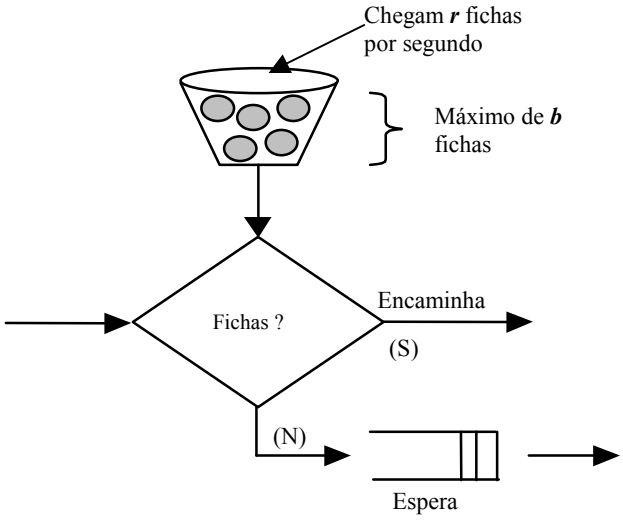
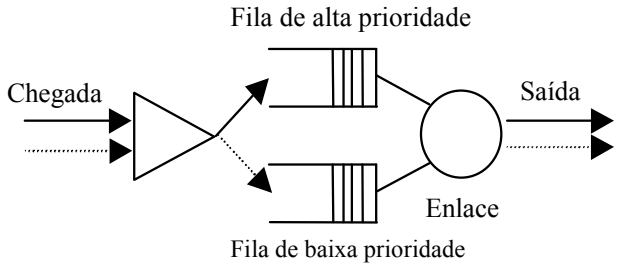


Figura 4.1 – *Balde de fichas ("token bucket") recebe as fichas "permissão para transmitir". O tamanho do pacote de dados é comparado com a quantidade de fichas no balde. Se a quantidade for suficiente "situação (S)", o pacote é enviado. Se não for suficiente "situação (N)", o pacote é inserido em uma fila até que haja, fichas suficientes para o seu envio.*

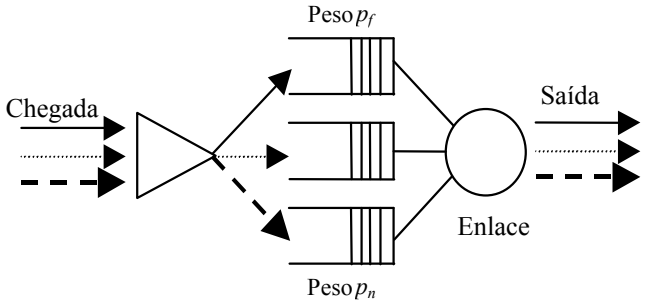
Os mecanismos de filas são utilizados para escolher qual o próximo pacote a ser enviado em determinado enlace. Entre alguns mecanismos de filas normalmente implementados em dispositivos de redes, estão a FIFO ("*First in – First out*"), a fila com prioridade circular ("*Round Robin*") e a fila justa com pesos WFQ ("*Weighted Fair Queuing*"). Em uma fila FIFO todos os pacotes são inseridos no final e retirados do início. Quando ela estiver cheia, os pacotes são descartados.

A fila com prioridade (parte (a) da Figura 4.2), na verdade é composta de várias filas, cada uma para um nível de prioridade, estabelecido após uma classificação dos pacotes. Primeiramente, são encaminhados todos os pacotes da fila de maior prioridade, e então as outras filas são tratadas em ordem decrescente de nível de prioridade. Uma fila circular encaminha alternadamente pacotes de várias filas, geralmente associadas a classes de serviços. A WFQ (Figura 4.2(b)) é uma espécie de fila circular que analisa fluxos individualmente e procura encaminhar os pacotes de todos os fluxos de maneira a haver um compartilhamento justo do enlace. Os fluxos são

agrupados em classes e a cada classe é atribuído um peso, que corresponde ao percentual do tempo do enlace destinado a ela.



(a) Fila de Prioridade



(b) Fila Justa com Pesos (WFQ)

Figura 4.2 – *Políticas de filas. A parte (a) da figura apresenta as filas de prioridade que recebem os pacotes após uma classificação, ou por sua ordem decrescente de nível de prioridade ou por classes de serviços, então são encaminhados à uma fila circular para serem enviados os pacotes. A parte (b) da figura apresenta o WFQ que aloca para o início da fila o tráfego com prioridade maior, reduzindo o tempo de resposta do fluxo. Ao mesmo tempo, compartilha a banda com outros fluxos de menor prioridade, alocando, contudo, uma largura de banda menor, uma vez que os de menor prioridade têm também menor peso para o WFQ.*

Capítulo 5 - Qualidade de Serviço em Redes IP

5.1. Introdução

Esse capítulo analisa a QoS em Redes IP. Inicia-se com uma breve descrição dos princípios da Arquitetura Internet e seu controle de congestionamento, para, em seguida, justificar a necessidade de QoS nesta rede. Apresentam-se os diversos modelos de QoS na Internet – Modelo de Melhor Esforço, Modelo de Serviços Integrados e Modelo de Serviços Diferenciados, descrevendo-se cada um deles. A seguir apresentam-se os protocolos de roteamento OSPF e MPLS. Finaliza-se, apresentando o roteamento baseado em QoS e discorrendo-se sobre a Engenharia de Tráfego, incluindo seus modelos.

5.2. Princípios da arquitetura Internet

Segundo [37], uma das realizações mais notáveis da Internet não é o que ela é capaz de fazer, mas o fato de ter assumido as dimensões atuais, comparada aos seus propósitos iniciais. Para [37], a Internet iniciou com objetivos bem modestos, não tendo sido projetada para ser utilizada por milhões de pessoas no mundo inteiro. O conjunto de princípios que delimitou o seu aparecimento, e que hoje suporta a sua evolução, ainda segundo [37], é o grande responsável por isso. Na verdade, esses princípios também não são imutáveis, devendo-se considerar que "...o princípio da mudança constante talvez seja o único princípio da Internet que deveria sobreviver indefinidamente" [37] apud [46]. Essa característica permite que grandes transformações acomodem-se naturalmente na estrutura da Internet.

A tecnologia da Internet é baseada no princípio chamado de argumento fim a fim [37] [49], que preconiza que toda a inteligência deve ficar nos sistemas finais, deixando-se que a rede execute somente tarefas mais simples. O argumento fim a fim, segundo [37], sugere que as funções localizadas nos níveis inferiores de um sistema podem ser redundantes ou de pouco valor, quando comparadas com o custo de implementá-las nesse nível. Em geral, para serem implementadas, as funções precisam do conhecimento e ajuda dos níveis superiores, localizadas nos pontos finais de um sistema de comunicação.

5.3. Controle de congestionamento

Segundo [37], os congestionamentos em redes de computadores são decorrentes de um problema de compartilhamento de recursos [37] apud [51] que ocorrem quando os sistemas finais inserem na rede uma quantidade maior de pacotes do que ela é capaz de operar. A ocorrência de congestionamentos na Internet é devido à natureza imprevisível e em rajadas de tráfego de dados e o Serviço de Melhor Esforço, mostrado na secção 5.5.1, não impõe nenhum tipo de controle de admissão nem reserva de recursos para limitar a influência desses fatores.

Existem duas atividades distintas relacionadas ao controle de congestionamento [37] [52] [53]. A primeira atividade é a prevenção de congestionamento e a segunda é a recuperação de congestionamento. A prevenção de congestionamento tenta detectar possíveis condições que levem aos congestionamentos futuros e executa procedimentos para impedi-los. A recuperação de congestionamento atua na rede quando um congestionamento já ocorreu para que ela volte ao seu estado normal. O controle de congestionamento é realizado fim a fim, na camada de transporte, mas somente pelo protocolo TCP. A taxa de transmissão de dados desse protocolo é controlada pelas condições da rede e, por isso, os fluxos TCP são chamados de "*compreensivos*" ou "*responsáveis*", uma vez que respondem positivamente às notificações de congestionamentos [37] [54]. Os fluxos UDP, por outro lado, não diminuem a taxa de transmissão de dados, a não ser que as aplicações o façam [37] [54]. Por isso, eles são chamados de "*agressivos*" ou "*não-compreensivos*". Como cerca de 90% dos pacotes na Internet pertencem a fluxos TCP [50] [55], em geral os congestionamentos são resolvidos de maneira adequada.

O controle de congestionamento no TCP utiliza-se de algoritmos. O objetivo destes algoritmos é levar a rede a um estado estável de plena utilização, permitindo a introdução de um novo pacote à medida que outro é retirado [37]. Desse modo, os recursos na rede não são desperdiçados, ao mesmo tempo em que os congestionamentos são evitados. Cada transmissor TCP fica o tempo todo monitorando a rede, tentando transmitir o máximo de segmentos possíveis. São 4 (quatro) os algoritmos do protocolo TCP:

- Começo lento ("*slow start*"),
- Evita congestionamento ("*congestion avoidance*"),

- Retransmissão rápida ("*fast retransmit*") e
- Recuperação rápida ("*fast recovery*").

Estes algoritmos são padronizados pela RFC 1122 e apresentados em detalhes na RFC 2581 [57]. Quando o protocolo TCP diminui sua taxa de transmissão ao detectar a perda de pacotes, ele está trabalhando para assegurar a QoS estabelecida na comunicação, principalmente com relação à perda de pacotes. Por isto, as estratégias de implementação de QoS freqüentemente estabelecem uma taxa de dados máxima para que fluxos ou conjunto de fluxos possam transmitir. Caso os fluxos extrapolem essa taxa máxima, várias ações podem ser tomadas, entre elas, o descarte de pacotes, levando aos fluxos TCP a diminuírem sua janela de transmissão. Conseqüentemente, por determinado período de tempo, a taxa máxima permitida acaba não sendo alcançada, significando desperdício de recursos contratados [37].

5.4. A necessidade de qualidade de serviço na Internet

A Internet atualmente é uma rede com multiplicidade de aplicações que atende tanto ao usuário residencial, móvel e corporativo. Para atender a estes diversos tipos de usuários, os provedores de acesso à Internet (ISPs – "*Internet Service Provider*") têm aumentado a capacidade de suas redes ano a ano [37] [58], mas, ao mesmo tempo, têm dificuldades para oferecer uma maior variedade de diferenciação nos serviços. Isto acaba por provocar um retorno baixo sobre os investimentos na melhoria dos seus serviços. A Internet pode ser descrita como uma rede de computadores que provê acesso para conectividade entre quaisquer dois pontos e que a maior diferenciação possível em termos de preço e qualidade nos acessos ainda está na largura de banda do enlace de acesso do usuário até o provedor [37].

Essas limitações dos provedores interferem nos usuários que acabam não encontrando serviços de maior valor agregado para adquirir e, geralmente, ficam desapontados com a inevitável falta de qualidade de serviço. A referência [37] apresenta, como exemplo, as aplicações de vídeo, que embora sejam possíveis na Internet, provêem uma qualidade das imagens que impedem a sua utilização e difusão. Por outro lado, tráfegos de alta prioridade das empresas competem em nível de igualdade com o tráfego residencial nos horários de pico. A causa disso é o Modelo

de Serviço de Melhor Esforço, descrito em 5.5.1, que trata todos os pacotes com igualdade e sem garantias de transmissão.

De qualquer maneira, está cada vez mais difícil para os usuários se satisfazerem por modelo de serviço único e tarifação por largura de banda do canal de acesso. Para um típico ISP, na maior parte do dia a rede fica subtilizada e nas horas de pico, a demanda dos usuários costuma ser maior do que a largura de banda disponível, o que leva a um desempenho abaixo do esperado.

Curiosamente, como destacado em [37], a simplicidade do protocolo IP é "...a causa do seu grande sucesso e espantosa escalabilidade, que deixa toda a complexidade para os sistemas finais...". Com o crescimento da Internet nos últimos anos, as deficiências do protocolo IP ficaram mais evidentes [60] [61] [69] pois a ocorrência de congestionamentos nos roteadores torna os atrasos e as perdas de pacotes inevitáveis. As redes IP necessitam de mecanismos de gerenciamento ativo da largura de banda, ou em outras palavras, necessitam de QoS. Ao proporcionar QoS, permite-se que um usuário contrate e receba serviço melhor do que outro.

5.5. Modelos de QoS na Internet

5.5.1. O serviço de melhor esforço

O protocolo IP oferece um serviço não orientado a conexão e transferência de unidades de dados denominadas *datagramas*. Este serviço de transferência de dados não garante a entrega destes datagramas no prazo, nem que cheguem ao destino na ordem correta ou até mesmo que cheguem ao próprio destino. Independentemente das características dos elementos de rede na configuração da rede, neste modo de operação eles não podem dar garantias da entrega dos pacotes. Esse serviço não orientado a conexão é conhecido como Modelo de Serviço de Melhor Esforço ("*Best Effort Service"*) [1].

Neste serviço, a rede procura encaminhar todos os pacotes da melhor maneira possível, mas não garante qualquer parâmetro relacionado à qualidade de serviço. Além disso, como o tráfego de dados é imprevisível e em rajadas, pode surgir o problema de congestionamento,. pois não é economicamente viável prover a rede para satisfazer as demandas de pico [37] [52]. No entanto, se forem utilizadas normas de

gerenciamento de filas e técnicas de controle de congestionamento apropriadas, pode-se melhorar significativamente o desempenho deste modelo [54].

5.5.2. Serviços integrados (IntServ)

Como destacado em [37], a Internet tradicionalmente oferece o modelo de Serviço de Melhor Esforço. Este modelo apresenta um bom desempenho para aplicações elásticas, como transferências de arquivos e mensagens de correio eletrônico. No entanto, à medida que aumenta a demanda na Internet por sistemas de comunicações multimídia, aumenta-se também a demanda por aplicações de tempo real com grande sensibilidade aos atrasos da rede. Para essas aplicações, o modelo de melhor esforço suportado tradicionalmente é inadequado, mesmo em redes com tráfego leve. Ainda que este problema possa ser aliviado, introduzindo um maior grau possível de adaptabilidade em certas aplicações, existe uma necessidade de garantias mais rígidas em termos de largura de banda, atraso e perda de pacotes.

Para oferecer um modelo que assegurasse estas garantias mais rígidas de largura de banda, atraso e perda de pacotes , a IETF criou um grupo de trabalho que especificou o IntServ. O termo *serviços integrados* no contexto da IETF inclui o serviço de melhor esforço, serviços de tempo real e serviços de compartilhamento controlado de enlace [43]. Além do modelo de serviços integrados, o grupo de trabalho também definiu um modelo de referência para sua implementação, descrito a seguir.

5.5.2.1. O modelo de referência para implementação

O modelo de referência para implementação do IntServ teve como propósito estender as funcionalidades dos elementos de rede para que eles pudessem operar em uma rede de serviços integrados. O modelo inclui quatro componentes:

- *Escalonador de pacotes*,
- A *rotina de controle de admissão*,
- *Classificador* e
- A *reserva de recursos*.

O *escalonador de pacotes* gerencia o encaminhamento dos vários fluxos de dados, usando alguma política de condicionamento de tráfego, como a do balde de

fichas descrito no item 4.6. O escalonador deve ser implementado no local onde os pacotes são enfileirados e deve haver uma comunicação com a interface da camada de enlace de dados para controlar a alocação da largura de banda entre os fluxos [37]. Um componente importante que pode ser considerado parte do escalonador de pacotes é o *avaliador*, que mede características de tráfego dos fluxos para auxiliar o escalonamento de pacotes e o controle de admissão.

O *classificador* mapeia pacotes que chegam em determinadas classes, onde todos em uma classe recebem o mesmo tratamento. O termo *classe* não é um conceito muito preciso e cada elemento de rede pode mapear um mesmo pacote para uma classe diferente. Geralmente, corresponde a um fluxo específico de dados. O *controle de admissão* implementa o algoritmo que um elemento de rede usa para determinar se um novo fluxo pode ter seu pedido de QoS atendido sem interferir nas garantias feitas anteriormente.

A *reserva de recursos* pode ser executada por qualquer protocolo que seja compatível com o modelo. No entanto, na prática, o protocolo RSVP [62] é o padrão de fato, tanto que a arquitetura IntServ às vezes é caracterizada como IntServ/RSVP. Este protocolo é apresentado na secção 5.5.2.4.

5.5.2.2. O serviço garantido

O *Serviço Garantido* [63] é uma classe de QoS proporcionado pelo modelo de serviços integrados. Ele assegura um nível de largura de banda, um limite rígido de atraso fim a fim e uma proteção contra a perda de pacotes nas filas, para pacotes que obedecerem ao perfil de tráfego contratado. É direcionado para aplicações com requisitos rígidos de tempo real que precisam de garantia firme de que um pacote não irá chegar no destino depois de um tempo maior que um limite especificado. Esse serviço não oferece garantia mínima da variação do atraso. Ele simplesmente garante um atraso máximo gerado pelas filas.

Para que um limite máximo de atraso possa ser assegurado, todos os elementos de rede na trajetória devem também suportar o serviço garantido. O comportamento fim a fim oferecido por uma série de elementos de rede que implementam o serviço garantido é um nível assegurado de largura de banda para um determinado fluxo que está sendo policiado, produzindo um serviço com atraso limitado para to-

dos os pacotes que estejam dentro do perfil. Para ter acesso a esse serviço, as aplicações descrevem os seus fluxos utilizando o modelo do *balde de fichas* descrito no item 4.6 e a partir dos valores de taxa e rajada, cada elemento de rede calcula vários parâmetros descrevendo como devem ser tratados os pacotes desses fluxos. A partir dos parâmetros dos vários elementos de rede em uma trajetória, é possível calcular o atraso máximo que um pacote irá experimentar quando transmitido por aquela trajetória. Uma vez que as aplicações podem controlar os valores de taxa e rajada dos fluxos, é possível obter uma garantia comprovada matematicamente do atraso máximo dos seus pacotes.

O serviço garantido necessita de controle de admissão, para operar de acordo com as especificações. Teoricamente, pode ser utilizado com qualquer protocolo de reserva de recursos. No entanto, atualmente somente a utilização do RSVP foi especificada.

5.5.2.3. O serviço de carga controlada

O *Serviço de Carga Controlada* [64] não oferece garantias quantitativas rígidas, como o serviço garantido. Para uma aplicação que se utiliza deste serviço, é como se ela estivesse recebendo o serviço de melhor esforço em uma rede apenas levemente carregada, ou seja, sem nenhuma situação grave de congestionamento. Garante-se que um percentual muito alto de pacotes transmitidos chegará com sucesso no receptor, aproximando-se da taxa básica de erros do meio de transmissão, ou seja, permitindo-se pouquíssimos descartes em filas. Além disto, o atraso sofrido por um alto percentual dos pacotes não deverá exceder muito o atraso mínimo sofrido por um pacote dentro de um fluxo - a maior parte dos pacotes deve ter um atraso muito próximo do atraso mínimo.

As aplicações que solicitam este serviço de carga controlada devem fornecer aos elementos de rede uma estimativa do tráfego de dados que irão gerar, cuja especificação é conhecida como TSpec, baseada no modelo *do balde de fichas*. O serviço então assegura que a aplicação terá à sua disposição recursos dos elementos de rede suficientes para processar adequadamente todos os pacotes que estiverem de acordo com a especificação TSpec. Os pacotes introduzidos na rede fora destas especificações poderão ser descartados ou sofrer um atraso maior.

O objetivo do serviço de carga controlada é garantir uma ampla classe de aplicações desenvolvidas para a *Internet* atual, mas que não funcionam em situações de alta carga na rede. Algumas destas aplicações já são oferecidas comercialmente. Essas aplicações têm mostrado que funcionam bem com redes com carga leve, mas a qualidade degrada-se rapidamente em condições de congestionamento. Por isto, um serviço que faz parecer que uma rede altamente carregada esteja com carga leve é útil para essas aplicações.

As aplicações podem solicitar o serviço de carga controlada antes de iniciar as transmissões, ou então somente quando perceberem que o serviço de melhor esforço não está com desempenho aceitável. A primeira estratégia oferece uma maior garantia de que o nível de QoS não irá mudar enquanto durar a sessão. A segunda estratégia é mais flexível e barata, pois o serviço mais caro – o Serviço de Carga Controlada, não é utilizado durante todo o tempo de duração da sessão, podendo se utilizar durante grande parte do tempo um serviço mais barato – o Serviço de Melhor Esforço.

5.5.2.4. O Protocolo de Reserva de Recursos – RSVP

O protocolo RSVP ("*Resource Reservation Protocol*") é um protocolo desenvolvido para realizar reserva de recursos em uma rede que oferece serviços integrados [62]. É utilizado por sistemas finais para requisitar à rede níveis específicos de QoS para as aplicações. Adicionalmente, é empregado pelos elementos de rede para repassar as requisições de QoS para os outros elementos de rede que estiverem na trajetória entre a fonte e o destino.

5.5.2.4.1. Características do protocolo

O protocolo RSVP tem também a finalidade de estabelecer e manter informações de estado que possibilitam oferecer o serviço desejado. As requisições RSVP geralmente terão como resultado a reserva de recursos feita em todos os elementos de rede na trajetória dos dados. O protocolo RSVP é útil para fazer reservas para aplicações tanto de unidifusão como para multidifusão, adaptando-se dinamicamente às alterações dos membros de um grupo ou de rotas. O sistema é *simplex*, ou seja, faz reservas somente para fluxos unidirecionais. Para se conseguir operar na forma *du-*

plex, deve-se solicitar duas reservas *simplex* distintas, uma para cada sentido de transmissão. Quem inicia e mantém reservas para os fluxos é o receptor dos dados [37].

O estado das reservas no RSVP é *leve* (para o qual se usa o jargão *soft-state*), ou seja, tem um tempo máximo de validade depois do qual ele expira. O receptor constantemente atualiza o estado das reservas. Isso permite que ele se adapte automaticamente a alterações no roteamento, ainda que não seja um protocolo de roteamento. Quando um protocolo de roteamento altera a rota, ele usa a rota escolhida para transportar e manter as informações sobre o controle de tráfego e controle de normas, que são tratadas por outros módulos do IntServ.

O protocolo RSVP oferece várias maneiras de se fazer reserva de recursos, para se adaptar a uma grande variedade de aplicações e usos. Elementos de rede que não implementam o protocolo RSVP podem estar presentes na trajetória, que ainda assim suas mensagens serão encaminhadas de forma transparente.

5.5.2.4.2. Mensagens PATH e RESV

A mensagem PATH, originada no transmissor, e a mensagem RESV, originada no receptor, são as mais importantes do protocolo RSVP. A mensagem PATH informa ao receptor as características de tráfego da requisição do transmissor e a trajetória fim a fim entre eles. Além disso, ela insere informações de roteamento reverso em todos os elementos de rede por onde passa, para que a mensagem RESV possa percorrer a mesma trajetória. No entanto, ela não faz a reserva, pois esta função é exercida pela mensagem RESV, enviada pelo receptor. As informações de roteamento reverso são necessárias porque pode ocorrer das comunicações nos dois sentidos seguirem trajetórias distintas e sem essas informações, as reservas de recursos poderiam ser feitas em elementos de rede diferentes daqueles por onde os dados passarão.

O receptor envia uma mensagem RESV de volta ao último elemento de rede, após receber uma mensagem PATH, solicitando uma reserva de recursos de acordo com os parâmetros especificados em PATH. Essa mensagem é reencaminhada para todos os elementos de rede na trajetória, até chegar no transmissor. Cada elemento de rede pode aceitar ou rejeitar a reserva solicitada, de acordo com a quantidade de recursos disponíveis e a política de controle de admissão adotada. Quando a

requisição é rejeitada, o elemento de rede envia uma mensagem de erro para o receptor e a sinalização é encerrada. Quando é aceita, a largura de banda do enlace e espaço são alocados em uma memória de transferência de dados (*buffer*) para o fluxo e é instalada no elemento de rede a informação de estado relacionada ao fluxo. A Figura 5.1, baseada em [37], apresenta a sinalização realizada pelo protocolo RSVP.

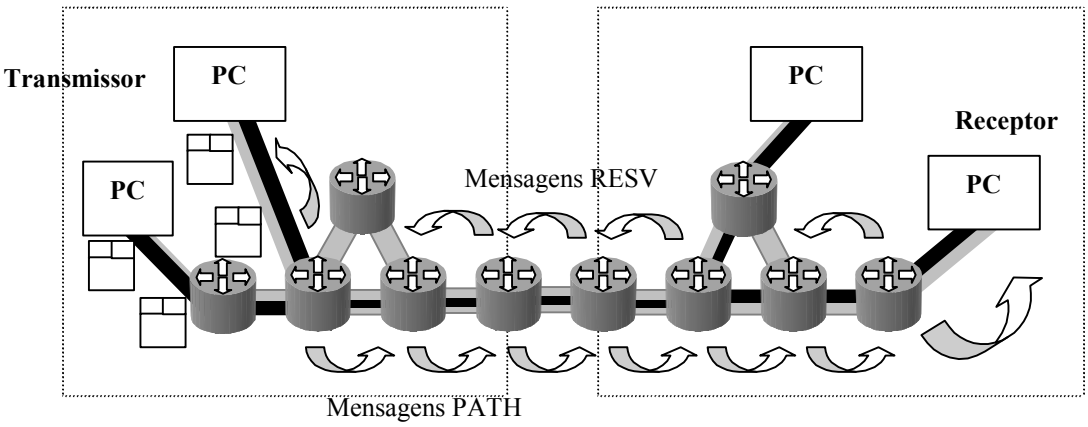


Figura 5.1 - *Diagrama funcional da sinalização RSVP, baseada em [37]. Estão indicados os percursos das mensagens PATH, gerada no transmissor, e RESV, com origem no lado do receptor.*

5.5.2.5. As Limitações do IntServ

O modelo de serviço IntServ/RSVP não é escalável para ser utilizado em uma rede de grandes dimensões, como é a Internet pública [37] [64]. Existem limitações neste modelo, decorrentes de:

- A quantidade de informação de estado, que cresce proporcionalmente ao número de fluxos que um elemento de rede deve processar, impondo uma grande sobrecarga a ele com relação à capacidade de armazenamento e processamento. Elementos de rede que compõem o núcleo na Internet operam simultaneamente milhares de fluxos.
- A necessidade de que para cada fluxo haja sinalização a cada nó (sistema final ou elemento de rede), provocando uma grande troca de informações de sinalização.

- As exigências para os elementos de rede que são bastante altas pois todos devem implementar o protocolo RSVP, a classificação, o controle de admissão e o escalonamento de pacotes.

5.5.3. Serviços diferenciados (DiffServ)

A IETF propôs uma *arquitetura de serviços diferenciados* (DiffServ) [4] que, a princípio, supera as limitações encontradas no IntServ, pois oferece QoS na Internet com escalabilidade, sem definição de estado para cada fluxo e sem necessidade de sinalização a cada nó. A escalabilidade é conseguida através da agregação de fluxos em grandes conjuntos denominados *Behavior Aggregate* – BA e provisionando os recursos para essas agregações, sem utilização de protocolo de reserva dinâmica de recursos e com separação das funções dos elementos de rede de borda e de núcleo. Os elementos de borda são aqueles que se comunicam com os elementos de rede de outros domínios, enquanto que elementos de rede do núcleo somente se comunicam internamente. As redes que implementam o modelo DiffServ são denominadas domínios DS e os elementos de rede que operam neste modelo são denominados nós DS.

Apesar de ser escalável, o modelo DiffServ não oferece a garantia de recursos para todos os fluxos, como é provido no IntServ. As reservas de recursos são feitas para as agregações - BAs. Um fluxo individualmente pode não atingir as suas necessidades em termos dos parâmetros de QoS, como por exemplos largura de banda e atraso. Esses parâmetros compõem as denominadas classes de serviço (CoS). Nesses casos, somente podem ser obtidas garantias através do correto provisionamento dos recursos da rede.

5.5.3.1. Acordos sobre os níveis de serviços (SLAs)

Os domínios DS negociam os acordos sobre os níveis de serviço entre si (SLAs – *Service Level Agreements*) que oferecem garantias mínimas de QoS para as aplicações dos usuários. Os pacotes que fluem de um domínio para outro são fiscalizados nos elementos de borda para verificar a conformidade com os contratos. No núcleo da rede, os elementos simplesmente encaminham os pacotes para os seus destinos, oferecendo garantia de QoS a determinados pacotes. Pacotes diferentes podem

ter tratamentos distintos, para que haja aderência a seus requisitos de QoS. Esse tratamento específico é chamado de comportamento por nó de rede (PHB – *"Per-Hop Behavior"*). Os pacotes que pertencem a um mesmo BA em um domínio DS, são tratados em todos os elementos de rede pelo mesmo PHB, identificado através do DSCP ("*DS Code Point*"). Este DSCP é um código de bits inserido no campo que caracteriza o tipo de serviço (TOS – "*Type of Service"*) do cabeçalho IP, renomeado para Campo DS (DS Field – "*Definition of the Differentiated Services Field*") no DiffServ [2].

A arquitetura DiffServ define um serviço como o "tratamento global de determinado subconjunto do tráfego de um usuário dentro de um domínio DS, ou fim a fim" [4]. Embora receba o nome de "serviços diferenciados", o grupo de trabalho DiffServ do IETF não teve a intenção de padronizar serviços, mas sim os mecanismos usados pelos provedores para oferecer os serviços aos usuários [37].

Em cada borda entre domínios DS, os aspectos técnicos e comerciais dos serviços oferecidos são definidos na forma de SLAs. Estes especificam as características gerais e o desempenho esperado para o usuário, incluindo formas de cobrança e tarifação desses serviços. Como os serviços DiffServ são unidirecionais, os dois sentidos de transmissão têm que ser tratados separadamente por um SLA. A oferta de um serviço fim a fim é realizada através da concatenação de vários domínios DS, onde os SLAs são negociados em cada uma das bordas entre os domínios existentes.

A arquitetura lógica DiffServ, com os vários domínios e SLAs nas bordas é mostrada na Figura 5.2. Um domínio usuário de um serviço não estabelece um SLA direto com o domínio final do serviço, a não ser que haja uma ligação direta entre eles. Caso contrário, ele negocia com próximo domínio DS na trajetória, e assim por diante até o domínio final.

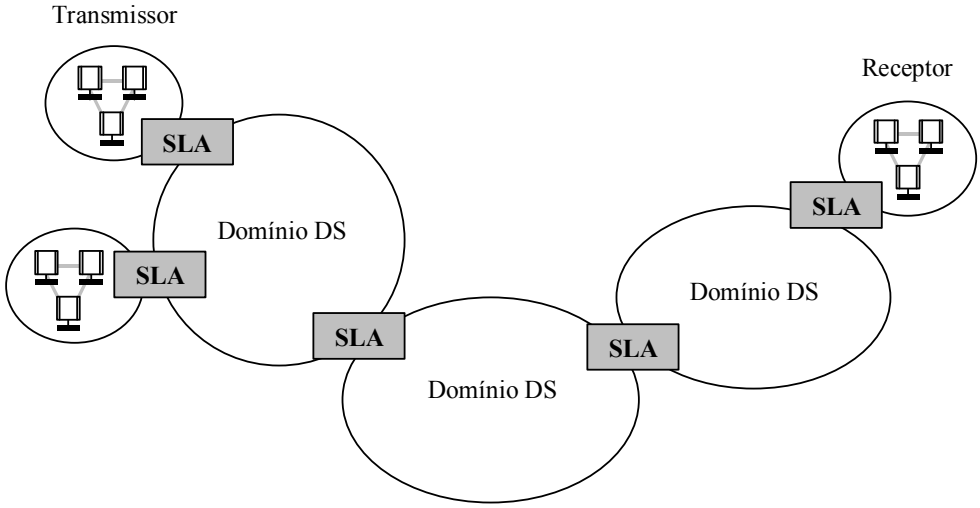


Figura 5.2 – *Arquitetura lógica DiffServ - Os pacotes de dados são enviados de seus transmissores para os domínios DS, que verificam se estão de acordo com o contrato de envio SLA, até alcançarem o seu destino no receptor. Neste percurso os pacotes diferentes podem sofrer tratamentos diferenciados, como requisito de QoS.*

5.5.3.2. Condicionamento de tráfego

O condicionamento de tráfego é um importante aspecto da especificação do SLA que define, entre outras coisas, alguns parâmetros detalhados do desempenho do serviço, como por exemplo, os níveis esperados de vazão, o atraso e a taxa de perda de pacotes. Além disso, o condicionamento de tráfego define os perfis de tráfego, através de parâmetros do modelo de balde de fichas, que determinam as características do tráfego e as ações que podem ser tomadas caso o usuário não cumpra as especificações definidas no TSpec. As atividades referentes à fiscalização dos pacotes nos roteadores de borda, para averiguar sua adequação ao perfil de tráfego contratado, são coletivamente chamadas de condicionamento de tráfego [4] [37]. O condicionamento envolve:

- A classificação dos pacotes, através dos *classificadores*;
- A medição do tráfego, através dos *mediadores* e;
- Uma subseqüente ação, dependendo da aderência dos pacotes ao perfil de tráfego contratado, através dos *marcadores*, *suavizadores* e *descartadores* de pacotes.

A Figura 5.3 mostra os possíveis estágios de um elemento condicionador de tráfego. O *classificador* é o primeiro elemento envolvido no processo de condicionamento.

Ele seleciona os pacotes recebidos nas interfaces de entrada, baseado no conteúdo de alguma parte do seu cabeçalho. O modelo DiffServ define dois tipos principais de classificadores.

- Classificador BA ("*Behavior Aggregate*"): classifica os pacotes baseados somente no conteúdo do campo DSCP. Ocorre quando o domínio anterior é compatível com DiffServ e os pacotes já vêm marcados.
- Classificador MF ("*Multi-Field*"): classifica os vários campos dos pacotes quando o domínio anterior não for habilitado para enviar os pacotes com o campo DSCP previamente marcado.

Quaisquer que sejam os classificadores, o resultado da classificação é o enquadramento do pacote em um BA válido no domínio e o seu envio para processamento posterior. Por exemplo, se o classificador detectar que o pacote está usando o serviço de melhor esforço, ele provavelmente será encaminhado sem processamento adicional. Caso o pacote pertença a um BA para o qual foi definido um perfil de tráfego, ele é encaminhado para a fase seguinte de medição.

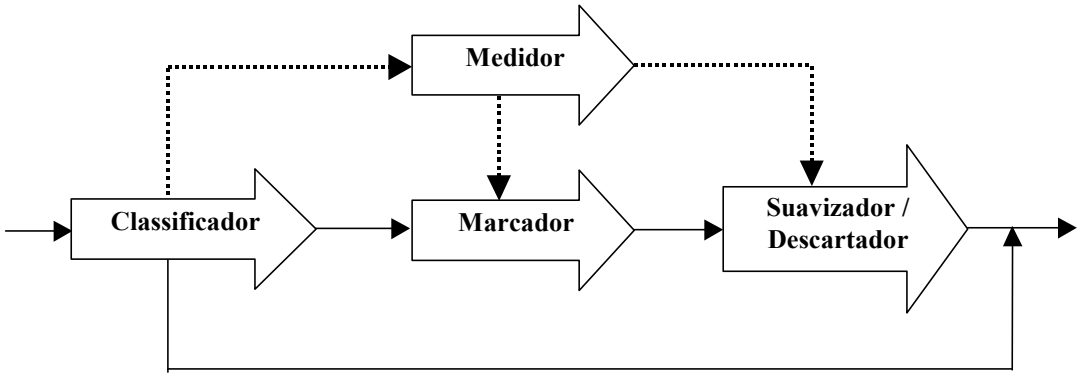


Figura 5.3 – *Condicionador de tráfego.*

O *medidor de tráfego* mede as propriedades temporais de um fluxo de pacotes selecionados pelo classificador, de acordo com o perfil de tráfego especificado. Vários mecanismos de medição podem ser utilizados para especificar o perfil de tráfego, no entanto o mais apropriado tem sido o modelo de balde de fichas, utilizando o TSpec. O *medidor* descobre quais pacotes estão dentro ou fora do perfil. Os pacotes fora do perfil são aqueles que chegam quando não existem fichas suficientes no balde. Em termos mais genéricos, os conceitos de "*dentro*" e "*fora*" do perfil podem ser estendidos para múltiplos níveis de conformidade.

O *suavizador* é um elemento que introduz um atraso nos pacotes fora do perfil até que o balde tenha fichas suficientes para encaminhá-lo. Ou seja, ele molda o tráfego para que fique dentro do perfil contratado. O *suavizador* normalmente implementa uma fila com tamanho limitado para quando ela encher, descartar os pacotes subseqüentes. O *descartador*, finalmente, elimina os pacotes considerados fora do perfil pelo *medidor*. Esse processo é também chamado de policiamento do tráfego. Um *descartador* pode ser implementado como um caso especial de um *suavizador*, no qual o tamanho da fila é zero.

O *marcador* existe para o caso dos pacotes serem classificados por um classificador MF, para que os elementos de rede do núcleo subseqüentes no encaminhamento possam classificá-los com um classificador BA. É também utilizado quando os dois domínios utilizam valores do DSCP diferentes para o mesmo BA. Uma outra função que ele tem é de rebaixar de classe os pacotes fora do perfil. Um elemento denominado *monitor* pode ser utilizado para contabilizar a cobrança em caso de tráfego fora do perfil. O SLA pode prever que todo tráfego fora do perfil seja encaminhado sem taxação extra. Esse elemento, no entanto, não é padronizado pela arquitetura DiffServ.

É possível definir um *medidor* com várias taxas e rajadas e comparar os pacotes com esses valores para uma avaliação mais exata das características do tráfego. A partir do resultado da medição, os pacotes são encaminhados para um estágio onde é feita uma ação de condicionamento, que depende do serviço oferecido. Em geral pode ser suavização, através do *suavizador*, descarte, através do *descartador,* marcação, através do *marcador* ou contabilização para posterior tarifação e cobrança. Geralmente não é aplicada nenhuma ação em pacotes dentro do perfil, a não ser no caso do classificador MF, após o qual os pacotes têm que ser marcados para um DSCP específico.

Em um domínio DS, em geral o condicionamento de tráfego é necessário somente nos roteadores de borda. Como esses elementos de rede geralmente têm um volume de tráfego menor que os elementos de rede do núcleo, o impacto no desempenho não é significativo. Os elementos de rede do núcleo que recebem maior volume de tráfego dedicam a maior parte dos seus recursos na atividade de encaminhamento dos pacotes, de acordo com o seu PHB. A combinação da aplicação do PHB

no centro da rede com o condicionamento de tráfego na borda, permite a criação de vários serviços diferenciados [37].

5.5.3.3. Comportamento agregado e comportamento por nó de rede

Um BA ("*Behavior Aggregate*") é definido como "...uma coleção de pacotes com o mesmo DSCP que estão cruzando um enlace em determinada direção em um domínio DS..." [65]. A quantidade de pacotes que pertencem a um determinado BA pode variar nos vários elementos de rede, à medida que fluxos iniciam e terminam neles. Os usuários vêem somente os serviços e não os BAs. A definição de BA é diferente da definição de serviço. BAs são blocos de construção técnicos para construir serviços fim a fim, que incluem regras, PHBs e configurações específicas. A implementação de um BA requer que todos os pacotes recebam o mesmo tratamento de encaminhamento PHB nos elementos de rede por onde passam.

Um PHB é uma descrição de encaminhamento observável externamente de um elemento de rede do domínio DS, aplicado a um determinado BA. O PHB é a maneira como um elemento de rede aloca os recursos para os BAs e através deles são construídos os serviços. Uma maneira simples de implementar um PHB é destinar-lhe determinado percentual de utilização da largura de banda de um enlace de saída.

Estão sendo padronizados dois tipos de PHBs: o e*ncaminhamento expresso* (EF) [53] e o e*ncaminhamento assegurado* (AF) [56]. Além desses dois tipos, o DiffServ deve operar com PHB default, ou PHB BE ("*Best Effort*"), para o encaminhamento de tráfego de melhor esforço e PHBs CSC ("*Class Selector Compliant*") para compatibilidade com implementações existentes de IP, que é um padrão antigo para especificar precedência de pacotes IP [65].

Para oferecer diferentes níveis de garantias de encaminhamento para pacotes recebidos de um domínio DS cliente, usa-se um grupo de PHBs AF no domínio DS provedor. Para isto, foram definidas quatro classes AF, cada uma com três níveis de precedência para descarte, totalizando doze códigos DSCP. Para cada uma destas classes são alocados recursos nos elementos de rede, como largura de banda e memórias com os dados ("*buffers*"). Os pacotes são marcados para uma das quatro classes, de acordo com o tratamento de encaminhamento desejado pelo cliente. O nível de precedência determina quais pacotes serão descartados primeiramente pelos elemen-

tos de rede em caso de congestionamento. O *marcador* marca os pacotes para determinado nível de descarte no condicionamento de tráfego, de acordo com o resultado da medição. Com isto, o nível de garantia de encaminhamento de um pacote em um elemento de rede de domínio DS depende da quantidade de recursos alocados para a classe da carga atual da classe AF e, em caso de congestionamento, o nível de descarte do pacote.

5.5.3.4. Provisionamento

O provisionamento refere-se à determinação e alocação de recursos nos vários pontos da rede. Dois tipos de provisionamento são considerados: *provisionamento físico* e o *provisionamento lógico*. O primeiro ocorre quando é necessária a inclusão ou remoção de recursos físicos nos roteadores. O *provisionamento lógico* ocorre quando é necessária a modificação de parâmetros operacionais dentro de um equipamento físico com a finalidade de alterar o compartilhamento relativo dos recursos entre os PHBs implementados.

O provisionamento pode ser feito estaticamente, de acordo com padrões de tráfego preestabelecidos ou dinamicamente, adaptando-se ao volume de tráfego em cada PHB. A quantidade de tráfego aceita em um domínio DS pode ser controlada nas bordas através de mecanismos de condicionamento de tráfego, porém existe a dificuldade de controle da fusão e separação do tráfego entre os vários BAs, à medida que os pacotes fluem através da rede. Para se controlar o tráfego nas bordas, infelizmente não é sempre possível prever a quantidade de tráfego destinada a determinado PHB, que chegará em um elemento de rede do núcleo. Além disso, muitas redes fazem sub-provisionamento, ou seja, alocam uma quantidade menor de recursos a um PHB do que necessário, para se tratar todo o volume de tráfego contratado.

A oferta de serviços em um domínio DS depende de recursos alocados para os PHBs nos elementos de rede e da quantidade real de tráfego tratado em cada um deles. No PHB EF, a especificação do padrão estabelece que não se deve submeter um volume de tráfego maior que a taxa de saída alocada.

Outras questões relacionadas a provisionamento ainda estão sendo discutidas no modelo, como, por exemplo, como provisionar elementos de rede para que tratem o volume de tráfego direcionado aos vários PHBs que eles recebem e como

garantir que o volume de tráfego submetido a um elemento de rede não excederá a quantidade de recursos provisionada.

5.6. O Protocolo OSPF (Open Shortest Path First)

O OSPF é um protocolo de roteamento feito para redes com protocolo IP, desenvolvido pelo grupo de trabalho de IGPs (“*Interior Gateway Protocol”*) da IETF com a missão de especificar um protocolo baseado no algoritmo “*Shortest Path First”* (SPF) para uso na Internet. Baseou-se em um protocolo similar “*Interior Gateway Routing Protocol* “(IGRP), proprietário da Cisco. Ambos foram criados para substituir o protocolo “*Routing Information Protocol*” (RIP), a medida que este protocolo evidenciava limitações para atender a redes maiores e cada vez mais heterogêneas. Trata-se de um protocolo aberto, o que significa que suas especificações são de domínio público e podem ser encontradas na RFC 1247. É um protocolo baseado no algoritmo SPF, também chamado de *algoritmo de Dijkstra*, nome de seu criador.

O OSPF é um protocolo de roteamento do tipo estado-enlace (“*link-state*”), diferentemente do RIP e do IGRP, que são protocolos de roteamento baseados em vetores de distância. Os elementos de rede que trabalham com algoritmos de vetor de distância precisam que a cada atualização enviem toda ou parte de suas tabelas de roteamento para seus vizinhos. Os elementos de rede que trabalham com algoritmos do tipo estado-enlace enviam avisos sobre o estado da conexão (LSA - “*link-state advertisements*”) a todos os outros elementos de rede em uma mesma área hierárquica. As informações sobre as interfaces interligadas, as métricas usadas e outras variáveis são incluídas nas LSAs. Ao mesmo tempo em que o elemento de rede com o protocolo OSPF acumula informações sobre o estado do enlace, ele usa o algoritmo SPF para calcular a menor rota para cada nó.

5.6.1. Hierarquia de roteamento

O protocolo OSPF pode operar com hierarquias, diferentemente do protocolo RIP. A maior entidade na hierarquia é o sistema autônomo AS (“*Autonomous System”*), uma coleção de redes sob mesma administração que têm uma estratégia de roteamento comum. O OSPF é um protocolo de roteamento intra-AS (“*interior gateway”*), embora seja capaz de receber e enviar rotas para outros ASs. Um AS, pode

ser divido em diversas áreas, que são grupos de redes adjacentes e *host* ligados. Os elementos de rede com múltiplas interfaces podem participar em múltiplas áreas. Estes elementos são chamados de roteadores de borda de área ABRs ("*Area Border Routers"*) e mantêm uma base topológica de dados separada para cada área. Esta base é uma forma geral de relação entre redes e roteadores e contém uma coleção de LSAs recebidos de todos os roteadores de uma mesma área. Quando os elementos de rede dentro de uma mesma área dividem as mesmas informações, eles têm bases topológicas de dados idênticas. O termo *domínio* significa a parte da rede na qual todos os roteadores têm bases topológicas de dados idênticas e é freqüentemente utilizado no lugar de AS. A topologia de uma área é invisível para entidades fora dela. Por manter separadas as topologias de área, o OSPF passa menos tráfego de roteamento do que se passaria se as ASs não fossem divididas.

O *particionamento* de área cria dois tipos de roteamento OSPF, dependendo se a origem e o destino estão na mesma área ou em áreas diferentes: roteamento intra-área, usado quando a origem e o destino estão na mesma área e roteamento inter-área , usado quando estão em áreas diferentes.

O OSPF é responsável por distribuir informações de roteamento entre áreas, incluindo todos os roteadores ABRs de borda de área e as redes que não estão totalmente contidas em uma área, com seus respectivos roteadores. A Figura 5.4, ilustra um exemplo de uma inter-rede com várias áreas, baseado em [37]. Os roteadores 4, 5, 6, 10, 11 e 12 formam o "*backbone"*. Se o computador principal de uma rede que comanda ou controla a ação de outros computadores ("*host"*) H_1 na área 3 deseja enviar um pacote ao "*host*" H_2 na área 2, o pacote é enviado ao roteador H_{13}, que o encaminha para o roteador 12, que envia ao roteador 11. O roteador 11 encaminha o pacote pelo "*backbone"* para o roteador de borda de área 10, que envia o pacote através de dois roteadores intra-área (roteadores 7 e 9) para ser encaminhado ao "*host"* H_2.

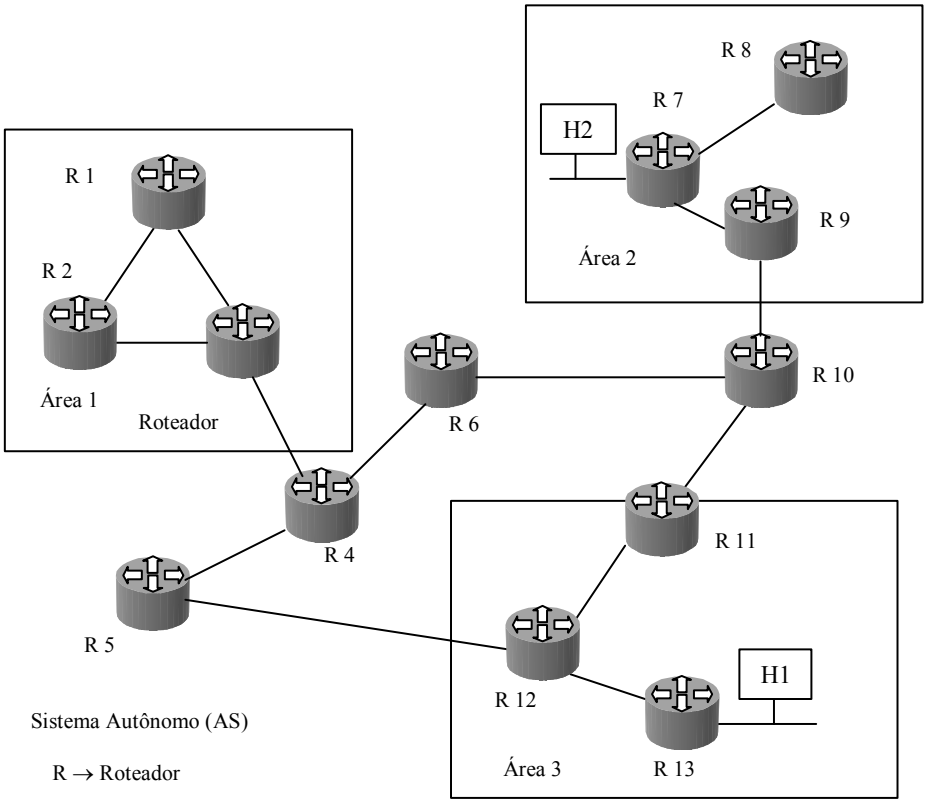


Figura 5.4 – *Roteamento inter-redes, baseado em [37]. Um AS OSPF consiste de múltiplas áreas ligadas por roteadores.*

O "*backbone*" em si é uma área OSPF e todos seus roteadores usam os mesmos procedimentos e algoritmos para manter a informação de roteamento que qualquer roteador de área manteria. A topologia do "*backbone*" é transparente para todos os roteadores inter-área, assim como a topologia de cada área é transparente para o "*backbone*". Áreas podem ser definidas de uma forma que o *backbone* não seja contínuo e neste caso, a conectividade do "*backbone*" deve ser restaurada por enlaces virtuais que são configurados entre quaisquer roteadores do "*backbone*" que dividam um enlace para uma área que não seja do "*backbone*" e funcione como se fossem enlaces diretos. Os roteadores da borda do AS que suportam o OSPF conhecem as rotas exteriores através dos protocolos externos EGPs ("*Exterior Gateway Protocols*"), como o BGP ("*Border Gateway Protocol*") ou através de informações de configuração.

5.6.2. O algoritmo SPF

O OSPF opera sob o algoritmo de roteamento Primeira Trajetória mais Curta (SPF – *"Shortest Path First"*). Quando um elemento de rede com o protocolo OSPF é ativado, ele automaticamente carrega as estruturas de dados do protocolo de roteamento e espera por indicações de protocolos de camadas mais baixas de que suas interfaces estão funcionando. Após o elemento de rede garantir que suas interfaces estão funcionando, ele usa o pacote OSPF "*Hello*" para reconhecer seus vizinhos, que são os elementos de rede com interfaces para a mesma rede. O elemento de rede envia os pacotes "*Hello*" para seus vizinhos e recebe o pacote "*Hello*" destes. Além de ajudar a reconhecer os vizinhos, o pacote "*Hello*" também permite ao elemento de rede saber se todos os outros roteadores ainda estão em funcionamento.

Em redes multi-acesso, que suportam mais de dois roteadores, o pacote "*Hello*" elege um *roteador designado* ("*designated router"*) e um *roteador designado* substituto. Além de outras tarefas, o roteador designado é responsável por gerar LSAs para toda a rede multi-acesso. Este tipo de roteador permite uma redução no tráfego de rede e no tamanho da base topológica de dados. Quando uma base de dados "*link-state"* de dois roteadores vizinhos são sincronizadas, os roteadores são *adjacentes* e o *roteador designado* determina qual roteador deve se tornar adjacente. bases topológicas de dados devem ser sincronizadas entre pares de roteadores adjacentes. Os roteadores adjacentes controlam a distribuição dos pacotes do protocolo de roteamento, que são enviados e recebidos somente neles.

Cada roteador envia periodicamente um LSA para fornecer informação às adjacências de um roteador ou para informar aos outros quando o estado de um roteador se altera. Com a base topológica gerada por meio dos LSAs, cada roteador calcula uma árvore de trajetórias mais curtas ("*shortest-path tree"*), com ele próprio como raiz ("*root"*). A árvore de trajetórias mais curtas, por sua vez, torna-se a tabela de roteamento. Comparando as adjacências estabelecidas com o "*link-states"*, podem ser detectados rapidamente roteadores com falhas e a topologia da rede imediatamente pode ser alterada.

5.6.3. Características adicionais do OSPF

As características adicionais do OSPF incluem o *roteamento em multi-rotas* e o *roteamento baseado no tipo de serviço* ToS ("*Type of Service"*), pedido pela camada superior. O roteamento baseado em ToS suporta protocolos da camada superior que especificam tipos de serviços particulares. Por exemplo, um aplicativo pode especificar que certos dados sejam urgentes. Se o OSPF possuir enlaces de alta prioridade à sua disposição, estes podem ser usados para transportar os dados que se deseja urgência. O OSPF suporta mais de um tipo de métrica. No entanto, se apenas uma métrica for usada, ela é considerada absoluta e o ToS não é admitido. Se mais de uma métrica for usada, o ToS pode ser suportado pelo uso de uma métrica separada e, portanto, existirá uma tabela de roteamento separada para cada uma das oito combinações criadas pelos três bits de IP do ToS (o atraso, a taxa e a confiabilidade). Por exemplo, se os bits de IP ToS especificarem baixo atraso, baixa taxa e alta confiabilidade, o OSPF calcula rotas para todos os destinos baseados nessas designações de ToS.

5.6.4. Formato do pacote

O protocolo OSPF resolve todas as deficiências encontradas no RIP, sem afetar a conectividade com as redes baseadas em RIP, pois ainda é utilizado o protocolo RIP em muitas redes TCP/IP que ainda não tem OSPF e em redes OSPF, com o protocolo RIP entre a estação final e o roteador. As redes de rápido crescimento devem ser projetadas para que as funcionalidades do OSPF sejam totalmente exploradas pois, devido à sua capacidade de trabalhar com máscaras variáveis de rede, o OSPF também ajuda a reduzir o desperdício de endereços IP. Idealmente, o projeto da rede deveria incluir processos consistentes para distribuir os endereços IP pela organização, que proporcionaria a criação de áreas OSPF e a otimização de endereços. Se a rede for projetada corretamente e com roteadores sintonizados, o OSPF permite que estas redes sejam escaladas para topologias muito grandes, mantendo altos níveis de disponibilidade e desempenho.

Os pacotes OSPF possuem um cabeçalho de 24 octetos, mostrado na Tabela 5.1.

Tabela 5.1 – *Campos do Cabeçalho dos pacotes OSPF*

Nome do campo (Tamanho do campo em octetos)	Versão (1)	Tipo (1)	Tamanho do Pacote (2)	Identificador do Roteador (4)	Identificador da Área (4)	Verificação de Erro (2)	Tipo de Autenticação (2)	Autenticação (8)

Os campos do cabeçalho são:

- Versão: Identifica a versão de OSPF utilizada;
- Tipo: Identifica o tipo de pacote OSPF podendo ser:
  - *"Hello"*: estabelece e mantém a relação entre vizinhos;
  - *Descrição de base de dados:* descreve o conteúdo da base de dados, e usado quando uma adjacência é inicializada;
  - *Pedido de "link-state":* pede partes da base topológica de dados de roteadores vizinhos e é usado após um roteador descobrir, examinando pacotes de descrição de base de dados, que partes de sua base topológica de dados está com prazo de validade encerrado;
  - *Atualização de "link-state":* responde a um pacote de pedido de "*link-state"* e utilizado para a difusão regular de LSAs. Diversos LSAs podem ser incluídos em um único pacote de atualização de "*link-state"*;
  - *Reconhecimento de "link-state":* reconhece os pacotes de atualização de *"link-state"*;
- Tamanho do pacote: especifica o tamanho do pacote em octetos, incluindo o cabeçalho OSPF;
- Identificador do roteador: identifica a origem do pacote;
- Identificador da área: identifica a que área o pacote pertence. Todos os pacotes OSPF estão associados a apenas uma área;
- Verificação de erro: confere o conteúdo do pacote para ver se não está corrompido;
- Tipo de autenticação: contém o tipo de autenticação pois todas as trocas no protocolo OSPF são autenticadas e o tipo de autenticação é configurável por área;
- Autenticação: contém informações de autenticação;

- Dados: contém informações encapsuladas de camadas superiores;

5.7. O Protocolo MPLS

O protocolo MPLS é um protocolo de comutação de rótulo. MPLS quer dizer Comutação por Rótulo Multiprotocolo (MPLS – "*Multiprotocol Label Switching"*) [66] [68]. Um rótulo é um registro de tamanho fixo com o qual o roteador decide por onde enviar os pacotes. O MPLS incorpora princípios básicos e idéias adotadas em arquiteturas multi-camadas desenvolvidas por fabricantes, sendo fortemente influenciados por estes. Embora o objetivo de integração de IP com outros protocolos esteja na origem do desenvolvimento destas arquiteturas, o MPLS tem um caráter mais genérico, permitindo o suporte de múltiplos protocolos de rede além do IP, sobre qualquer tecnologia de comutação de rótulos.

O protocolo MPLS é a padronização de várias implementações da técnica de encaminhamento baseado em rótulos. Essa forma de encaminhamento, através da comutação de rótulo, proporciona algumas vantagens em relação à maneira tradicional, entre elas, um melhor desempenho no encaminhamento de pacotes, a criação de trajetórias entre roteadores e a possibilidade de associar requisitos de QoS baseados no rótulo transportado pelos pacotes. O esquema de encaminhamento do protocolo MPLS opera entre as camadas de rede e de enlace de dados. Cada pacote MPLS tem um cabeçalho específico, que contém um rótulo de vinte bits, um campo indicando a classe de serviço de três bits, um indicador de pilha de rótulos de um bit e um campo de oito bits TTL ("*Time to Live"*) contando por quantos roteadores o pacote passou. O cabeçalho MPLS é encapsulado entre o cabeçalho de camada de rede e o cabeçalho de camada de enlace de dados.

Um roteador MPLS é chamado de LSR ("*Label Switching Router"*). O protocolo MPLS é chamado de multiprotocolo porque qualquer protocolo de rede pode ser utilizado, embora esteja padronizado, por enquanto, apenas o protocolo IP. Ele examina somente o rótulo para encaminhar os pacotes. As trajetórias que os pacotes percorrem de um roteador a outro são chamadas de LSPs ("*Label Switching Paths*"). Na entrada de um domínio MPLS, o roteador insere o cabeçalho nos pacotes, que são encaminhados até um roteador de saída, que por sua vez remove o cabeçalho e encaminha os pacotes para o próximo domínio.

5.7.1. Funções do MPLS

Um pacote que trafega em uma rede não orientada a conexões, como é o caso da Internet, encontra um roteador que faz o seu encaminhamento independentemente e este encaminhamento é repetido em todos os roteadores ao longo da trajetória. Cada roteador escolhe qual o próximo enlace baseado na sua análise do cabeçalho do pacote e na sua tabela de roteamento local. Na realidade, o cabeçalho dos pacotes possui mais informações do que as necessárias para somente encontrar o próximo enlace. Para encontrá-lo, são necessárias duas funções distintas: uma relacionada ao plano de controle, onde executa o protocolo de roteamento, e outra relacionada ao plano de encaminhamento, também chamada de trajetória dos dados.

A Figura 5.5 ilustra os planos de controle e de encaminhamento em um roteador. A primeira função divide o conjunto inteiro de pacotes possíveis em um conjunto de classes de equivalência de encaminhamento, identificados como FECs ("*Forwarding Equivalence Classes"*). A FEC é um nome genérico, pois MPLS não é específico para nenhum protocolo, mas em redes IP cada FEC pode ser vista como uma entrada na tabela de roteamento. A segunda função mapeia cada FEC para determinado roteador que esteja no próximo enlace. Os pacotes mapeados para uma FEC são igualmente encaminhados, ou seja, todos que pertencem à determinada FEC e que trafegam por um roteador específico seguirão pelo mesma trajetória.

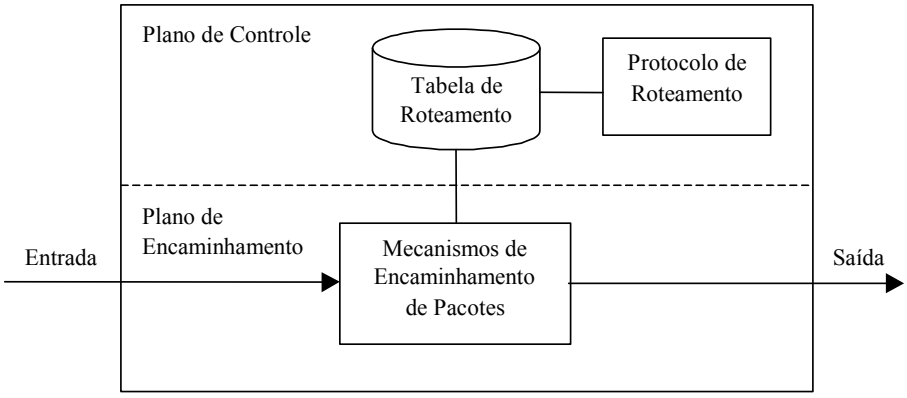


Figura 5.5 – *Planos de controle e encaminhamento de um roteador.*

O MPLS desvincula essas duas funções apresentadas anteriormente, atribuindo um pacote a uma FEC específica apenas uma vez, quando o pacote entra na rede. A informação sobre a FEC ao qual pacote pertence é então codificada como um

rótulo que é inserido no pacote, conforme mencionado anteriormente. Nos roteadores subseqüentes, o cabeçalho do pacote não é mais analisado e não há mais busca na tabela de roteamento. O rótulo é utilizado como um índice em uma tabela que especifica o próximo salto e um novo rótulo. A distribuição de rótulos não é global em um domínio, mas localizada em determinado par de roteadores. O roteador troca o rótulo antigo pelo rótulo novo e encaminha o pacote para o próximo enlace.

5.7.2. Vantagens do MPLS

O MPLS apresenta algumas vantagens em relação ao encaminhamento IP tradicional [37]. Em primeiro lugar, pode ser feito por comutadores que conseguem fazer comutação baseada em rótulos, mas não podem analisar os cabeçalhos de rede. O roteador de entrada pode utilizar informações que não estão disponíveis no cabeçalho IP, como a interface de entrada, para fazer o mapeamento entre FECs e rótulos. O encaminhamento IP convencional não pode fazer isso, porque os roteadores de núcleo não têm acesso a essa informação. Os pacotes que entram na rede através de roteadores diferentes podem seguir trajetórias distintas, porque a decisão de mapeamento de FECs para rótulos é local a cada roteador. O algoritmo que faz o mapeamento FEC/rótulo pode se tornar cada vez mais complexo, sem que isso tenha impacto no desempenho dos roteadores de núcleo.

Como resultado do algoritmo de mapeamento, pode-se forçar um pacote a seguir uma rota diferente daquela que ele seguiria baseado na trajetória mais curta, descoberta pelo protocolo de roteamento. O MPLS permite a utilização de uma pilha de rótulos, que cria vários níveis de túneis dentro dos LSPs (trajetórias MPLS).

5.7.3. Aplicações do MPLS

Uma vantagem direta da utilização de MPLS é a substituição do encaminhamento tradicional IP pelo baseado em rótulos, que é um processo mais rápido. Entretanto, somente isso não seria motivo suficiente para a adoção de MPLS, uma vez que a tecnologia de roteadores de alta velocidade já permite buscas muito rápidas na tabela.

Uma das principais aplicações para MPLS é a engenharia de tráfego, que é descrita na sessão 5.9. Ela permite alterar a trajetória normal que alguns pacotes seguiriam caso

fossem encaminhados pelo esquema convencional, ou seja, pela trajetória mais curta, escolhido pelo protocolo de roteamento. O MPLS consegue forçar pacotes a seguirem certas rotas preestabelecidas, diferentemente do modelo tradicional. Outra aplicação para MPLS é a emulação de serviços de redes orientadas a conexão, como as redes "*Frame Relay*" ou redes ATM. O MPLS é um mecanismo orientado a conexão, e pode-se utilizá-lo para emular qualquer serviço orientado a conexão não confiável com um LSP. Isso permite que uma rede integrada baseada em datagramas ofereça serviços legados aos seus usuários em uma única infra-estrutura.

5.7.4. O MPLS e a Qualidade de Serviço

Num domínio MPLS fluxos de tráfego que recebem o mesmo tratamento por parte da rede são associados a um mesmo FEC, o que permite diferenciar classes de tráfego, que podem ser transportadas em LSPs diferentes. No modelo de Serviços Diferenciados (DiffServ), os fluxos de pacotes com o mesmo comportamento alvo constituem um BA ("*Behaviour Aggregate*"), conforme descrito em 5.5.3.3. Em nós de ingresso num domínio DS, os pacotes são classificados e marcados com um código correspondente ao respectivo BA, o que permite selecionar um comportamento PHB ("*Per Hop Behaviour*") que determina o tratamento que receberão em cada nó do domínio (escalonamento, precedência de descarte, etc.)

O MPLS oferece mecanismos apropriados para o suporte de DiffServ, existindo várias alternativas para associar BAs a FECs e mapeá-los em LSPs. Uma solução simples consiste em usar um LSP para suportar até oito BAs de um dado FEC; neste caso o campo do cabeçalho MPLS é usado para determinar o PHB a aplicar aos pacotes. Uma solução promissora para se prover QoS em redes IP, usando padrões aprovados pelo IETF, consiste em combinar MPLS com DiffServ e Roteamento baseado em restrições, descrito em 5.8.1.

5.8. Roteamento baseado em QoS (QoSR)

O roteamento baseado em QoSR ("*QoS Routing*") [71] é um mecanismo que seleciona a trajetória percorrida pelos pacotes de um fluxo baseado no conhecimento da disponibilidade de recursos da rede, bem como nos requisitos de QoS dos fluxos, como largura de banda e atraso de grupo. O roteamento na Internet pública é direcionado para conectividade e suporta atualmente somente o serviço de melhor

esforço. Os protocolos de roteamento usados na Internet pública, como o OSPF e o RIP, procuram sempre encontrar a menor trajetória, baseados em uma única métrica, como peso administrativo ou quantidade de saltos. Estes protocolos são considerados "oportunistas", pois eles procuram sempre encontrar a menor trajetória, mesmo quando este não for o mais adequado ou então quando a troca freqüente de uma trajetória por outra gera instabilidade. Trajetórias alternativas com custos aceitáveis, mas não ótimos, não podem ser utilizados para rotear o tráfego.

5.8.1. QoSR e o roteamento baseado em restrições

O roteamento baseado em restrições ("*Constraint-Based Routing*") é o processo de computar rotas sujeitas a múltiplas restrições [71]. Várias restrições podem ser utilizadas como por exemplo o alto custo financeiro ou políticas de segurança na rede. No entanto, seu desenvolvimento está evoluindo a partir de QoSR, que é uma vertente do roteamento baseado em restrições, onde as restrições são requisitos de QoS. O QoSR estende o conceito de roteamento na Internet considerando que para suportar tráfego baseado nos novos serviços IntServ e DiffServ, são necessários encontrar trajetórias múltiplas entre roteadores, cada um com as suas características de QoS. Alguns desses serviços irão necessitar da distribuição de mais do que uma métrica, como largura de banda e atraso.

O roteamento oportunista utilizado na Internet direciona o tráfego para uma nova rota tão logo uma trajetória "melhor" seja encontrada. O tráfego é redirecionado a partir da trajetória antiga, mesmo que ela satisfaça os requisitos dos fluxos de dados. Além de gerar grande instabilidade pelo aumento da variação do atraso dos fluxos, as escolhas de roteamento nem sempre são adequadas. Não surgem trajetórias alternativas, mesmo que elas possam atender às características de várias aplicações. Por isso, QoSR pode encontrar uma trajetória mais longa, mas menos sobrecarregada que a trajetória mais curta, geralmente a mais congestionada. O tráfego na rede, dessa forma, pode ser igualmente distribuído.

5.8.2. Objetivos de QoSR

Os principais objetivos do QoSR são a determinação dinâmica das trajetórias possíveis e a otimização dos recursos a serem utilizados na análise da degrada-

ção do desempenho. No primeiro objetivo, além de buscar uma trajetória que atenda os requisitos de QoS de determinado fluxo, o direcionamento do tráfego pode depender de outras restrições, definindo um roteamento baseado nessas restrições. No segundo objetivo, um esquema de QoSR pode auxiliar na garantia de sua eficiência, aumentando a vazão total alcançada pela rede. É possível encontrar trajetórias ociosas para satisfazer demandas por requisitos específicos de QoS otimizando os recursos, impossível com o roteamento convencional.

Uma importante diferença entre QoSR e o roteamento convencional é a manutenção de estado sobre a capacidade dos recursos da rede em atender requisitos de QoS. O roteamento dependente do estado pode compensar problemas transientes na rede, escolhendo trajetórias alternativas e permitindo que as aplicações se adaptem melhor as condições momentâneas da rede.

5.8.3. Custos de QoSR

Quando se utiliza o QoSR, os cálculos das rotas ficam mais complicados que os cálculos tradicionais da Internet. Como seguramente haverá uma melhoria de desempenho pela adoção de QoSR, a dificuldade está em encontrar o ponto ótimo onde ela vale a pena comparada com o aumento nos custos. O custo adicional gerado pelo QoSR tem dois componentes principais [71]. O primeiro componente é o *custo computacional*, que se deve ao algoritmo mais sofisticado para escolha das trajetórias e à necessidade de processá-lo mais freqüentemente. Dependendo da quantidade e do tipo de métricas utilizadas para o cálculo das rotas, o algoritmo pode se tornar extremamente complexo [72]. Em geral, existem soluções polinomiais que envolvem o uso de largura de banda e alguma outra métrica (atraso, variação do atraso, confiabilidade), mas assim mesmo com processamento complexo. No entanto, os avanços tecnológicos permitem que se diminua a importância do custo computacional pela utilização de processadores mais velozes e memórias maiores. O segundo componente de acréscimo de custo refere-se à *sobrecarga de protocolo*. Ocorre devido à necessidade de distribuir atualizações sobre o estado dos recursos da rede entre os roteadores envolvidos no processamento das rotas. Essas atualizações traduzem-se em aumento do tráfego e processamento na rede. Conforme a quantidade e a freqüência de informações transmitidas, essa distribuição das atualizações pode influenciar negati-

vamente em vários outros aspectos, como largura de banda e espaço de armazenamento. O custo adicional proveniente da sobrecarga de protocolo é mais difícil de ser tratado e representa um problema para a utilização de QoSR.

O *custo computacional* e a *sobrecarga de protocolo* também têm relação um com outro. Quanto mais informações forem utilizadas e maior a freqüência das atualizações, maior será a necessidade de processamento para manter as rotas atualizadas. Por outro lado, se as atualizações não forem muito freqüentes, é possível que os valores não representem a realidade e induzam à escolha de rotas inadequadas. Por isso, existem esforços no sentido de limitar a freqüência das atualizações e o *custo computacional*. As alternativas possibilitam a escolha de rotas que permitam a obtenção de benefícios individuais para os fluxos, bem como melhor utilização global da rede.

5.8.4. QoSR e reserva de recursos

Não se pode confundir a QoSR com a reserva de recursos. Os protocolos de reserva de recursos, como o RSVP, oferecem um método para requisitar e reservar recursos da rede, mas não proporcionam nenhum mecanismo para encontrar uma trajetória com recursos suficientes para satisfazer os níveis de QoS requisitados. Por outro lado, QoSR permite a determinação de uma trajetória com grande chance de acomodar os requisitos de QoS, mas não inclui um mecanismo para reservar os recursos necessários para provê-los. Conseqüentemente, as duas técnicas são complementares e geralmente implementadas em conjunto. Essa combinação permite exercer um controle sobre rotas e recursos, ao custo de informações adicionais de estado e tempo de configuração. Por exemplo, um protocolo como o RSVP pode ser utilizado para disparar certas computações pelo mecanismo QoSR que irão atender às necessidades específicas do fluxo.

5.9. Engenharia de tráfego

A Engenharia de Tráfego ("*Traffic Engineering*") é, segundo [35], "o processo de organizar o fluxo para que congestionamentos causados pela utilização desigual da rede possam ser evitados". A engenharia de tráfego é direcionada à otimização de desempenho de redes operacionais. Em geral, ela engloba a aplicação de princípios tecnológicos e científicos para medir, modelar, caracterizar e controlar o

tráfego na Internet e a aplicação dessas técnicas e conhecimentos para atingir determinado desempenho [74] [76].

Um dos objetivos da engenharia de tráfego é facilitar a operação eficiente e confiável da rede enquanto otimiza sua utilização e seu desempenho. A engenharia de tráfego já é atualmente uma função indispensável em grandes redes, por causa do alto custo dos equipamentos e da natureza comercial e competitiva da Internet. Como altera o fluxo normal dos pacotes, ela pode ser utilizada para atender a requisitos de QoS de determinados fluxos de dados [35].

A engenharia de tráfego pode ser implementada através de diversos mecanismos, como configuração manual, utilização de características específicas das tecnologias de transmissão de camada de enlace de dados, determinação de rotas adequadas através de QoSR e fixação de rotas com MPLS. Além disso, pode-se realizar engenharia de tráfego para uma rede convencional que ofereça o serviço de melhor esforço ou para redes que ofereçam níveis de QoS, como IntServ/RSVP ou DiffServ.

5.9.1. A engenharia de tráfego e os protocolos de roteamento

A engenharia de tráfego é necessária na Internet principalmente porque os protocolos de roteamento interno (IGP- "*Interior Gateway Protocol*") usam sempre a menor trajetória para o tráfego e isso contribui para aumentar os problemas de congestionamento dentro de *sistemas autônomos ASs*. Esses protocolos, como por exemplo o OSPF e o RIP, são orientados à topologia da rede e usam como métrica a quantidade de saltos ou o peso administrativo. Alguns fatores como a largura de banda disponível e as características do tráfego não são levados em consideração nas decisões de roteamento. Conseqüentemente, ocorre congestionamento quando a trajetória mais curta de várias fontes de dados converge para alguns enlaces específicos e quando o tráfego de determinada fonte de dados é roteado através de um enlace que não tenha suficiente largura de banda para encaminhá-lo [37].

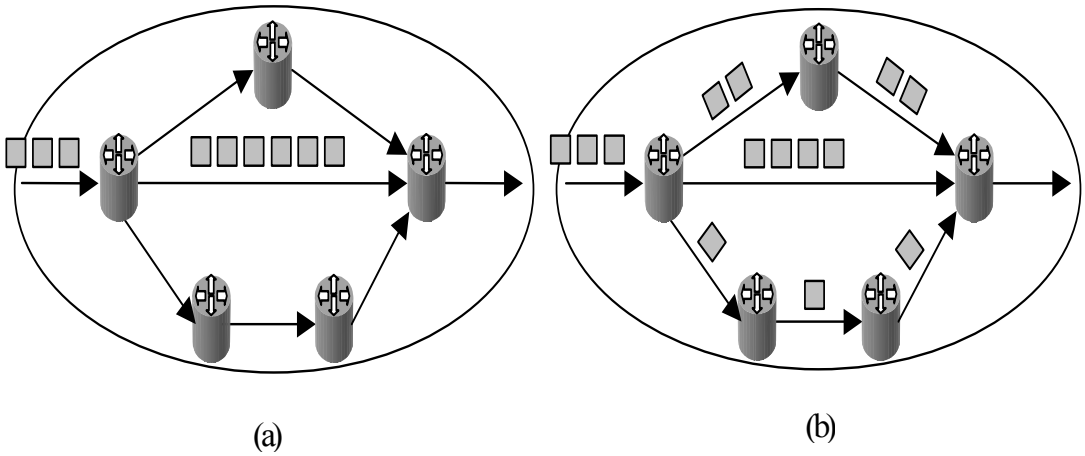


Figura 5.6 – *Encaminhamento de pacotes; a) sem engenharia de tráfego; b) com engenharia de tráfego –Na figura (a), percebe-se que os pacotes de dados são enviados pela trajetória mais curta, evitando-se desta forma a sobrecarga da rede como apresentada na figura (b).*

Esse cenário se manifesta mesmo quando existem trajetórias alternativas com capacidade ociosa suficiente para encaminhar o tráfego excedente. Ou seja, a utilização dos protocolos de roteamento baseados na trajetória mais curta tende a degradar o desempenho observado pelos fluxos de dados, mesmo se houver recursos suficientes para tratar todo o tráfego. A Figura 5.6.b ilustra o tratamento que a engenharia de tráfego pode dar a certos tipos de tráfego, encaminhando pacotes por trajetórias diferentes, dependendo das políticas adotadas. Em um domínio sem engenharia de tráfego, todos os pacotes devem ser encaminhados pela trajetória mais curta, no caso, a trajetória do meio da figura.

5.9.2. Metas de desempenho

Otimizar o desempenho de redes operacionais envolve atingir metas orientadas ao tráfego e aos recursos [73] [74] [76]. As metas de desempenho orientadas ao tráfego incluem os aspectos relacionados à melhoria dos níveis de QoS oferecidos aos fluxos de dados. Na Internet atual, com o modelo de serviço de melhor esforço, esses objetivos incluem a minimização da perda de pacotes, a minimização do atraso e a maximização da vazão. Em uma rede de serviços diferenciados, com várias classes de serviços que necessitam limites máximos e mínimos para certas métricas de QoS, as metas orientadas ao tráfego assumem uma importância ainda maior, principalmente porque, em última análise, o que mais importa é como os usuários da rede

sentem o desempenho dos serviços utilizados. Em uma rede com o modelo de melhor esforço, a noção de desempenho assume critérios muito subjetivos para o usuário. Em uma rede que oferece níveis de QoS, ele tem como mensurar e exigir o desempenho contratado.

As metas orientadas a recursos incluem aspectos relacionados à otimização da utilização dos recursos da rede. O gerenciamento eficiente destes recursos é a melhor forma de alcançar esses objetivos. Mais especificamente, é importante garantir que os recursos de alguns segmentos da rede não fiquem superutilizados e congestionados, enquanto outros segmentos com trajetórias alternativas para o tráfego tenham recursos ociosos. A largura de banda é o principal recurso nas redes atuais, portanto, uma das funções relevantes da engenharia de tráfego é gerenciá-la eficientemente. Existe uma discussão sobre o valor desse tipo de interferência no encaminhamento de pacotes, uma vez que as tecnologias modernas estão oferecendo cada vez mais largura de banda a um custo menor, como discutido no item 2.6. No entanto, até o presente, a solução com a melhor relação custo/desempenho para grandes redes é executar alguma forma de engenharia de tráfego.

5.9.3. Modelos de engenharia de tráfego

Existem várias escolhas para a realização da engenharia de tráfego, que definem o modelo que está sendo adotado. Uma classificação de algumas das possibilidades existentes é apresentada a seguir [37].

a) *Engenharia de Tráfego dependente de tempo ou de estado*. Na engenharia de tráfego dependente de tempo, são utilizadas informações históricas baseadas em variações sazonais para pré-programar planos de roteamento. Nesse modelo não há interferências na rede para que ela se adapte a variações aleatórias nos padrões de tráfego ou alteração das condições da rede. Na engenharia de tráfego dependente de estado, ou adaptável, os planos de roteamento são adaptados para representar condições atuais da rede.

b) *Engenharia de Tráfego "on-line" ou "off-line"*. Os planos de roteamento para a realização da engenharia de tráfego podem ser computados "*on-line*" ou "*off-line*". Quando a engenharia de tráfego for realizada com informações passadas, o cálculo pode ser feito "*off-line*". Essa maneira permite a utiliza-

ção de algoritmos mais complexos e processamento mais demorado. Quando for necessário que o roteamento seja adaptado às condições instantâneas da rede, é necessária a engenharia de tráfego "*on-line*".

c) *Engenharia de Tráfego centralizada ou distribuída.* No caso de engenharia de tráfego com controle centralizado, existe uma autoridade central que coleta todas as informações, calcula todos os planos de roteamento e distribui para todos os roteadores. No caso de distribuída, a seleção de rotas é executada por cada roteador de maneira autônoma, baseada nas condições momentâneas da rede.

d) *Engenharia de Tráfego com informações globais ou locais.* O algoritmo de engenharia de tráfego pode precisar de informações globais, de toda a rede onde está sendo realizada a engenharia de tráfego, ou de informações locais, somente de uma parte dela. Informações locais do estado dos recursos podem ser suficientes quando se está utilizando engenharia de tráfego distribuída.

e) *Engenharia de Tráfego prescritiva ou descritiva.* Os resultados da engenharia de tráfego podem recomendar ações a serem realizadas, ou seja, prescrever soluções. Alternativamente, pode somente descrever os problemas, sem apontar soluções. As informações podem servir como base para que administradores de rede façam intervenções manuais. A engenharia de tráfego prescritiva pode detectar problemas e apontar soluções corretivas, ou prescrever ações que possam melhorar o desempenho mesmo que não haja nenhum problema aparente.

f) *Engenharia de Tráfego com laço aberto ou fechado.* A engenharia de tráfego com laço aberto ocorre quando não forem levadas em consideração informações de realimentação da rede, mas apenas informações locais do roteador. Quando as informações obtidas da rede influenciarem nas decisões, a engenharia de tráfego utilizará controle com laço fechado.

5.9.4. A Engenharia de Tráfego e o MPLS

Em MPLS são adotados dois métodos para identificação e seleção de rotas. O método básico é baseado em algoritmos de encaminhamento passo a passo ("*hop-by-hop routing*"), tal como os usados atualmente em redes IP. Neste método, cada

LSR determina de forma independente o nó adjacente ("*next hop*") para cada FEC ("*hop-by-hop routed*"), baseando-se na topologia e permitindo a identificação de rotas mais curtas. O segundo método é baseado em encaminhamento explícito e pode reservar recursos ao longo da rota (ER-LSP – "*Explicitly Routed Label Switched Path*").

A possibilidade de estabelecer ER-LSP permite suportar técnicas de Engenharia de Tráfego e diferenciação de serviços num domínio MPLS. O tráfego pode ser enviado por percursos diferentes dos baseados em métricas do tipo trajetória mais curta, com base em políticas administrativas de QoS ou requisitos de Engenharia de Tráfego. O encaminhamento explícito é um caso particular de roteamento sujeito a restrições ("*Constraint-Based Routing*"), em que a restrição é o percurso explícito. Em geral estes algoritmos levam em conta características das ligações físicas, como largura de banda, atraso, número de saltos ("*hops*") e parâmetros de QoS. O MPLS permite estabelecer e enviar tráfego em ER-LSP, mas não provê os meios para identificar rotas sujeitas a restrições. Uma vez que MPLS permite Engenharia de Tráfego e encaminhamento explícito, levanta o interesse em técnicas de encaminhamento que selecionem rotas baseadas em requisitos de QoS (QoSR) ou políticas administrativas ("*policy routing*"). O cálculo de rotas sujeitas a restrições requer a extensão dos atuais protocolos de encaminhamento, o que está sendo considerado pelo IETF no âmbito mais geral do suporte de Engenharia de Tráfego na Internet.

Capítulo 6 - Qualidade de Serviço em Redes IP sobre DWDM

6.1. Introdução

Este capítulo apresenta diversos modelos para implementar Qualidade de Serviços (QoS) em redes IP sobre DWDM. Inicialmente são apresentados alguns conceitos, incluindo o conceito de serviços diferenciados em redes de transporte ópticas (OTN), conceitos estes que permeiam o provisionamento de QoS em redes no domínio óptico. Posteriormente, são apresentados os modelos para os tipos de rede no domínio óptico, destacando-se a QoS em redes com roteamento de comprimento de onda (WR), QoS em redes com comutação óptica de pacotes (OPS) e QoS em redes com comutação óptica de rajadas (OBS). Para cada um destes modelos, são apresentados seus modos de funcionamento, protocolos e algoritmos. O capítulo finaliza com a apresentação das arquiteturas MPλS e GMPLS, extensões da arquitetura MPLS apresentada no capítulo 5.

6.2. As trajetórias ópticas e os serviços ópticos diferenciados

O modelo de *Serviços Ópticos Diferenciados* (DoS - "*Differentiated Optical Services*") [76] leva em conta as características peculiares das trajetórias ópticas. Uma trajetória óptica é identificada por um conjunto de parâmetros como a taxa de erro de bit (BER – "*Bit Error Rate*"), atraso, "*jitter*", etc., e comportamentos, incluindo proteção e monitoração. Em especial, o atraso mais significativo é o do processamento eletrônico de pacotes, que insere um atraso a cada nó da rede. Os OXCs não totalmente ópticos que utilizam conversores óptico-elétricos (O/E) e eletro-ópticos (E/O) são os principais ofensores, pois aumentam significativamente o atraso fim-a-fim para fazerem a conversão. Esses parâmetros ópticos e comportamentos fornecem a base para medir a qualidade do serviço de uma dada trajetória. A finalidade de tais medidas é definir classes dos serviços ópticos equivalentes às classes de serviços de redes IP. A estrutura do DoS consiste em seis componentes, descritos a seguir.

1. ***Classes de serviço***. Uma classe de serviço DoS é caracterizada por um conjunto de parâmetros que representam a qualidade e as imperfeições do sinal

óptico transportado sobre uma trajetória. Esses parâmetros são especificados em termos quantitativos, tais como tempo de atraso, "*jitter*", e largura de banda, ou baseado em funcionalidades tais como monitoração e proteção.

2. ***Roteamento e algoritmo de atribuição do comprimento de onda.*** A fim de estabelecer uma trajetória óptica, deve ser reservado um comprimento de onda para toda a rota. Um algoritmo usado para selecionar rotas e comprimentos de onda, no momento do estabelecimento de rotas ópticas, é conhecido como um algoritmo de roteamento e atribuição do comprimento de onda RWA ("*Routing and Wavelength Assignment*"). Para se prover QoS em redes WR, torna-se necessário usar um algoritmo de RWA que considere as características de QoS dos diferentes canais de comprimento de onda. Exemplos de algoritmos de RWA são apresentados em [77]. A idéia por trás desse algoritmo de RWA é utilizar funções de pesos adaptáveis que caracterizem as propriedades dos diferentes canais do comprimento de onda (tempo de atraso, capacidade do canal, etc.).

3. ***Controle de admissão.*** Similarmente à entidade de agente de alocação de largura de banda na arquitetura DiffServ, uma entidade denominada *alocador de recursos ópticos* manipula a alocação dinâmica das trajetórias ópticas. O alocador administra os recursos ópticos disponíveis para cada trajetória óptica, tais como o número de comprimentos de onda, as conexões cruzadas, os amplificadores e avalia as características dessa trajetória óptica (cálculo da BER) e suas funcionalidades (proteção, monitoração e segurança). É também responsável pelo início do estabelecimento de chamada fim a fim ao longo da cadeia de alocadores que representam os diferentes domínios atravessados pela trajetória óptica. Se não houver recursos ópticos disponíveis, o alocador bloqueia a alocação daquela trajetória óptica. O algoritmo de alocação de trajetórias ópticas procurará por outra trajetória óptica com disponibilidade de recursos suficientes.

4. ***Grupos de trajetórias ópticas.*** As trajetórias ópticas são classificadas em grupos que refletem as características originais da transmissão, de tal maneira que cada grupo corresponde a um serviço DoS.

5. ***Classificador de tráfego.*** Os fluxos de tráfego são classificados em uma das classes suportadas pela rede. A classificação é feita na entrada do fluxo na rede.

6. ***Algoritmos de alocação de trajetórias ópticas***. Algoritmos para alocação de trajetórias ópticas nas diferentes classes de serviço para os diversos tipos de redes ópticas são apresentados nos itens subseqüentes.

6.3. QoS em redes com roteamento de comprimento de onda (WR)

A estrutura geral para se prover serviços em redes com roteamento em comprimento de onda WR ("*Wavelength Routing*") faz uso do modelo de serviços ópticos diferenciados DoS ("*Differentiated Optical Services*") [78] [79]. Todos os componentes são implementados nos dispositivos de borda e/ou no alocador de recurso óptico. A Figura 6.1 mostra uma rede de WR com dispositivos da borda, dispositivos alocadores e dispositivos OXC. Os dispositivos OXC são necessários somente para configurar o núcleo de comutação para estabelecimento das trajetórias ópticas requeridas.

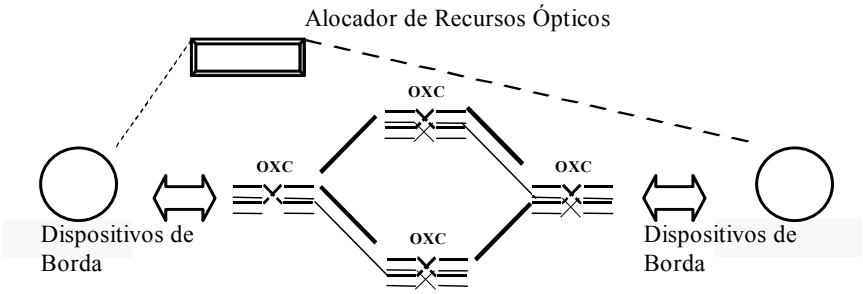


Figura 6.1 – *Rede com roteamento por meio de comprimento de onda (WR).*

6.3.1. Algoritmos de alocação de trajetória óptica

Os algoritmos de alocação de trajetória óptica (LA, de *Lightpath Allocation*), em geral, separam as trajetórias ópticas em subconjuntos e a cada subconjunto é atribuída uma classe de serviço. O modelo de um LA difere de outro na maneira com que os subconjuntos são alocados às classes de serviços. Essa alocação pode ser *estática*, *com empréstimo* ou *dinâmica*. Na alocação *estática*, é atribuído um subcon-

junto fixo de trajetórias ópticas a cada uma das classes do serviço. O número das trajetórias ópticas em cada subconjunto depende da classe do serviço, isto é, para classes de serviço mais altas são alocadas mais trajetórias ópticas.

Quando o *empréstimo* for permitido, diferentes classes de prioridade podem emprestar trajetórias ópticas umas das outras, de acordo com certos critérios disponíveis [78] [79]. Um exemplo é permitir que um tráfego de mais baixa prioridade peça emprestado trajetórias ópticas de tráfego de mais alta prioridade. Entretanto, não é permitido o empréstimo no sentido inverso porque as trajetórias ópticas atribuídas originalmente a um tráfego de mais baixa prioridade não podem atender às exigências de QoS de classes de mais alta prioridade.

Em modelos dinâmicos, a rede inicia-se sem qualquer reserva de trajetória óptica para as classes do serviço. O conjunto das trajetórias disponíveis pode ser atribuído dinamicamente a qualquer das classes de serviço disponíveis, sob a hipótese de que todas elas têm características similares. Um modelo de *alocação dinâmica* é usar a diferenciação proporcional [79]. Nela, pode-se ajustar a diferenciação de serviço de uma métrica particular de QoS para que seja proporcional aos fatores de diferenciação que um provedor de serviço de rede define antecipadamente. Ou seja, se q_i for a métrica de QoS de interesse e s_i for o fator de diferenciação para a classe i, usando o modelo de diferenciação proporcional, deve-se ter:

$$\frac{q_i}{q_j} = \frac{s_i}{s_j} \qquad \text{onde } i, j = 1, 2, \cdots, N \tag{6.1}$$

para todas as classes de serviço. Como exemplo, supondo que q_1 e q_2 são as probabilidades de perda de pacote para as classes 1 e 2 respectivamente, se s_1 for 1 e s_2 for 2, então a probabilidade de perda de pacote da classe 2 deve ser duas vezes a probabilidade de perda de pacote da classe 1. Conseqüentemente, o número de trajetórias ópticas atribuídas à classe 1 deve ser duas vezes o número atribuído à classe 2.

6.4. QoS em redes com comutação óptica de pacotes (OPS)

A idéia da maioria das propostas para a comutação óptica de pacotes é separar a trajetória de dados da trajetória de controle. As funções de roteamento e distribuição são desenvolvidas usando circuitos integrados eletrônicos depois de uma conversão óptico-elétrica (O/E) do cabeçalho do pacote, enquanto o campo de dados é

comutado no domínio óptico de forma transparente, sem necessidade de conversão. Existem poucas propostas na literatura para prover a diferenciação do serviço em redes OPS. Isso é esperado, considerando que OPS é uma técnica de comutação razoavelmente nova com muitos problemas ainda para serem resolvidos.

Em todo cenário de comutação de pacote, surge uma disputa quando mais pacotes devem ser enviados simultaneamente pelo mesmo enlace de saída. Em geral, as técnicas de QoS em redes OPS visam prover a diferenciação de serviço quando a disputa ocorre usando comprimentos de onda e algoritmos de atribuição de FDLs. Há soluções com dois algoritmos para a diferenciação de serviço em comutadores ópticos de pacote [78]. A seguir, apresenta-se uma visão geral de 2 (dois) desses algoritmos, como exemplos de técnicas gerais para se prover QoS em redes OPS.

Embora as técnicas apresentadas pareçam simples, suas implementações em redes OPS podem ser complexas por causa da sincronização requerida entre o cabeçalho do pacote e o seu campo de dados. O processo requer que se atrase o campo de dados do pacote até que o cabeçalho seja processado inteiramente e o pacote classificado, depois que for atribuído o comprimento de onda ao pacote. Isso é feito pacote por pacote, limitando a velocidade de comutação. Além disso, como os pacotes nos FDLs não podem ser acessados aleatoriamente, como nos armazenamentos temporários no domínio elétrico, são requeridas novas técnicas para acessar, individualmente, pacotes de comprimentos variáveis, armazenados temporariamente em FDLs.

6.4.1. Alocação de comprimento de onda (WA)

Essa técnica separa os comprimentos de onda disponíveis em subconjuntos e atribui a cada um nível diferente de prioridade, de tal maneira que níveis de prioridade mais alta obtenham fatias maiores dos comprimentos de onda disponíveis. Existem diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda, similares ao apresentado no item 6.3.1. As técnicas de WA usam o comprimento de onda somente para a diferenciação de serviço e não utiliza armazenadores temporários do tipo FDL [79].

6.4.2. Alocação de comprimento de onda combinada com descarte no limite

Além do WA, esta técnica usa o descarte no limite para distinguir diferentes classes de prioridade. Quando a ocupação de FDLs estiver acima de determinado limite, são descartados pacotes de prioridade mais baixa. Usando um limite diferente para o descarte de cada nível de prioridade, podem ser providas diferentes classes de serviço. Essa técnica explora ambos os domínios do comprimento de onda (WA) e do tempo (FDLs) para prover a diferenciação do serviço e possui uma complexidade computacional maior do que a técnica WA sem armazenamento temporário.

6.5. QoS em redes com comutação óptica de rajadas (OBS)

Desde a introdução da comutação óptica de rajadas (OBS) como uma nova tecnologia para redes ópticas do transporte, ela tem recebido grande atenção tanto da área acadêmica, quando dos fabricantes e até mesmo das operadoras. Enquanto a comutação óptica de pacote (OPS) nos anos 90 encontrava alguns obstáculos tecnológicos para evoluir, a comutação óptica de rajadas surgia oferecendo mais flexibilidade para suportar a explosão da Internet, com tecnologia menos complexa e com menor investimento do que a OPS. Como a tecnologia OBS ainda está na infância e diversos componentes ópticos nesta tecnologia precisam amadurecer, é um bom momento para se identificar e analisar as melhores soluções de arquitetura e protocolos, incluindo o provisionamento de QoS.

Durante os últimos anos, a definição de OBS tem se complicado pelo grande número de novas propostas. No entanto, os seguintes conceitos são comuns a estas propostas:

a) os dados na camada do cliente são agregados e montados em rajadas ópticas de comprimento variável em nós de borda;
b) pacotes de controle são processados eletronicamente nos nós do núcleo e usados para sinalizar para a matriz de comutação sobre as rajadas, antes que elas cheguem;
c) as rajadas de dados são comutadas em nós do núcleo e permanecem no domínio óptico até que alcancem seus nós de borda de destino.

A granularidade da largura de faixa e a complexidade da comutação da tecnologia OBS estão entre as complexidades da tecnologia de roteamento por comprimento de onda (WR) e da tecnologia de comutação óptica de pacotes (OPS). Em relação à WR, a OBS fornece mais flexibilidade de largura de faixa, isto é, ela pode se adaptar melhor às mudanças no padrão de tráfego, embora demande uma comutação mais rápida e maior controle. Em relação à OPS, a OBS requer tecnologia menos complexa, pois usa extensivamente a agregação para formar grandes containeres e não requer processamento interno dos cabeçalhos ópticos. Além disto, em contraste com a arquitetura OPS, na OBS não existe necessidade de sincronização [81].

Para se prover Serviços Diferenciados diretamente em OBS, diversos mecanismos tem sido propostos, classificados em [82]:

- QoS baseado em *offset* adicional: os mecanismos baseados em *offset* consideram que um tempo maior de *offset* significa uma reserva mais precoce e assim, uma maior probabilidade da reserva ser bem sucedida. Enquanto a probabilidade de bloqueio total permanece constante para agendamento de rajada do tipo RFD ("*Reserve-a-fixed duration*"), as rajadas de maior prioridade para as quais são atribuídas *offsets* adicionais de QoS, podem reduzir significativamente os seus bloqueios.
- QoS baseado em preempção: os mecanismos baseados em preempção, as rajadas de maior prioridade podem tomar o lugar de rajadas de menor prioridade em caso de um conflito de reserva.
- QoS baseado em declínio intencional: similar aos mecanismos no domínio eletrônico que provêem diferenciação de serviço proporcional intencional, descartando pacotes a fim de manter uma determinada probabilidade de perda, estes mecanismos descartam rajadas para prover diferenciação de serviços.
- QoS baseado em reagendamento de pacotes do controle: os mecanismos baseados no reagendamento de pacotes de controle de rajadas não são estritamente programados na base de primeiro que chega - primeiro que é servido, mas de acordo com a classe de serviço diferenciado de QoS.
- QoS baseado em reserva de recurso : os mecanismos baseados em reserva de recursos não garantem a todas as rajadas o acesso a todos os recur-

sos, isto é, não compartilham completamente, mas reservam alguns recursos, como por exemplo, para rajadas de maior prioridade.

A seguir são apresentados dois exemplos de modelos para o provisionamento de QoS em redes OBS baseados, respectivamente, em "*offset*" adicional e reagendamento. Como se poderá constatar, prover QoS em redes OBS requer um protocolo de sinalização de reserva de recursos que suporte a QoS, além de um algoritmo de agendamento de rajadas nos comutadores de rajada do núcleo da rede [79].

6.5.1. Protocolos de sinalização com suporte de QoS

Um protocolo para suporte a QoS em redes OBS é baseado no protocolo JET e é denominado JET priorizado (pJET) [80] [81]. Esse protocolo usa o tempo de "*offset*" como uma maneira de se prover diferentes classes de serviço em redes ópticas, sem armazenamento temporário. Havendo duas classes de serviço, a classe 1 que é a do serviço de prioridade mais alta e a classe 0 que é a do serviço de melhor esforço. Naturalmente, para que a classe 1 tenha uma prioridade mais alta na reserva de largura de banda, é atribuído um tempo adicional de "*offset*", t_{offset}, a esta classe. O valor de t_{offset}, é constante e bem maior do que o tempo de "*offset*" original do protocolo JET, t_0. Além disso, necessita ser maior do que o máximo comprimento de rajada entre todas as rajadas na classe 0. Com esse tempo de "*offset*" maior do que o máximo, a probabilidade de bloqueio de rajadas na classe 1 torna-se independente da carga oferecida na classe 0 e somente uma função da carga oferecida na classe 1. Por outro lado, a carga oferecida em ambas às classes determinará a probabilidade de bloqueio da classe 0.

A Figura 6.2 ilustra porque um pedido da classe 1 atribuído em *t* obtém uma prioridade mais alta para a reserva do que um pedido deslocado da classe 0. Seja t_{ci} o tempo de chegada do cabeçalho e t_{si} o tempo de início do serviço para uma classe *i* requerida (denotado por *req* (*i*)), onde $i = 0;1$ nesse exemplo. Seja ℓ_i a rajada solicitada pela classe *i*. São propostas as duas situações seguintes, onde os conflitos entre as duas classes são visíveis . No primeiro caso, como ilustrado na Figura 6.2(a), *req* (1) vêm primeiramente e reserva a largura de banda, e *req* (0) somente vem mais tarde.

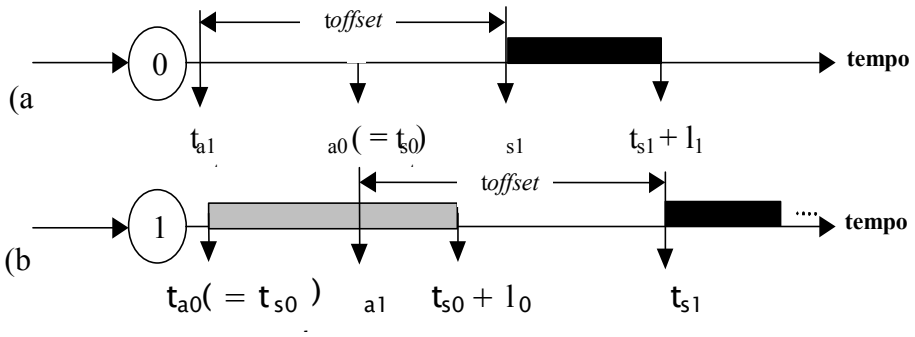


Figura 6.2 – *Tempo de "Off-set" para serviço garantido.*

Claramente, *req* (1) será bem sucedido e *req* (0) será bloqueado se $t_{a0} < t_{s1}$ e $t_{a0} + l0 > t_{s1}$ ou se $t_{a0} < t_{s1} + l1$. No segundo caso, req (0) chega, seguido por *req* (1) como mostrado na Figura 6.2 (b). Pode-se ver que como o t_{offset} para a classe 1 é maior do que máximo comprimento de rajada na classe 0, qualquer solicitação da classe 1 pode evitar ser bloqueada por um pedido da classe 0. Já foi desenvolvido um modelo analítico simples de avaliação da probabilidade de bloqueio em função de t_{offset} [79]. Para prover quase 100% de isolamento entre as classes 0 e 1, é suficiente ter o t_{offset} igual a 5 L0, onde L0 é o tamanho médio de rajada na classe 0 [79]. O principal problema com esse algoritmo é que ele introduz uma quantidade significativa de atraso em tráfego de alta prioridade. Uma avaliação do desempenho deste protocolo e suas variações é apresentado em [81]. .

6.5.2. Agendamento de rajadas em redes OBS

Quando uma rajada de controle chega a um nó, um algoritmo de agendamento é usado para se determinar o canal de comprimento de onda (e os FDLs se houverem disponíveis) do enlace de saída para a correspondente rajada de dados. As informações requeridas pelo agendador ("*scheduler*") como o tempo da chegada das rajadas e a sua duração são obtidos na rajada de controle. O agendador guarda a informação da disponibilidade das aberturas ("*slots*") de tempo em cada canal de comprimento de onda. Se houver FDL disponível no nó, o agendador seleciona, se necessário, um ou mais FDLs para atrasar a rajada de dados. Um canal de comprimento de onda é referido como *não-agendado* no tempo *t* se nenhuma rajada estiver usando esse canal no tempo *t* ou posteriormente. Um canal é referido como *sem uso no vazio* entre rajadas sucessivas e após a última rajada alocada ao canal.

Vários fatores afetam o desempenho do agendador de rede OBS. Primeiramente, ele deve selecionar os canais e os FDLs do comprimento de onda de maneira a reduzir a probabilidade de perda da rajada. Além disso, ele deve ser suficientemente simples para manipular um grande número de rajadas em um ambiente de alta velocidade. Finalmente, o agendador não deve provocar a chegada prematura de rajada de dados, ou seja, a rajada de dados não deve chegar antes que a rajada de controle seja processada. Diversos algoritmos de agendamento de canal de comprimento de onda foram propostos na literatura [78] [79], dentre eles, os descritos nas secções seguintes.

6.5.2.1. Algoritmo Primeiro Ajuste de Canal Não-Agendado (FFUC)

Para cada canal de saída de comprimento de onda, o algoritmo *Primeiro Ajuste de Canal Não-Agendado* (FFUC, de *First Fit Unscheduled Channel*) guarda a informação do tempo não-agendado. Sempre que uma rajada de controle chega, o algoritmo FFUC pesquisa, baseado em uma regra fixa, todos os canais de comprimento de onda, e aloca à rajada o primeiro canal que tem tempo não-agendado menor do que o tempo de chegada de rajada de dados. Sua principal vantagem é a simplicidade e o principal inconveniente é que resulta em alta probabilidade de descarte, porque não considera os intervalos vazios entre rajadas agendadas.

6.5.2.2. Algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível (LAUC)

A idéia básica do algoritmo *Último Canal Não-Agendado Disponível* (LAUC, sigla da denominação original *Latest Avaiable Unscheduled Channel*) é aumentar a utilização dos canais, minimizando os vazios existentes entre rajadas. Isso é conseguido selecionando-se o último canal de dados disponível não-agendado para cada chegada de rajada de dados. Como exemplo, considere que os comprimentos de onda λ_1 e λ_2 na Figura 6.3 estejam não agendados no tempo t_a e o comprimento de onda λ_1 seja selecionado para transportar uma nova rajada de dados em t_a. Nesse caso, o vazio no primeiro comprimento de onda será menor do que o vazio que seria criado se o segundo comprimento de onda fosse selecionado. Conseqüentemente, o LAUC produz um desempenho melhor em relação a perda de rajada do que o algoritmo de FFUC, desde que não requeira uma sobrecarga computacional. Entretanto,

como ele não leva em consideração os vazios entre rajadas, como é o caso do FFUC, ele ainda tem uma relativamente alta probabilidade de descarte.

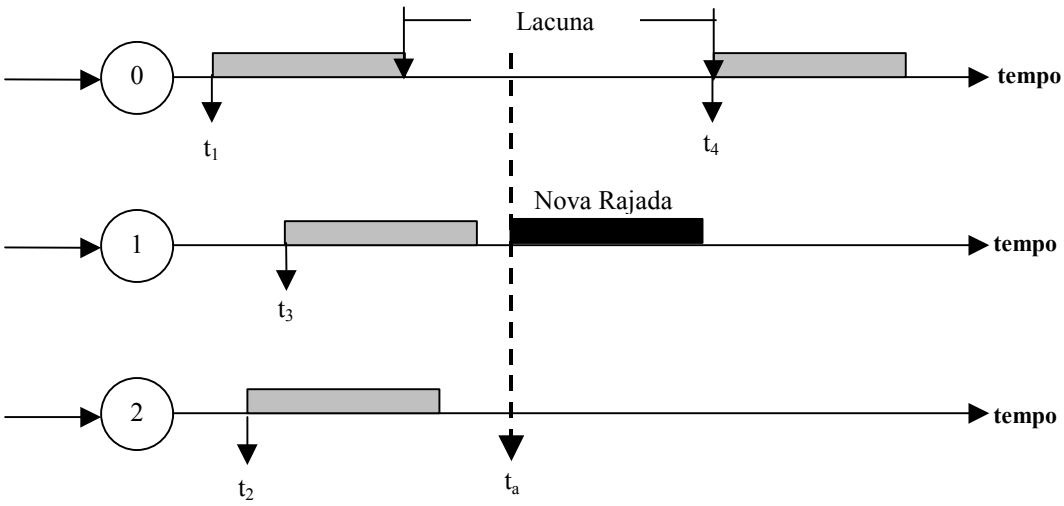


Figura 6.3 – *Exemplo de operação do algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível - LAUC.*

6.5.2.3. Algoritmo LAUC com Preenchimento de Vazio (LAUC-VF)

O vazio entre duas rajadas de dados no primeiro comprimento de onda da Figura 6.3 é uma capacidade de canal não utilizada. O algoritmo LAUC-VF é similar ao algoritmo LAUC exceto que vazios podem ser preenchidos por novas rajadas entrantes. A idéia básica desse algoritmo é minimizar os vazios selecionando o último canal sem uso disponível para cada rajada de dados entrante. Dado um tempo de chegada t_a de uma rajada de dados com duração L no comutador óptico, o agendador encontra primeiramente os canais de dados saintes que estão disponíveis para o período de tempo (t_a; $t_a + L$). Se houver ao menos um canal de dados, o agendador seleciona o último canal disponível, isto é, o canal que tiver uma menor abertura entre t_a e o fim da última rajada de dados imediatamente antes de t_a.

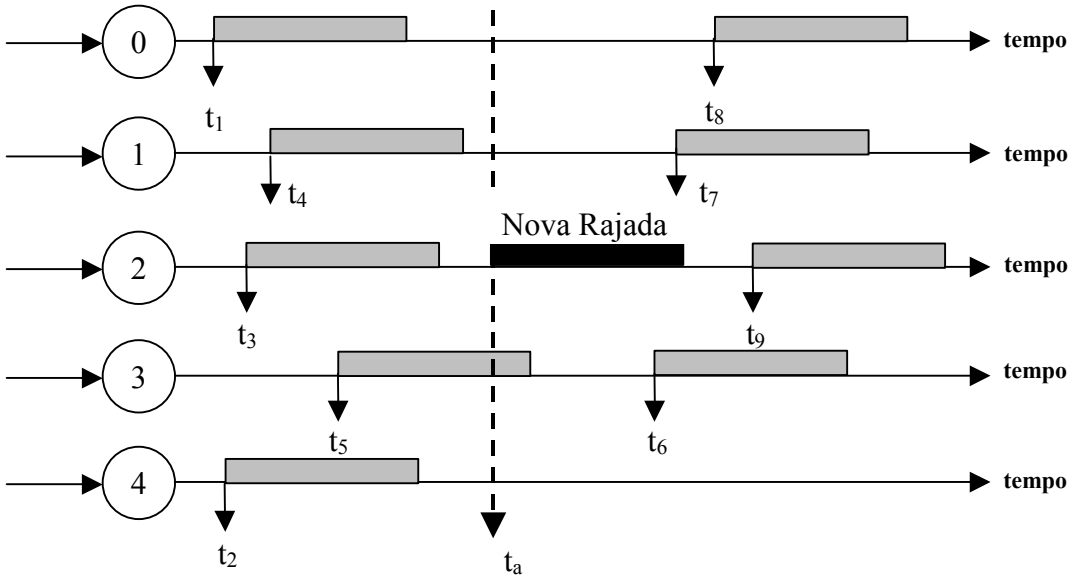


Figura 6.4 *–Exemplo de operação do algoritmo Último Canal Não-Agendado Disponível com Pre-enchimento de Vazio – LAUC-VF.*

A Figura 6.4 ilustra o algoritmo LAUC-VF. Uma rajada nova chega no tempo t_a. No tempo t_a os comprimentos de onda λ_1 e λ_3 são inelegíveis porque o vazio no canal 1 é demasiadamente pequeno para uma rajada nova, enquanto o canal 3 está ocupado. O algoritmo LAUC-VF escolhe o canal 2 desde que a rajada seja menor que a abertura. Desde que os vazios sejam usados eficientemente, o algoritmo de LAUC-VF apresenta desempenho melhor em termos de probabilidade de perda de rajada do que os algoritmos FFUC e LAUC. Por outro lado, ele é mais complexo porque guarda a informação de duas variáveis ao invés de uma, como nos outros algoritmos.

6.5.2.4. Algoritmo LAUC-VF generalizado (G-LAUC-VF)

O algoritmo G-LAUC-VF generaliza o algoritmo LAUC-VF para incluir características de QoS [78]. Nos elementos de rede do núcleo da rede, o agendador associado a um enlace estabelece as rajadas de dados (DB) que irão para esse enlace de saída. Para cada enlace, seu agendador mantém *n* filas Q_1, Q_2..Q_n, com o Q_i sendo usado para armazenar as rajadas de controle (CB) da classe *i* na ordem FIFO. Para

cada abertura de tempo ("*slot*"), o algoritmo é executado uma vez. Supondo que a classe *i* tenha prioridade mais alta que da classe *j* se *i* < *j*. O algoritmo é como segue.

For i =1 **to** n **do**
    While Q_i tiver CB pertencente ao atual *slot* **do**
        CB_i = dequeue ($Q_{i)}$;
        Use o algoritmo LAUC-VF para agendar DB_i correspondente a CB_i;
    end
end

Este algoritmo assegura que, para aquelas DBs cujos CBs estão em Qi sejam agendados antes DBs cujos CBs estejam em Qj, se i < j.

6.6. MPλS e GMPLS

6.6.1. O Protocolo MPλS

O MPLS ("*Multiprotocol Label Switching*"), conforme descrito no Capítulo 5, é um protocolo de comutação que usa um conjunto de rótulos para o encaminhamento do pacote. Os comutadores são capazes de fazer somente a consulta e a troca de rótulos. A pilha dos rótulos presentes no pacote decide a trajetória para o encaminhamento. Nenhuma outra informação é usada durante a comutação.

Estes conceitos do protocolo MPLS estão sendo estendidos ao domínio óptico, com a adoção das técnicas do plano de controle do MPLS para controlar um comutador óptico de conexão cruzada (OXC) e de comprimentos de onda em lugar de rótulos numéricos, conceitualmente equivalentes. O MPλS ("*Multiprotocol Lambda Switching*") é essa extensão do protocolo MPLS no domínio óptico [73].

No MPλS, a camada de canais ópticos da rede admite a conexão fim-a-fim de trilhas de canais ópticos entre pontos de acesso. Em redes de dados, todas as funções cruciais são executadas pelo plano do controle da Engenharia de Tráfego do MPLS. Similarmente, a camada de canal óptico da rede fornece as seguintes funções:

- Roteamento,
- Monitoração,
- "*Grooming*",

- Proteção e
- Restauração dos canais ópticos.

Nesta contexto, OXCs programáveis, com estruturas de comutador reconfigurável e planos de controle relativamente inteligentes, são críticos para a realização das funções da camada óptica, especialmente em redes ópticas em malha.

As funções do plano de controle incluem identificação de recursos, controle distribuído de encaminhamento e gestão de conexões. Estas funções devem permitir o estabelecimento de canais óptico, suporte de funções de Engenharia de Tráfego e esquemas de proteção e restauração de conexões. Uma trajetória óptica ("*lightpath*") pode consistir num único comprimento de onda ao longo do percurso na rede óptica de transporte (propriedade de continuidade de comprimento de onda) ou numa concatenação de comprimentos de onda (o que determina a necessidade de conversão). A mesma arquitetura de controle pode ser usada para controlar LSRs e OXCs, que deste ponto de vista, apresentam algumas propriedades comuns. Em ambos os casos existem separação do plano de controle do plano de dados.

Os canais ópticos podem ser configurados de forma estática ou podem ser dinamicamente estabelecidos, como no caso de MPλS. Em qualquer um dos casos, trata-se de uma forma de comutação de circuitos ("*Optical Circuit Switching*"), uma vez que não existe processamento individual de pacotes transportados no canal óptico. Este último é o objetivo da comutação óptica de pacotes OPS ("*Optical Packet Switching*").

6.6.1.1. O Plano de Controle do MPλS

O plano do controle da engenharia do tráfego do MPλS compreende os requisitos dos comutadores ópticos de conexão cruzada (OXCs) e outros componentes do sistema. Isto decorre da síntese de novos conceitos na engenharia de tráfego IP, permitida pela comutação de rótulo, e no plano tradicional de controle da camada IP. Isto estabelece a estrutura para o modelo de plano do controle da engenharia do tráfego do MPλS, que inclui a identificação do recurso por protocolos como o IGP ("*Interior Gateway Protocol"*), a troca de informação do estado da rede (topologia, dados da disponibilidade do recurso), o cálculo da trajetória para se decidir pela rota em

um roteamento explícito e a gerência da rota que executa atividades como o relocação da trajetória, manutenção, colocação e distribuição da rótulo.

Tendo tais módulos independentes, há uma melhora do desempenho do sistema total. O plano do controle de MPλS é para ser executado usando módulos eficientes que executam o conjunto das operações acima. A implementação deve ter um plano de controle integrado e cada componente, como, por exemplo, um OXC ou roteador comutador de rótulo, não deve ter plano de controle diferente. O plano do controle da engenharia de tráfego do MPLS é apropriado para aquele de OXCs. O OXC que usa esse plano do controle é um dispositivo IP endereçável. Assim, estabelece-se uma nova arquitetura para o plano do controle de MPLS.

6.6.2. A Arquitetura GMPLS

O MPλS constituiu uma primeira generalização do conceito MPLS. No entanto, o IETF especificou recentemente a arquitetura GMPLS ("*Generalized Multiprotocol Label Switching*") [85] [86], que estende o MPLS de maneira tal que passa a incluir múltiplas dimensões de comutação:

- Temporal: comutação de pacotes (IP, ATM) e de circuitos (SDH, PDH, G.709);
- Comprimento de onda: comutação óptica de circuitos;
- Espacial: comutação de fibras ou porta.

O GMPLS foi projetado para permitir o controle de redes do transporte incluindo Gerência da Camada de Enlace, funções de OAM (Operação, Administração e a Manutenção), sinalização e roteamento usando o IP como protocolo de transporte.

Uma arquitetura unificada do plano de controle permite controlar uma variedade de planos de transporte de dados, independentemente do tipo de meio ou de equipamento, o que exige extensões aos atuais protocolos de sinalização e encaminhamento. Em GMPLS existe um Plano de Controle único, comum a vários Planos de Dados. A Tabela 6.1 a seguir apresenta os componentes deste Plano de Controle único e suas funções.

Tabela 6.1 – *Componentes do Plano de Controle do GMPLS [85]*

Componente	**Funções**
Gerência de Enlace: Protocolo de Gerência de Enlace (LMP – "*Link Management Protocol*")	• Descobrimento da vizinhança • Manutenção da operação do canal de controle • Verificação da conexão do enlace de dados • Informação das características do enlace • Cancelamento de alarmes • Localização de falhas de enlace
Roteamento: Protocolo OSPF-TE ("*Open Shortest Path First-Traffic Engineering*")	• Distribuição da informação de Engenharia de Tráfego do enlace • Aviso aos nós da rede sobre a topologia • Cálculo da trajetória mais curta restringida • Roteamento da informação para o plano de controle e de dados.
Sinalização: Protocolo RSVP-TE ("*Resource ReserVation Protocol – TrafficEngineering*")	• Sinalização de estabelecimento/ finalização/reinício de trajetórias com requisitos de QoS • Uso do canal de controle para estabelecimento de uma trajetória LSP ("*Label Switched Path*") • Suporte a reinício de trajetórias • Suporte aos registros de rota

O Plano de Dados é estendido para suportar comutação de pacotes (MPLS), comutação de comprimentos de onda (MPλS), comutação de canais físicos ("*time slots*") ou até mesmo fibras. Um rótulo pode ter diferentes formas, conforme a infra-estrutura de rede:

- Ethernet: o rótulo é transportado num campo entre cabeçalhos dos protocolos LLC e IP;
- ATM: o rótulo é um VPI/VCI e viaja com a célula;
- Frame Relay : o rótulo é um DLCI e viaja com o quadro;
- TDM: o rótulo é um "*time slot*";
- WDM/DWDM: um comprimento de onda pode ser usado como rótulo.

Desta forma, as interfaces de um LSR ("*Label Switching Router*") podem ser classificadas em:

1. Interfaces PSC ("*Packet Switch Capable*"): nestas interfaces as decisões de encaminhamento são tomadas tendo em vista informações presentes no cabeçalho dos pacotes ou células que por ela trafegam;
2. Interfaces TDM ("*Time Division Multiplex*"): nestas interfaces, o encaminhamento dos dados é baseado no "*time slot*" em um ciclo repetido no qual os dados chegam;
3. Interfaces LSC ("*Lambda Switch Capable*"): nestas interfaces, os dados são encaminhados tendo como fator de decisão o comprimento de onda no qual os dados chegaram;
4. Interfaces FSC ("*Fiber Switch Capable*"): nestas interfaces os dados são enviados tendo como ponto de decisão a fibra na qual os dados forem recebidos.

Uma trajetória no GMPLS só pode ser estabelecida entre interfaces do mesmo tipo e, assim como no MPLS, é denominada LSP ("*Label switching Path*"). Adicionalmente, em GMPLS, analogamente ao MPLS, existe o conceito de LSP encapsulado que permite a criação de uma hierarquia de encaminhamento que pode ocorrer entre interfaces do mesmo tipo ou entre interfaces de tipos diferentes, desde que o tipo da interface de entrada seja o mesmo tipo de interface de saída do LSP.

Outro conceito importante presente no GMPLS é o agrupamento de enlaces paralelos, como por exemplo, agrupando-se um conjunto de fibras que conectam dois roteadores. Estas fibras agrupadas operam como se fossem uma só, reduzindo assim a quantidade de informações de roteamento a serem propagadas.

O GMPLS é baseado nas extensões de engenharia de tráfego para MPLS, sendo portanto necessária a definição das extensões para engenharia de tráfego nas interfaces TDM, FSC e LSC, considerando que para a PSC, elas já estão em sua maioria definidas.

Capítulo 7 - Considerações Finais

7.1. Introdução

Neste capítulo final, destaca-se o relacionamento entre os mecanismos clássicos de provisionamento de QoS na Internet e comenta-se sobre a otimização destes mecanismos, quando aplicados a Redes IP sobre DWDM. Destacam-se também o uso de diversos mecanismos não clássicos de QoS, como o MPLS e MPλS, o QoSR e o uso de Engenharia de Tráfego. No final do capítulo e do trabalho, é apresentado um modelo para futuras redes IP sobre DWDM, as conclusões finais e sugestões para trabalhos futuros.

7.2. Relacionamento entre os modelos clássicos de provisionamento de QoS na Internet

Embora haja sobreposição de interesses entre os modelos de provisionamento de QoS na Internet apresentados no Capítulo 5, existem aspectos diferentes entre eles. Por solucionar problemas distintos, é possível combiná-los em uma única arquitetura integrada para QoS na Internet. É provável que esses modelos devam ser utilizados em conjunto, para formarem uma plataforma onde possam oferecer serviços fim a fim [60] [61] [69]. Como não se sabe exatamente a melhor forma de oferecer QoS na Internet, ainda não estão prontas as especificações de padronização de interfaces entre os modelos.

É importante distinguir entre as funções de cada um dos modelos apresentados, para facilitar a compreensão de como podem interagir. IntServ e DiffServ representam o rompimento com o modelo tradicional de melhor esforço para oferecer serviços com garantias de QoS. Representam visões distintas dos mecanismos que devam ser utilizados. IntServ é baseado em reserva de recursos e pode oferecer garantias rígidas a determinados fluxos de dados. O empecilho para sua utilização em larga escala na construção de serviços fim a fim é a falta de escalabilidade. DiffServ é uma arquitetura escalável, mas oferecem garantias apenas para agregações de fluxos. Por isso, provavelmente será empregado para QoS na Internet. No entanto, pode-se usar IntServ com sucesso em segmentos de rede onde a escalabilidade não represente grande problema [37].

7.3. O Uso de MPLS, MPλS e GMPLS.

O MPLS é uma técnica de encaminhamento de pacotes, não necessariamente direcionada para o provisionamento de QoS. Pode ser utilizada na construção de trajetórias que tenham recursos para sustentar as necessidades de desempenho de certos fluxos de dados. Os pacotes que trafegam por essas trajetórias podem receber tratamento diferenciado dentro dos roteadores. MPLS representa um rompimento ou uma evolução com o mecanismo tradicional de encaminhamento de pacotes da Internet, chamado de salto a salto ("*hop-by-hop*").

O MPLS oferece múltiplas vantagens sobre soluções anteriores, permitindo suportar infra-estruturas de redes com capacidade de integração e diferenciação de serviços. Algumas das vantagens não são exclusivas do MPLS e, por outro lado, MPLS tem de ser combinado com outros mecanismos (por exemplo, QoS) para se tirar total partido dos seus atributos. Um argumento forte a favor do MPLS é a combinação das seguintes propriedades:

- Escalabilidade do ponto de vista do número de nós e fluxos de tráfego;
- Flexibilidade, uma vez que não restringe a tecnologia de comutação;
- Simplicidade e rapidez da comutação de rótulos, o que garante elevado desempenho;
- Capacidade de suportar percursos definidos por critérios de Engenharia de Tráfego e diferenciação de serviços, essencial para a provisão de QoS;

As propriedades de escalabilidade e Engenharia de Tráfego são importantes para a implantação do MPLS em curto prazo, pois permitem criar uma infra-estrutura de elevado desempenho, elevada capacidade e pequena latência, possibilitando economias de escala, oferta de novos serviços (por exemplo, VPNs, segregação de tráfego por CoS, etc.) e restauração rápida de rotas. Por outro lado, os operadores podem tirar partido dos investimentos feitos na tecnologia ATM, usando LSRs baseados em ATM ou MPLS sobre ATM num modelo de sobreposição de camadas (neste caso, LSRs MPLS comunicam-se através de uma rede ATM).

O MPλS é o protocolo de comutação usado na camada óptica. A camada de canais ópticos da rede admite a conexão fim-a-fim de trilhas de canais ópticos entre pontos de acesso. Em redes de dados, todas as funções cruciais são executadas pelo

plano do controle da engenharia do tráfego do MPLS. Similarmente, a camada de canal óptico da rede fornece as funções de roteamento, monitoração, *grooming*, proteção e restauração dos canais ópticos. Nesta situação, OXCs programáveis, com estruturas de comutador reconfigurável e planos de controle relativamente inteligentes, são críticos para a realização das funções da camada óptica, especialmente em redes ópticas em malha.

Uma rede DWDM é similar a uma rede ATM em relação à comutação. As redes ATM executam a comutação do pacote baseada no número do circuito virtual, enquanto em redes DWDM a camada de canal óptico executa a comutação baseada no comprimento de onda do sinal (ou do pacote). Daí o nome de comutação em comprimento de onda ("*lambda switching*") aplicado à rede óptica. Uma trilha de canal óptico é a seqüência completa dos comprimentos de onda utilizados em cada enlace pelo pacote IP em trânsito. Esta seqüência é similar à pilha dos rótulos no MPLS. Se o nó não contiver um conversor do comprimento de onda, então o identificador do circuito (neste caso um comprimento de onda ligado pela largura de banda operacional) tem significado global. A conexão cruzada contém portas diferentes, cada uma caracterizada por um comprimento de onda original e é responsável por comutar os pacotes.

O MPλS tem atualmente muitas limitações. Por exemplo, não suporta TDM e não provê armazenamento temporário dos pacotes. Por isto, nenhum algoritmo de agendamento é requerido. Os pacotes são enviados como e quando chegarem. A grande capacidade da fibra facilita essa operação. A implementação da comutação de comprimento de onda é, atualmente, específica do fabricante e impede a interoperabilidade dos sistemas.

A integração do IP e do DWDM é facilitada pelo GMPLS, como uma generalização de MPLS e de sua variante MPλS. Usando o comprimento de onda como rótulo para a LSP, o GMPLS oferece uma alternativa eficaz do plano de controle à rede óptica e fornece a oportunidade da integração sem remendos do IP ao DWDM. A trajetória de luz criada pelo GMPLS no domínio óptico, trabalha como um túnel LSP para um LSP fim a fim, no domínio do IP.

A generalização do MPLS (GMPLS) e, em particular, a sua extensão no domínio óptico (MPλS), permite aos operadores de serviços de telecomunicações investirem de forma segura numa infra-estrutura de rede para uso em longo prazo.

7.4. O Uso da QoSR

A QoSR é uma técnica de roteamento que encontra trajetórias que atendam às necessidades de QoS de determinados fluxos, mas não é uma técnica de provisionamento de QoS. Apenas indica qual a rota mais adequada para que os níveis de QoS possam ser mantidos. Sem um mecanismo de provisionamento de QoS, como por exemplo o IntServ ou o DiffServ, é possível que, quando os pacotes forem roteados por uma trajetória escolhida por QoSR, este talvez não atenda mais às necessidades daquele QoS [37]. Por outro lado, ele também não é um mecanismo de encaminhamento, ou seja, ele pode descobrir novas rotas, mas não tem como impor que pacotes de certos fluxos sigam essas rotas. Portanto, sua utilização faz mais sentido quando se modifica o mecanismo de encaminhamento básico, por exemplo, com a utilizaçãp do MPLS.

7.5. O Uso da Engenharia de Tráfego

A engenharia de tráfego não é uma técnica específica de provisionamento de QoS, mas um processo de gerenciamento de tráfego. Ela pode ser realizada manualmente, usando algum mecanismo de transmissão para desviar tráfego por trajetórias alternativas, ou utilizando alguma técnica automatizada que conhece as informações da camada IP da Internet, como os modelos de provisionamento de QoS. Ou seja, dados os seus objetivos de desempenho, a engenharia de tráfego pode ser considerada como um processo que necessita de ferramentas, as quais podem ser baseadas em IntServ/RSVP, DiffServ, MPLS e QoSR. Uma maneira de realizar a engenharia de tráfego com as abordagens acima poderia ser acompanhar o roteiro detalhado a seguir [37]:

- Os fluxos requisitam níveis de QoS desejados, ou certas classes de serviço são configuradas com algum tipo de provisionamento dinâmico de recursos;
- A QoSR encontra rotas adequadas às necessidades de QoS do tráfego na rede;
- MPLS é usado para fixar fluxos às rotas adequadas;

- Dependendo da necessidade e trecho da rede em questão, RSVP pode ser utilizado para fazer reservas de recursos, ou agregações de fluxos podem ser formadas para receber encaminhamento de acordo com os PHBs DiffServ.

A Figura 7.1 apresenta uma arquitetura exemplificando a utilização dos mecanismos de provisionamento de QoS usando estas abordagens.

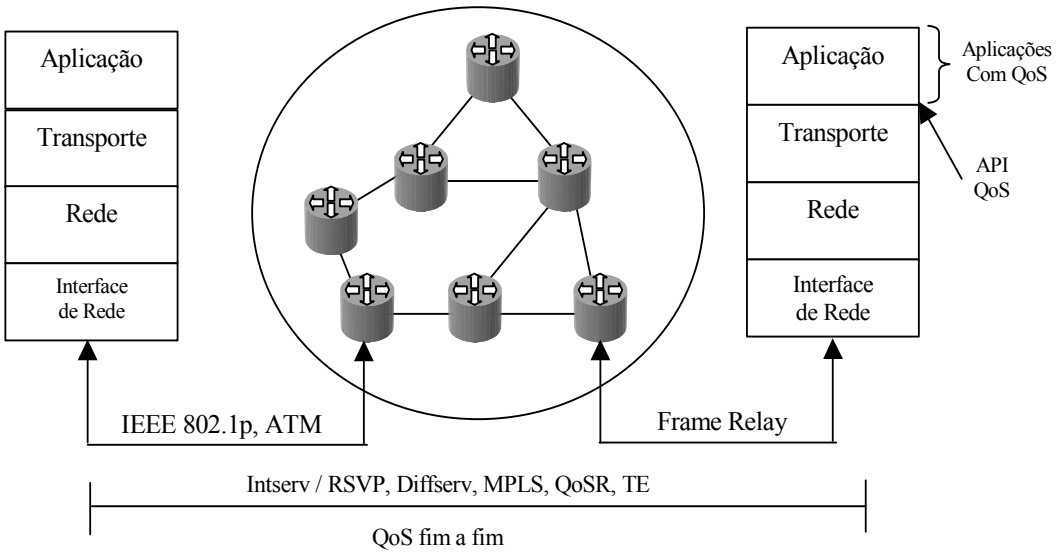


Figura 7.1 – *Arquitetura de QoS fim a fim e de cima a baixo, adaptado de [37].*

Segundo [37], não é necessário utilizar todas as abordagens em conjunto, dependendo de uma análise da relação custo/benefício. Alguns padrões estão sendo desenvolvidos para a utilização conjunta de algumas abordagens, como os exemplificados a seguir:

- Engenharia de tráfego com MPLS [74] e RSVP [76] e para IntServ e DiffServ [75];
- Uso de QoSR em Engenharia de tráfego [71];
- Interoperabilidade entre redes IntServ e DiffServ [70] [83];
- Utilização de DiffServ em uma rede MPLS [84].

7.6. A Futura Arquitetura de Rede IP sobre DWDM

Uma futura arquitetura de rede IP sobre DWDM provavelmente se baseará em MPLS, MPλS ou em sua generalização GMPLS [8]. Incluirá um plano do controle que tratará restrições como a taxa de dados, atenuação, dispersão, comprimento e

atraso e utilizará a entrada do rótulo do próximo salto (NHFLE – "*Next hop forwarding label entry*") para determinar a porta de saída (ou a trajetória) de um pacote ou comprimento de onda. O plano do controle deverá ser forçado pela gerência de rede para ter um canal dedicado de supervisão e cada OXC é um dispositivo IP endereçável. As sub-redes atuarão como um único nó abstrato que executará restaurações dentro dele mesmo.

A pilha de protocolo requerida para se conseguir esses objetivos, é mostrada na Figura 7.2. Nesta pilha, o plano de controle do MPLS/MPλS/GMPLS controla todas as conexões. A estrutura do comutador executa a comutação de pacote/comprimentos de onda e o plano de dados é responsável por transmitir os pacotes. O comutador mantém o mapeamento entre o pacote/comprimento de onda e a porta na entrada e o comprimento de onda/pacote e a porta na saída. Uma tabela assegura que os pacotes alcancem o destino apropriado, de maneira similar ao roteamento de comprimento de onda.

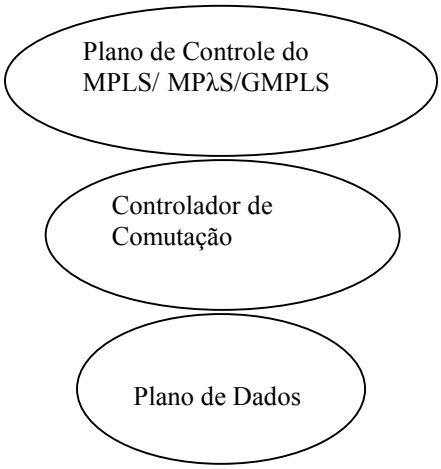


Figura 7.2 – *Uma possível arquitetura para rede do futuro.*

7.7. Conclusões finais

Uma rede multi-serviço IP necessita prover Qualidade de Serviço (QoS) para diferentes aplicações e usuários, simultaneamente. Tais redes multimídias IP estão se tornando cada vez mais reais com os avanços da tecnologia. Estes avanços incluem vários mecanismos de QoS, como por exemplo, a arquitetura Serviço Diferenciado (DiffServ) e a arquitetura MPLS, os componentes da rede física subjacente,

como por exemplo, a tecnologia óptica DWDM e sua integração na forma de múltiplos planos de controle de propósitos gerais do GMPLS. Os conceitos sobre multiplexação óptica, os diferentes tipos de redes ópticas, as redes IP sobre DWDM, os conceitos de QoS e os diferentes mecanismos de provisionamento de QoS nas redes IP, vistos nos capítulos 2 a 5 deste trabalho, compreendem conceitos básicos e indispensáveis na concretização destas redes em geral.

O MPLS em especial, mostrado no capítulo 5, foi especificado para as redes por comutação de pacote. Ele oferece vantagens na Engenharia do Tráfego, quando comparado a outros mecanismos do roteamento, introduzindo um melhor desempenho no encaminhamento de pacotes. Ou seja, o MPLS foca principalmente no plano de dados, enquanto o GMPLS mostrado no capítulo 6, ao contrário, foca no plano de controle. O GMPLS estende o conceito de trajetória comutada de rótulo (LSP – "*Label Switched Path*") e Roteadores comutadores de rótulo (LSRs – "*Label Switched Routers*") para sistemas capazes de comutar comprimento de onda e fibra. Assim, o GMPLS permite a hierarquia de LSP (um LSP dentro de outro) em camadas diferentes da arquitetura de rede. Nesta hierarquia, uma trajetória comutada de pacotes pode se abrigar dentro de uma trajetória comutada de comprimento de onda que, por sua vez, pode se abrigar dentro de uma fibra óptica. O GMPLS executa também a gerência da conexão dentro das redes ópticas, provendo serviço fim-a-fim para os diferentes serviços pertencentes às diferentes classes de serviço (CoS). Esta gerência inclui a criação, mudança das características e finalização de conexão.

O MPLS é a introdução de um novo conceito de circuito virtual em redes IP convencionais. A combinação do MPLS com redes ópticas provê mecanismos de engenharia de tráfego, tunelamento e criação de classes de serviços associados a uma largura de banda suficiente para transportar com facilidade informações isócronas. Um problema remanescente em redes ópticas é prover restauração rápida, especialmente, em ambientes distribuídos. Soluções proprietárias têm sido propostas para este problema, mas há dificuldades de interoperabilidade entre as diferentes implementações apresentadas pelos fabricantes. O sucesso da adoção do protocolo MPLS elimina a necessidade de propagar atualizações de roteamento pela rede, no caso de uma falha do nó, reduzindo o roteamento a um problema da camada IP.

O DWDM é a tecnologia de multiplexação óptica que permite melhor explorar a capacidade da fibra, transmitindo simultaneamente pacotes de dados sobre múltiplos comprimentos de onda. Como visto no capítulo 2, a multiplexação e a comutação óptica dão origem aos diferentes tipos de redes ópticas - com Roteamento por Comprimento de Onda (WR), de Comutação Óptica de Pacotes (OPS) e de Comutação Óptica de Rajadas (OBS). Nas redes WR, uma trajetória toda óptica é estabelecido entre bordas da rede. Esta trajetória óptica, também chamada trajetória λ comutada (λSP – "*λ Switched Path*"), é criada reservando-se um canal de comprimento de onda dedicado em cada enlace ao longo da trajetória. Entretanto, as redes WR não compartilham estatisticamente os recursos, e, conseqüentemente, provêem uma baixa utilização baixa da largura de faixa. Para superar esta deficiência, pode-se considerar uma arquitetura de rede onde diferentes redes MPLS para classes diferentes do tráfego, são construídas sobre a rede WR. Assim, a cada λSP é atribuído uma LSPs que carrega uma agregação de fluxos de tráfego na mesma classe do tráfego. Para cada tipo de rede óptica DWDM - redes ópticas com roteamento por comprimento de onda (WR), redes ópticas com comutação óptica de pacote (OPS) e redes com comutação ópticas de rajadas (OBS), foram mostrados no capítulo 6 os mecanismos de provisionamento de QoS.

As propostas de QoS para redes ópticas do tipo WR são as mais maduras comparadas àquelas para OPS e OBS, devido à simplicidade da técnica de comutação em si mesma e ao fato de que nenhum armazenamento óptico temporário é necessário para implementar estas propostas. Por outro lado, as propostas para o provisionamento de QoS em redes OPS estão ainda em estágios de pesquisa e muitos problemas necessitam ser resolvidos antes que estas propostas se tornem realidade. Entretanto, os mecanismos de QoS em redes ópticas do tipo OBS são muito promissores pois são simples e não requerem nenhum armazenamento temporário. É evidente que, partindo-se dos resultados das pesquisas atuais, ainda há muito trabalho a ser feito até que os mecanismos de QoS sejam largamente utilizados nas Redes IP sobre DWDM, vencendo principalmente limitações de tecnologia impostas pela falta de memórias ópticas e das limitações dos dispositivos de conversão E/O e O/E.

O GMPLS estende a arquitetura MPLS para atender também a dispositivos nos quais o plano de encaminhamento não reconhece nem limites de pacotes, nem de

células, e, em função disso, não são capazes de encaminhar dados baseados em informações transportadas tanto no cabeçalho de pacotes como no de células. Especificamente, tais dispositivos fazem parte de tecnologias onde a decisão de encaminhamento é baseada em "*timeslots*" , comprimentos de onda ou portas físicas.

O GMPLS vem sendo considerado a melhor proposta para integrar as tecnologias IP e DWDM, primeiro porque ele pode ser usado como poderoso instrumento para a Engenharia de Tráfego, e segundo porque ele é facilmente adequado à tecnologia DWDM quando comprimentos de onda são usados como rótulos. O GMPLS é solução proposta de plano do controle para a próxima geração de rede óptica. Ele é uma extensão do MPLS que permite trajetórias de luz comutadas de rótulo (G-LSPs), se estabelecerem e se finalizarem automaticamente, por meio de protocolo sinalização. É a primeira etapa da integração das arquiteturas de rede de dados e óptica. O GMPLS reduz os custos operacionais da rede com rede, pois permite uma gerência e operação mais facilitada.

Como IP sobre DWDM é um conceito para se definir o envio de pacotes IP diretamente sobre a camada óptica usando DWDM, a multiplexação e a comutação óptica trouxeram funcionalidades de multiplexação e comutação que antes eram providas somente na camada IP e agora têm sido incorporadas à camada óptica. Os mecanismos de QoS para as redes ópticas, os algoritmos e os protocolos, vem criando uma visão de que a rede óptica pode fornecer serviços fim a fim, completamente no domínio óptico, sem ter que converter o sinal para o domínio elétrico entre as pontas. No entanto, os mecanismos de redes IP e redes ópticas estão em estágios diferentes da maturidade.

A tabela 7. 1 a seguir propõe uma taxonomia para QoS em Redes IP sobre DWDM, identificando e qualificando cada um dos principais mecanismos de provisionamento existentes nos dois ambientes – de pacotes e óptico.

Tabela 7.1 – *Taxonomia de QoS em Redes IP sobre DWDM*

	Camada IP	**Protocolos**
Engenharia de Tráfego	**Mecanismos de QoS**	
	Serviço de Melhor Esforço (*Best Effort*)	
	Serviços Integrados (IntServ) Serviço Garantido Serviço de Carga Controlada	Reserva de Recursos - RSVP
	Serviços Diferenciados (DiffServ)	
	Mecanismos de Roteamento/Comutação	
	Comutação de Pacotes	RIP, OSPF
	Comutação de Rótulo	MPLS, LDP, RSVP, OSPF-TE
	Roteamento baseado em Restrições	QoSR
	Camada DWDM	**Protocolos**
Engenharia de Tráfego	**Mecanismos de QoS**	
	Serviços Diferenciados	
	Serviços Diferenciados Garantidos	
	Mecanismos de Roteamento/Comutação	
	Roteamento por Comprimento de Onda (WR)	
	Comutação Óptica de Pacotes (OPS)	
	Comutação Óptica de Rajadas (OBS)	pJET
	Comutação de Rótulo Comprimento de Onda	MPλS, LDP, RSVP, OSPF-TE
	Comutação de Rótulo Genérica	GMPLS, LDP, RSVP, Extensões OSPF-TE

.

7.8. Sugestões para trabalhos futuros

As novas perspectivas de pesquisa que estão surgindo da combinação das tecnologias IP com DWDM ("*Dense Wavelength Division Multiplexing*") apresentam uma excelente oportunidade para reformular alguns aspectos dos mecanismos de

sinalização e controle das redes ópticas, para melhor adequá-los às futuras gerações de redes puramente ópticas. Dentro deste contexto, as tecnologias OBS ("*Optical Burst Switching*") e GMPLS ("*Generalized Multiprotocol Label Switching*") vêm se destacando por sinalizarem com soluções mais flexíveis e eficientes na alocação de recursos.

Um importante trabalho a ser desenvolvido no futuro é a introdução de parâmetros de QoS nos protocolos de roteamento IP sobre DWDM, como o OSPF, fazendo com que os protocolos não levem somente informações de topologia, mas também informações de carga da rede, como por exemplo à disponibilidade máxima da largura de banda nos enlaces. Com isto, as rotas poderiam ser escolhidas levando-se em consideração parâmetros da largura de banda, além dos parâmetros de topologia. No entanto, este desenvolvimento requer uma análise de que benefícios são conseguidos desenvolvendo-se a gerência de tráfego na camada óptica (e não na camada IP). Em muitos casos, a camada IP pode ser modificada para que se leve em conta o roteamento baseado nas condições de carga da trajetória óptica, evitando a sobreposição de funcionalidades e, por conseguinte, melhoria do desempenho da rede.

É fundamental que sejam desenvolvidos novos trabalhos nesta área, com a finalidade de se analisar efetivamente quais as funcionalidades devem permanecer na camada IP e quais funcionalidades poderão migrar para a camada óptica, otimizando, portanto o provisionamento da Qualidade de Serviço entre camadas e, portanto, na arquitetura IP sobre DWDM

Por fim, espera-se que este trabalho contribua na disseminação das redes IP sobre DWDM, em especial sobre a qualidade de serviços nessas redes, considerando que a disponibilidade de banda é algo que sempre se persegue. Por mais superdimensionado que um enlace possa ser , ele está sujeito no futuro a uma "*rajada*" ou um perfil de tráfego que ele não previa e por isto não suportado, o que leva a necessidade de mecanismos de QoS em qualquer rede que se queira garantia do nível de serviço.

.

Referências Bibliográficas:

[1] Baker, F. "Requirements for IP Ver 4 Routers", *IETE RFC 1812*. June 1995. 175 p.

[2] Nichols, K. et. al. "Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers". *IETF RFC 2474*. Dec. 1998. 20 p.

[3] Braden, R. et. al. "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview". *IETF RFC 1633*. June 1994. 33 p.

[4] Black, D. et al. "An Architecture for Differentiated Services". *IETF RFC 2475*, Dec. 1998. 36 p.

[5] IETF. *Internet Engineering Task Force*. Sítio na Internet: www.ietf.org . Acesso em: 12 abr. 2006.

[6] O'Mahony et al. "The Application of Optical Packet Switching in Future Communication Networks". *IEEE Communications Magazine*, v.39, n.3, pp.128-135. Mar. 2001.

[7] Martins, J. "Qualidade de Serviço (QoS) em Redes IP - Princípios Básicos, Parâmetros e Mecanismos". *JSMNet Networking Reviews*, v.1, n. 1., p. 1-30. Set.1999.

[8] Seetharaman, S. "IP over DWDM". Ohio State University. Nov. 1999. Disponível em: http://www.cse.wustl.edu/~jain/cis78899/ftp/ip_dwdm/index.html, Acesso em: 20 dez. 2005.

[9] Jain, R. "References on Optical Networks and IP over DWDM". Ohio State University. June 2004. Disponível em http://www.cse.wustl.edu/~jain/refs/opt_refs.htm . Acesso em: 20 dez. 2005.

[10] Keiser, G. "Optical fiber communications". 3 rd Edition. New York: McGraw-Hill. 1999.624 p.

[11] Bajaj, S., et. al. "Improving Simulation for Network Research". *Technical Report 99-702b*, USC. Mar.1999. 11 p.

[12] Miller, S. E. and Chynoweth, A. G. "Optical fiber telecommunications". Academic Press, New York. 1979.

[13] Castro, M.F. “Redes Neurais na Estimativa da Capacidade Requerida em Comutadores ATM”. 1999. 138 f. Tese (Mestrado em Ciência da Computação) - Departamento de Computação, Universidade Federal do Ceará, Fortaleza. 1999.

[14] Kartalopoulos, S.V. “Fault Detectability in DWDM - Toward Higher Signal Quality and System Reliability”. New York: *IEEE Press*, 2001. 165 p.

[15] Abbade, A. L. R. e Caputo, M. R. C. “Aplicação do OTDR na Análise de Problemas de Atenuação em Fibras Ópticas: Estudo de Casos”. Revista Científica Periódica – Telecomunicações, v. 5, n. 2, pg 25-33. Dez. 2002.

[16] Mas, C., Thiran, P. “An Efficient Algorithm for Locating Soft and Hard Failures in WDM Networks”. *IEEE Journal*, v.18, n.10, pp.1900-1911. Oct. 2000.

[17] Nascimento, A.S. “Desenvolvendo Agentes Inteligentes para a Gerência Pró-Ativa de Redes ATM”. 1999. 166 f. Tese (Mestrado em Ciência da Computação) - Departamento de Computação, Universidade Federal do Ceará, Fortaleza. 1999.

[18] Laferrière, J., Taws, R. and Wolszczak, S. “Guide to fiber optic measurements”, *Wavetek*, France. Mar.1998.

[19] Wilner, Alan. “Key limitations in WDM systems and networks”. *Conference Proceedings, SPIE*, v. CR 71, pp. 220-245. Jan.1999.

[20] Gruner, L. et al. “Dispersion compensating fibers”. *Journal of Lightwave Technology*, v. 23, n. 11, pp. 3566- 3579. Nov. 2005.

[21] Shen, C. Lu; T.H. Cheng; M.K Rao. “Effect ot Bit Pattern Misalignment on Coherent Crosstalk in Optical Add/Drop Multiplexers”. *IEEE Photonic Technology Letters*. v. 12, n. 7. Jul. 2000.

[22] ITU-T G.805 Recommendation - Generic Functional Architeture of Transport Networks. *International Telecommunication Union*. Mar. 2000.

[23] McGuire, A.; Bonenfant, P. “Standards: the blueprints for optical networking”. *IEEE Communications Special Issue on "Optical Networking Has Arrived",*.v. 36, n. 2. Feb. 1998.

[24] ETSI ETS 300 417-1-1 Recommendation - Generic functional requirements for Synchronous Digital Hierarchy (SDH) transmission equipment. Part 1-1:

Generic processes and performance, Transmission and Multiplexing (TM) - Synchronous Digital Hierarchy (SDH), Multiplexing Structure. *European Telecommunications Standards Institute*. Apr. 1996. 113 p.

[25] ITU-T G.872 Recommendation - Architeture of Optical Transport Networks. *International Telecommunication Union*. Nov. 2001.

[26] ITU-T. G.709 Recommendation - SDH multiplexing - Interface for the optical transport network (OTN). *International Telecommunication Union*. Oct. 2001.

[27] Dutton, H. J. R. "Understanding Optical Communications". *International Technical Support Organization.* Sep. 1998. Disponível em http://www.redbooks.ibm.com. Acesso em 18 nov. 2005.

[28] Mukerjee, B. *Optical Communication Networks*. New York: McGraw-Hill, Jan. 1997. 576p.

[29] Giles, R. and Spector, M. "The Wavelength Add/Drop Multiplexer for Lightwave Communication Networks". *Bell Labs Technical Journal*, v. 4, n. 1, pp.207 – 229, Jan./Mar. 1999.

[30] Xu, L., Perros, H, and Rouskas, G. "Techniques for Optical Packet Switching and Optical Burst Switching". *IEEE Communication. Magazine*, v. 39, n. 1, pp.136-142. Jan. 2001.

[31] Tanembaum, A. S. *Redes de Computadores*. Tradução da 4ª edição americana, Editora Campus. Ago. 2003. 968 p.

[32] Socolofsky, T. and Kale, C. *"A TCP/IP Tutorial*". *RFC 1180*. Jan.1991. 28 p.

[33] Doshi, B.T., et al. "Comparison of next-generation IP-centric transport architectures". *Bell Labs Technical Journal*, v. 3, n. 4. pp.63-85. Oct.-Dec. 1998.

[34] Wei, L, Chen, Y. and Wong, G. "The Evolution of China's Optical Fiber Networks". *Bell Labs Technical Journal*, v. 4, n. 1, pp.125 – 145. Jan.-Mar. 1999.

[35] Anderson, J. et al. "Protocols and Architectures for IP Optical Networking". *Bell Labs Technical Journal*, Journal, v. 4, n. 1, pp.105 –124. Jan. –Mar. 1999.

[36] Rajagopalan, B. et. al. "IP over Optical Networks: A Framework". *IETF RFC 3717*. Mar. 2004. 48 p.

[37] Kamienski, Carlos. A., Sadok, Djamel. "Qualidade de Serviço na Internet". *18o SBRC*, Belo Horizonte. Maio 2000. Disponível em http://www.cin.ufpe.br/~cak/publications/apostila-minicurso-sbrc2000.pdf . Acesso em: 03 jan. 2006.

[38] Ferguson, P. and Huston, G. "Quality of Service in the Internet: Fact, Fiction, or Compromise ?", *INET '98*, p.21-24. Jul. 1998.

[39] ISO/IEC DIS 13236 - Information Technology - Quality of Service – Framework. ISO/OSI/ODP. Jul. 1995.

[40] Vogel, L. A. et al. "Distributed Multimedia and QoS: A Survey". *IEEE Multimedia*, v. 2, n. 2, pp. 10-19. Summer1995.

[41] Teitelman, B., Sikora, J. and Hanss, T. "QoS Requirements for Internet2". *First Internet2 Joint Applications/ Engineering QoS Workshop*, pp. 5-16. May 1998.

[42] Ferguson, P. and Huston, G. *Quality of Service: Delivering QoS on the Internet and in Corporate Networks*. New York: John Wiley & Sons. Jan. 1998. 288 p.

[43] Braden, R., Clark, D. and Shenker, S. "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview". *RFC 1633*. June 1994. 33 p.

[44] Bradner, S. et al. Internet Protocol Quality of Service Problem Statement. *Internet Draft*. IETF. Nov. 1997. 20 p. Disponível em http://www.ee.upenn.edu/~guerin/publications/draft0.txt . Acesso em: 23 mar. 2006.

[45] Stevens, W.R. "TCP/IP Ilustrated - The Protocols". Berkeley: Addison Wesley. 1997. 575p.

[46] Carpenter, B. "Architectural Principles of the Internet". *RFC 1958*. Jun.1996. 8 p.

[47] Jain, R. "Myths about Congestion Management in High Speed Networks". *Internetworking: Res. and Exp.*, v. 3, n. 3., pp.101-113. Sep.1992.

[48] Clark. D. "The Design Philosophy of the DARPA Internet Protocols". *ACM SIGCOMM '88*, pp. 106–114. Aug.1988.

[49] Saltzer, J., Reed, D. and Clark, D. "End-to-End Arguments in System Design". *ACM Transactions on Computer Systems*. (TOCS), v.5 n.2. pp. 277-288. Nov. 1984.

[50] Paxson, V., et. al. "Known TCP Implementation Problems". *Internet RFC 2525*. Mar. 1999. 61 p.

[51] Yang, C.-Q.; Reddy, A. V. S. "A Taxonomy for Congestion Control Algorithms in Packet Switching Networks". *IEEE Network Magazine*, v. 9, n. 5. pp. 34-45. Jul./Aug.1995.

[52] Lefelhocz, C. et. al. "Congestion Control for Best-Effort Service: Why We Need A New Paradigm". *IEEE Network*. v. 10, n. 1, pp. 10-19. Jan. 1996.

[53] Jacobson, V. "Congestion avoidance and control". *ACM SIGCOMM'88*, pp. 314-329. Aug. 1988.

[54] Braden, R. et. al. "Recommendations on Queue Management and Congestion Avoidance in the Internet". *RFC 2309*. Apr. 1998. 17 p.

[55] Thomson, K.; Miller, G. J.; Wilder, R. "Wide-Area Internet Traffic Patterns and Characteristics". *IEEE Network*, 11(6), pp. 10-23. Nov. 1997.

[56] Heinamen, J. et. al. "Assured Forwarding PHB Group". *RFC 2597*. June 1999. 11 p.

[57] Allman, M, Paxson, V.; Stevens W. "TCP Congestion Control". *RFC 2581*. Apr. 1999. 14 p.

[58] Odlyzko, A. P. "The Current State and Likely Evolution of the Internet". *IEEE Globecom'99*, pp. 1869-1875. Dec.1999.

[59] Aurrecoechea, C., et. al. "A Survey of QoS Architectures". *ACM/Springer Verlag Multimedia Systems Journal, Special Issue on QoS Architecture,* v.6 n.3, pp. 138-151. May 1998.

[60] Stardust.com, Inc. "QoS Protocols & Architectures". White Paper. Jul. 1999. 25 p. Disponível em http://www.cs.ucsb.edu/~almeroth/classes/F01.201B/papers/qos.pdf . Acesso em: 03 fev. 2006.

[61] Stardust.com, Inc. "The Need for QoS". White Paper. Jul. 1999. 14 p. Disponível em http://citeseer.ist.psu.edu/cache/papers/cs/13587/http:zSzzSzwww.qosforum.

comzSzwhite-paperszSzNeed_for_QoS-v4.pdf/the-need-for-qo.pdf . Acesso em: 03 fev. 2006.

[62] Braden, R. et al. "Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification". *RFC 2205*, Sep. 1997. 112 p.

[63] Shenker, S. "Specification of Guaranteed Quality of Service". *RFC 2212*. Sep.1997. 20 p.

[64] Wroclawski, J. "Specification of the Controlled-Load Network Element Service". *RFC 2211*. Sep. 1997. 19 p.

[65] Black, D. et. al. "An Architecture for Differentiated Services". *RFC 2475*. Dec. 1998. 36 p.

[66] Lawrence, J. "Designing Multiprotocol Label Switching Networks". *IEEE Communications Magazine*, v.39, n.7, p.134-142. Jul. 2001.

[67] Alferness, Rod et al. "A Practical Vision for Optical Transport Networking". *Bell Labs Technical Journal*, v. 4, n. 1, pp.3 - 17. Jan.-Mar. 1999.

[68] Rosen, E. et al. "Multiprotocol Label Switching Architecture". *IETF RFC 3031*. Jan.2001. 61 p.

[69] Chalmers, D.; Sloman, M. "A Survey of Quality of Service in Mobile Computing Environments". *IEEE Communications Surveys*, v.2, n. 2., pp. 2-10. Second Quarter 1999.

[70] Bernet, Y. et. al. "A Framework For Integrated Services Operation Over DiffServ Networks". *IETF RFC 2998*. Nov. 2000. 31 p.

[71] Crawley, E. et al. "A Framework for QoS-based Routing in the Internet". *RFC 2386*. Aug. 1998. 37 p.

[72] Apostolopoulos, G. et. al. "Quality of Service Based Routing: A Performance Perspective". *ACM SIGCOMM '98*, pp. 17-28. Aug.-Sep.1998.

[73] Awduche, D.; Rekhter, Y. "Multi-Protocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control With Optical Crossconnects". *IETF Internet Draft*. Apr. 2001. 21 p. Disponível em http://mirrors.isc.org/pub/www.watersprings.org/pub/id/draft-awduche-mpls-te-optical-03.txt . Acesso em: 04 fev. 2006.

[74] Awduche, D. et al. "Requirements for Traffic Engineering over MPLS". *RFC 2702*. Sep. 1999. 29 p.

[75] Awduche, D. et. al. “A Framework for Internet Traffic Engineering”. *IETF Internet Draft*. Nov. 2001. 60 p. Disponível em http://www3.ietf.org/proceedings/01aug/I-D/draft-ietf-tewg-framework-05.txt .

[76] Li, T.; Rekhter, Y. “A Provider Architecture for Differentiated Services and Traffic Engineering (PASTE)”. *IETF RFC 2430*. Oct. 1998. 16 p.

[77] Golmie, N. et. al. “A differentiated optical services model for wdm networks”. *IEEE Communication Magazine*, v. 38, pp. 68–73. Feb. 2000.

[78] Mohan, G.; Murthy, C. S. R. *WDM Optical Networks: Concepts, Design, and Algorithms.* Englewood Cliffs: Prentice-Hall. Nov. 2001. 448 p.

[79] Kaheel, A., et al. “Quality-of-Service Mechanisms in IP-over-WDM”. Department of Electrical and Computer Engineering. The University of British Columbia. 19 p. Disponível em http://www.ece.ubc.ca/~tkhattab/Research/QoS_Mech_WDM.pdf .Acesso em: 04 fev. 2006.

[80] Qiao, C. and Yoo, M. “Choices, Features and Issues in Optical Burst Switching”. Departments of CSE and EE, University at Buffalo. Buffalo. Nov. 1999. 18 p. Disponível em http://www.cse.buffalo.edu/~qiao/ON-OBS.pdf . Acesso em: 05 fev. 2006.

[81] Qiao, C.; Yoo, M. “Optical Burst Switching (OBS) - A New Paradigm for an Optical Internet”. Lab for Advanced Network Design, Evaluation and Research (LANDER), University at Buffalo, Buffalo, NY. 23 p. Disponível em http://www.cs.ust.hk/~hamdi/Class/CSIT560/Reading/Burst1.ps. Acesso em: 09 fev. 2006.

[82] K. Dolzer, “Assured horizon – a new combined framework for burst assembly and reservation in optical burst switched networks". *Proceedings of 7th European Conference on Networks and Optical Communications (NOC 2002).* Darmstadt, Germany. June 2002. Disponível em http://www.ikr.uni-stuttgart.de/Content/Publications/Archive/Dz_NOC2002_34558.pdf . Acesso em 28 fev. 2006. 8 p.

[83] Nichols, K. et. al. “Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers”. *IETF RFC 2474*. Dec. 1998. 20 p.

[84] Faucher, F. L. et. al. “MPLS Support of Differentiated Services”. *IETF RFC 3270*. May 2002. 64 p.

[85] Mannie, E., “Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture”. *IETF RFC 3945*. Oct. 2004. 69 p.

[86] Banerjee, A.; Drake, J. et al. Generalized Multiprotocol Label Switching: An Overview of Signaling Enhancements and Recovery Techniques. *IEEE Communications Magazine*, v.39, n.7, p.144-151. 2001.

[87] ITU-T G.707/Y.1322 Recommendation - Network Node Interface for the Synchronous Digital Hierachy (SDH). *International Telecommunication Union.* Oct. 2000.