



**João Paulo Nunes de  
Castro Madaleno**

**Transporte de informação directamente sobre  
sistemas de comunicação ópticos**





**João Paulo Nunes de  
Castro Madaleno**

**Transporte de informação directamente sobre  
sistemas de comunicação ópticos**

Dissertação apresentada à Universidade de Aveiro para cumprimento dos requisitos necessários à obtenção do grau de Mestre em Engenharia Electrónica, Telecomunicações e Informática, realizada sob a orientação científica do Professor Doutor António Teixeira, Professor Auxiliar do Departamento de Electrónica, Telecomunicações e Informática da Universidade de Aveiro, e da Professora Doutora Susana Sargento, Professora Auxiliar do Departamento de Electrónica, Telecomunicações e Informática da Universidade de Aveiro.





Dedico este trabalho às minhas esposa e filhas e  
à memória da minha Avó e do meu primo Alfredo.



## **o júri**

presidente

**Prof. Dr. José Rodrigues Ferreira da Rocha**  
professor catedrático da Universidade de Aveiro

**Prof. Dr. Henrique José Almeida da Silva**  
professor associado da Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra

**Prof. Dr. António Luís Jesus Teixeira**  
professor auxiliar da Universidade de Aveiro

**Prof. Dra. Susana Isabel Barreto de Miranda Sargento**  
professor auxiliar convidada da Universidade de Aveiro



## **agradecimentos**

A realização desta Dissertação de Mestrado não seria possível sem a contribuição, consciente ou inconsciente de várias pessoas. Muitos são os agradecimentos devidos.

À minha esposa, Joana Catarina, por nunca me ter deixado desanimar e me ter apoiado em fases mais difíceis. Às minhas filhas, Andreia e Patrícia, que diariamente me dão momentos de alegria e de satisfação de ser o seu pai. Ao meus pais, que têm dito presente nos momentos difíceis e pelos quais tenho especial admiração e orgulho.

Aos meus orientadores e amigos, Professor Doutor António Teixeira e Professora Doutora Susana Sargento, por todo o apoio e ajuda.

Aos meus amigos, Professor Doutor Paulo André e Doutor Rogério Nogueira, pela disponibilidade, pela ajuda efectiva e por terem feito o trabalho avançar.

Ao Mestre Hilário Miranda pela ajuda em probabilidades e estatística.

Ao meu grande amigo Jorge Leandro Pinto por todo o apoio e amizade, nos momentos certos. Aos meus amigos Mestre José Garcia, Professor Doutor Víctor Daniel Santos, Mestre Mário Rui Santos e Mariana pela amizade, confiança e apoio.

E a todos aqueles que, apesar de não enumerados nesta lista, de uma maneira ou doutra estiveram presentes em momentos cruciais e decisivos, dando-me o apoio, força e confiança necessária para não baixar os braços.

A todos eles o meu muito obrigado.



## palavras-chave

Redes Ópticas, Taxas de Erro, IP, WDM, MPLS.

## resumo

Num futuro próximo, a informação transmitida entre vários utilizadores, seja áudio, vídeo ou dados, poderá ser transportada directamente sobre redes ópticas. Neste sentido, têm sido estudadas e analisadas várias tecnologias emergentes de redes ópticas, que culminaram com o aparecimento de soluções que permitem a integração de redes *IP (Internet Protocol)* sobre redes ópticas.

Tendo em vista este cenário, o objectivo deste trabalho foi o estudo dos mecanismos de transporte de informação sobre sistemas de comunicação ópticos. Foi dada especial relevância a tecnologias ópticas multicanal utilizadas actualmente, o *Wavelength Division Multiplexing (WDM)* e o *Multiprotocol Label Switching (MPLS)*. Uma vez que uma das formas usuais de avaliar o impacto da camada física nos sistemas de comunicação é através das taxa de erro binários, foi efectuada a caracterização da camada física em termos de taxas de erros binários e da probabilidade de erros na transmissão de pacotes de informação.

Este estudo englobou várias fases, nomeadamente a caracterização do meio de transmissão, a fibra (através da taxa de erros binários e do factor  $Q$ ), e a análise do impacto dos erros binários nas camadas de ligação de dados, de rede e de transporte, traduzida na probabilidade de erros em sequências de *bits*. Foi também abordado o impacto dos esquemas de detecção e/ou de correcção de erros utilizados nas várias camadas protocolares. Finalmente, foi analisado e caracterizado o comportamento da rede em função das características físicas do canal de transmissão.





**keywords**

Óptical Networks, Error Rate, IP, WDM, MPLS.

**abstract**

In a near future, information (audio, video and data) may be transmitted between several users directly over optical networks. Several emerging technologies on optical networks, which allow the IP (Internet Protocol) integration in the optical domain, have already been widely studied and analyzed.

Keeping in mind this scenario, the goal of this work was the study of the information transport mechanisms over optical communication systems. Special attention was given to technologies currently used, the Wavelength Division Multiplexing (WDM) and the Multiprotocol Label Switching (MPLS). The *Bit* Error Rate (BER) is used as a measure of the negative effects of all physical impairments on the fibre, being usually a comprehensive criterion for the evaluation of the signal transmission quality. This way, the physical layer characterization was made in terms of BER and/or packet error rate (PER).

This study concerned several stages: the fibre characterization in terms of BER and Q-factor, the study of the impact of the binary errors in the network behaviour, and the study and analysis of the error detection and correction schemes used in the several layers. Finally, the network behaviour was analysed and characterized as a function of the channel physical characteristics and constraints.



# Índice

<i>Lista de Figuras</i> .....	<i>v</i>
<i>Lista de Tabelas</i> .....	<i>ix</i>
<i>Lista de Acrónimos</i> .....	<i>xi</i>
<i>Lista de Símbolos e de Constantes Físicas</i> .....	<i>xv</i>
<b>Capítulo I - Introdução</b> .....	<b>I</b>
<b>1.0 Introdução</b> .....	<b>1</b>
<b>1.1 Organização da Tese</b> .....	<b>4</b>
<b>1.2 Principais Contribuições</b> .....	<b>6</b>
<b>1.3 Referências</b> .....	<b>6</b>
<b>Capítulo II -Internet Óptica</b> .....	<b>9</b>
<b>2.0 Introdução</b> .....	<b>9</b>
<b>2.1 Optical Label Switching</b> .....	<b>14</b>
2.1.1 Multiprotocol Label Switching .....	16
<b>2.2 Wavelength-Routed Networks</b> .....	<b>18</b>
<b>2.3 Optical Burst Switching</b> .....	<b>20</b>
2.3.1 Sinalização em OBS .....	21
2.3.2 Comutação/Encaminhamento .....	22
2.3.3 Conversão do Comprimento de Onda .....	22
2.3.4 Pré-transmissão do Offset .....	23
2.3.5 Reserva e Libertação de Recursos.....	24
2.3.6 QoS em Função de Classes de Tráfego .....	25
2.3.7 Perda de Bursts .....	27
2.3.8 Protecção e Restauro de Redes OBS.....	28
<b>2.4 Optical Packet Switching</b> .....	<b>29</b>
2.4.1 Comutação/Encaminhamento de Pacotes .....	30
2.4.2 Resolução de Disputa de Recursos - <i>Contention Resolution</i> .....	31
2.4.2.1 Buffers Ópticos .....	32
2.4.2.2 Encaminhamento Alternativo (Deflexivo).....	32
<b>2.5 Tecnologias de Suporte de Redes Ópticas</b> .....	<b>33</b>
2.5.1 Tecnologias e Funcionalidades de <i>Routers</i> Ópticos.....	33
2.5.1.1 Demux/Mux Ópticos e OADMs .....	33
2.5.1.2 Encaminhamento/ Comutação .....	34
2.5.1.3 Regeneração 3R Óptica .....	36
<b>2.6 Sinal Óptico</b> .....	<b>37</b>
2.6.1 Potência do Sinal Óptico.....	37
2.6.2 Distorção do Sinal Óptico .....	38
<b>2.7 Conclusão</b> .....	<b>39</b>
<b>2.8 Referências</b> .....	<b>39</b>
<b>Capítulo III -Protocolos de Internet</b> .....	<b>51</b>
<b>3.0 Introdução</b> .....	<b>51</b>
<b>3.1 Internet</b> .....	<b>52</b>

<b>3.2 Camada de Transporte .....</b>	<b>52</b>
3.2.1 Protocolo TCP .....	53
3.2.2 Protocolo UDP .....	55
<b>3.3 Camada de Rede - Protocolo IP .....</b>	<b>57</b>
3.3.1 Protocolo IPv4 .....	57
3.3.2 Protocolo IPv6 .....	58
3.3.2.1 Endereços IPv6 .....	59
3.3.2.2 Cabeçalho IPv6 .....	59
3.3.2.3 Integração e Transição para IPv6 .....	60
3.3.2.4 IPv6 em Redes Ópticas .....	62
<b>3.4 Ethernet .....</b>	<b>63</b>
<b>3.5 Conclusões .....</b>	<b>64</b>
<b>3.6 Referências .....</b>	<b>64</b>
<b>Capítulo IV - Detecção e Correção de Erros .....</b>	<b>67</b>
<b>4.0 Introdução .....</b>	<b>67</b>
<b>4.1 Detecção de Erros .....</b>	<b>68</b>
4.1.1 Código de Paridade .....	69
4.1.2 Complemento a 1 (de 16 <i>Bit</i> ) .....	70
4.1.3 Códigos Polinomiais - CRC .....	71
<b>4.2 Correção de Erros .....</b>	<b>72</b>
4.2.1 Automatic-Repeat-reQuest - ARQ .....	73
4.2.2 Forward Error Correction - FEC .....	76
4.2.3 Esquemas Híbridos ARQ-FEC .....	79
<b>4.3 Conclusões .....</b>	<b>80</b>
<b>4.4 Referências .....</b>	<b>80</b>
<b>Capítulo V - Modelação da Fibra Óptica e Análise do BER em Sistemas de   comunicação ópticos .....</b>	<b>83</b>
<b>5.0 Introdução .....</b>	<b>83</b>
<b>5.1 Propriedades Lineares da Fibra Óptica .....</b>	<b>84</b>
5.1.1 Atenuação .....	85
5.1.2 Dispersão Cromática .....	86
5.1.3 Birrefringência .....	89
<b>5.2 Propriedades Não-Lineares da Fibra Óptica .....</b>	<b>91</b>
5.2.1 Dispersão Inelástica Estimulada .....	91
5.2.1.1 Dispersão de Brillouin Estimulada .....	91
5.2.1.2 Dispersão de Raman Estimulada .....	94
5.2.2 Não-linearidades de Kerr .....	96
5.2.2.1 Índice de Refracção Não-linear .....	101
5.2.2.2 Auto-modulação de Fase .....	101
5.2.2.3 Modulação Cruzada de Fase .....	102
5.2.2.4 Mistura de Quatro Ondas .....	104
<b>5.3 Caracterização Física da Fibra Óptica .....</b>	<b>106</b>
5.3.1 Tipos de Fibra Óptica Utilizados em Sistemas de Comunicação .....	106
5.3.2 Parâmetros da Fibra Óptica .....	107
5.3.3 Equação de Modelação da Fibra Óptica .....	108
<b>5.4 Métodos de Estimação de BER .....</b>	<b>110</b>
5.4.1 Métodos de Aproximação Gaussiana .....	111
5.4.2 Outros Métodos .....	113

<b>5.5</b>	<b>Análise do BER e do Factor Q</b> .....	<b>115</b>
5.5.1	Atenuação e Dispersão.....	117
5.5.1.1	Análise de Dispersão (sem Atenuação).....	117
5.5.1.2	Dispersão e Ritmo de Transmissão.....	118
5.5.1.3	Dispersão <i>versus</i> Atenuação.....	119
5.5.2	Troços de Fibra Óptica Amplificada.....	121
5.5.2.1	Troços de Fibra.....	121
5.5.2.2	Dispersão <i>versus</i> Número de Troços e Tipo de Fibra.....	123
5.5.2.3	Análise de Potência de Sinal Óptico.....	125
5.5.2.4	Compensação da Dispersão com DCFs.....	126
5.5.2.5	Comparação entre Amplificadores Ópticos.....	129
5.5.3	Efeitos dos Atrasos de Grupo Diferencial Devido à PMD.....	133
5.5.4	Efeitos das Não-linearidades de Kerr em Sistemas Multicanal.....	138
5.5.4.1	Efeitos da Dispersão Sobre os Produtos da FWM.....	138
5.5.4.2	BER e Factor Q.....	139
<b>5.6</b>	<b>Conclusões</b> .....	<b>141</b>
<b>5.7</b>	<b>Referências</b> .....	<b>142</b>

**Capítulo VI -Análise de Probabilidades de Perda de Pacotes de Dados..... 145**

<b>6.0</b>	<b>Introdução</b> .....	<b>145</b>
<b>6.1</b>	<b>Análise de Probabilidade de Erros numa Ligação</b> .....	<b>146</b>
6.1.1	Probabilidade de erros em Pacotes IP.....	150
6.1.2	Probabilidade de Descarte de Segmentos TCP/ Datagramas UDP.....	152
<b>6.2</b>	<b>Análise de Erros Não-detectáveis pelo Checksum</b> .....	<b>154</b>
6.2.1	Detecção de Erros e Erros Não Detectáveis.....	155
6.2.2	Estimativa da Probabilidade de Erros Não Detectáveis.....	158
<b>6.3</b>	<b>Análise de Redes Ópticas</b> .....	<b>162</b>
6.3.1	Redes IP-sobre-WDM.....	163
6.3.1.1	Probabilidade de perda de Pacotes IP.....	163
6.3.1.2	Análise da Rede Extremo-a-Extremo.....	166
6.3.1.2.1	Análise de uma Ligação Directa entre o Emissor e o Receptor.....	166
6.3.1.2.2	Análise de um Trajecto Extremo-a-Extremo de uma Rede IP-Sobre-WDM.....	168
6.3.1.2.3	Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos.....	169
6.3.2	Análise de Redes IP-sobre-MPLS(-sobre-WDM).....	171
6.3.2.1.1	Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos.....	174
6.3.3	Análise de Redes Ópticas Híbridas (Redes IP-sobre-WDM interligadas por Redes IP-sobre-MPLS).....	176
6.3.3.1	Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos.....	177
6.3.4	Análise de IPv6 sobre Redes Ópticas.....	180
<b>6.4</b>	<b>Informação Fragmentada em Pacotes de Dados</b> .....	<b>183</b>
6.4.1	Redes IP-sobre-WDM (ao Nível da Camada de Rede).....	185
6.4.2	Redes IP-sobre-WDM e IP-sobre-MPLS.....	187
<b>6.5</b>	<b>Utilização de FECs</b> .....	<b>189</b>
6.5.1	Intervalo de Confiança na Correção de Erros.....	189
6.5.2	Análise do Código RS(255, 239) (ITU-T G. 975).....	195
<b>6.6</b>	<b>Estimação do PER em Função das Características de uma Ligação Óptica</b> .....	<b>198</b>
<b>6.7</b>	<b>Conclusões</b> .....	<b>203</b>
<b>6.8</b>	<b>Referências</b> .....	<b>205</b>

**Capítulo VII -Probabilidades de Bloqueio em Redes Ópticas..... 209**

<b>7.0</b>	<b>Introdução</b> .....	<b>209</b>
------------	-------------------------	------------

<b>7.1 Modelos Analíticos de Tráfego para Redes WR</b> .....	<b>212</b>
7.1.1 Modelo de Tráfego para Redes WR com Conversão de Comprimento de Onda .....	212
7.1.1.1 Algoritmo de Resolução .....	213
7.1.2 Modelo de Tráfego para Redes WR sem Conversão de Comprimento de Onda .....	214
7.1.2.1 Modelo de Independência Entre Ligações .....	215
7.1.2.2 Algoritmo de Resolução .....	217
<b>7.2 Análise de Resultados</b> .....	<b>218</b>
7.2.1 Rede Genérica com 6 Nós Interligados por 8 Ligações .....	218
7.2.2 Infra-estrutura de Rede Portuguesa .....	220
<b>7.3 Conclusões</b> .....	<b>224</b>
<b>7.4 Referências</b> .....	<b>224</b>
<i>Capítulo VIII - Conclusões e Trabalho Futuro</i> .....	<i>227</i>
<b>8.0 Conclusões</b> .....	<b>227</b>
<b>8.1 Sugestões de Trabalho Futuro</b> .....	<b>230</b>
<i>Anexo A – Distância de Hamming</i> .....	<i>231</i>
<i>Anexo B – Teorema de Shannon</i> .....	<i>233</i>
<b>Referências</b> .....	<b>233</b>

## Lista de Figuras

Figura 2.1. Exemplo de uma rede óptica.....	11
Figura 2.2. OL em série com o pacote de dados (separados por uma banda de guarda) <sup>[29]</sup> .....	15
Figura 2.3. OL multiplexado numa subportadora <sup>[16]</sup> (a) No domínio do tempo. (b) No Domínio da frequência.....	15
Figura 2.4. Diagrama de um cabeçalho AOLS de 45 <i>bits</i> <sup>[16]</sup> .....	16
Figura 2.5. Cabeçalho MPLS e um Pacote IP sobre MPLS <sup>[31]</sup> .....	17
Figura 2.6. Ilustração do problema de trajecto ópticos de um comprimento de onda.....	19
Figura 2.7. Esquema de uma topologia de uma OBSN.....	20
Figura 2.8. Processo de envio de um Burst através do esquema de sinalização distribuída com reserva de “um sentido”.....	21
Figura 2.9. Esquemas de reserva e de libertação de recursos. (a) ExpS/ ExpR.(b) ExpS/ EstR. (c) EstS/ ExpR. (d) EstS/ EstR.....	25
Figura 2.10. Diagrama de blocos de um nó OPS genérico <sup>[59]</sup> .....	29
Figura 2.11. Esquema de um caso de AOGC, utilizando EDFAs <sup>[101]</sup> .....	37
Figura 3.1. Base da arquitectura da Internet.....	52
Figura 3.2. Segmento TCP.....	54
Figura 3.3. (a) Datagrama UDP com cabeçalho de 8 <i>bytes</i> . (b) Pseudo-cabeçalho de 12 <i>bytes</i> do datagrama UDP.....	56
Figura 3.4. (a) Pacote IPv4. (b) Campo tipo de serviço.....	58
Figura 3.5. Hierarquia dos endereços IPv6.....	59
Figura 3.6. (a) Cabeçalho de pacote IPv6.....	60
Figura 3.7. (a) Topologia de camada IP dupla. (b) Topologia de stack duplo.....	61
Figura 3.8. Encapsulamento de um pacote IPv6 sobre túneis IPv4.....	62
Figura 3.9. Encapsulamento de um pacotes de dados por uma trama MAC.....	63
Figura 4.1. Codificador/descodificador para um CRC-16.....	71
Figura 4.2. Exemplo de cálculo do resto R(x).....	72
Figura 4.3. Procedimento do esquema ARQ Stop-Wait. (a) Sem erros. (b) Com erros.....	74
Figura 4.4. Procedimento do esquema ARQ Go-Back-N. (a) Sem erros. (b) Com erros.....	75
Figura 4.5. Procedimento do esquema ARQ SR com erros.....	76
Figura 4.6. Código de Hamming.....	77
Figura 4.7. Um Modelo Híbrido FEC/ARQ-SR utilizado em redes sem fios <sup>[6]</sup> .....	79
Figura 5.1. Dispersão cromática, devida à contribuição da dispersão do guia de onda e do material, em função do comprimento de onda.....	88
Figura 5.2. Produtos de FWM gerados por quatro canais igualmente espaçados.....	105
Figura 5.3. Esquema do circuito utilizado nas simulações.....	117
Figura 5.4. BER em função do comprimento da fibra para fibras ópticas SMF, NZDSF e DSF, para um sinal óptico monocal a 10 Gb/s.....	118
Figura 5.5. Influência dos ritmos de transmissão de um canal em NZDSFs. BER em função do comprimento da fibra e do ritmo de transmissão.....	119
Figura 5.6. BER em função do comprimento da fibra, da atenuação e da taxa de transferência para fibras ópticas NZDSF e um canal óptico. (a) Curvas para 10 e 40 Gb/s. (b) Curvas para 40 Gb/s.....	120
Figura 5.7. Esquema do circuito, com vários troços de fibra amplificada, utilizado nas simulações.....	121
Figura 5.8. Ligação óptica NZDSF com um canal a uma taxa de transferência de 10 Gb/s. (a) BER em função do comprimento da fibra e do número de troços de fibra. (b) Factor Q em função do comprimento da fibra e do número de troços de fibra.....	123
Figura 5.9. (a) BER em função do comprimento, do número de troços e do tipo de fibra. (b) Factor Q em função do comprimento, do número de troços e do tipo de fibra. Ambos os casos para um canal óptico a um ritmo de transmissão de 10 Gb/s.....	124

Figura 5.10. (a) BER em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico monocanal. (b) Factor Q em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico monocanal. Ritmo de transmissão de 10 Gb/s. ....	126
Figura 5.11. Efeito da compensação da dispersão a 2.5, 10 e 40 Gb/s. BER em função do comprimento da fibra. Sinal óptico monocanal. ....	127
Figura 5.12. Diagramas de olho para uma distância de 50 km. (a) Sinal óptico monocanal à saída do transmissor (após o amplificador). (b) Sinal óptico após percorrer a SMF. (c) Sinal óptico após a DCF e o amplificador e o filtro gaussiano passa-banda. (d) Sinal eléctrico à saída do receptor. ....	128
Figura 5.13. BER em função do comprimento da fibra e da NF dos amplificadores ópticos. Ligação óptica de 200 km constituída por 20 troços de fibra. Sinal óptico monocanal a uma taxa de transferência de 10 Gb/s. ....	130
Figura 5.14. Diagrama de olho do sinal óptico monocanal a 10 Gb/s. (a) À entrada do amplificador do 1.º troço de fibra (comprimento da fibra de 4 km). (b) À saída do amplificador ideal (NF=4dB) do 5.º troço de fibra. (c) À saída do EDFA (NF=6dB) do 5.º troço de fibra. (d) À saída do SOA (NF=8dB) do 5.º troço de fibra. ....	131
Figura 5.15. Diagramas de olho do sinal óptico monocanal à saída de um SOA (NF=8dB). (a) 1.º troço de fibra (comprimento de fibra de 4 km). (b) 5.º troço de fibra (comprimento de fibra de 20 km). (c) 10.º troço de fibra (comprimento de fibra de 40 km). (d) 20.º troço de fibra (comprimento de fibra de 80 km). ....	132
Figura 5.16. BER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial de um sinal óptico monocanal a 40 Gb/s, considerando apenas PMD de 1.ª ordem. ....	134
Figura 5.17. Diagrama de olho do sinal óptico monocanal de 40 Gb/s à saída da fibra óptica, em função do atraso de grupo diferencial. (a) 0 ps. (b) 5 ps. (c) 10 ps. (d) 15 ps. (e) 20 ps. (f) 25 ps. ....	135
Figura 5.18. BER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial de um sinal óptico monocanal a 40Gb/s, considerando PMD de 1.ª e de 2.ª ordem. ....	136
Figura 5.19. Diagrama de olho do sinal óptico à saída da fibra óptica, em função do atraso de grupo diferencial. (a) 0 ps. (b) 5 ps. (c) 10 ps. (d) 15 ps. (e) 20 ps. (f) 25 ps. ....	137
Figura 5.20. Esquema do circuito do sistema WDM com 4 canais espaçados entre si de 50 GHz e com vários troços de fibra amplificada. ....	138
Figura 5.21. Espectro do sinal óptico de 4 canais à entrada do receptor óptico para uma ligação óptica de 250 km. (a) NZDSF. (b) DSF. ....	139
Figura 5.22. Efeito da FWM em dois canais, $C_1$ e $C_2$ , de um sistema WDM de 4 canais, para 5 troços de fibra, a 10 Gb/s e em função do comprimento da fibra. (a) BER. (b) Factor Q. ....	140
Figura 5.23. Diagrama de olho dos canais 1 e 2 de um sistema WDM de 4 canais para uma ligação óptica de 250 km. (a) Canal 1. (b) Canal 2. ....	141
Figura 6.1. Esquema de encapsulamento de um segmento TCP ou de um datagrama UDP na camada IP. ....	147
Figura 6.2. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP de 100, 512 e 1024 bytes. ....	151
Figura 6.3. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em segmentos TCP (de 80, 492 e 1004 bytes) em função de BER, obtidos com a expressão (6.4). ....	154
Figura 6.4. Sequências de palavras de 4 bits que resultam o mesmo valor de Checksum de 1001. ....	156
Figura 6.5. Valores teóricos dos limites da probabilidade de perda de pacotes IP <sup>[20], [21]</sup> ....	158
Figura 6.6. Diagrama de fluxo do algoritmo da simulação em Matlab, para uma estimativa da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de encaminhamento errado. ....	160
Figura 6.7. Valores obtidos por simulação da probabilidade de erro em Pacotes IP, da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de encaminhamento errado. (a) Escala logarítmica apenas no eixo das abcissas. (b) Escala logarítmica em ambos os eixos. ....	161



Figura 6.8. Valores analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP de 512 <i>bytes</i> em função do BER e do número de ligações entre os nós origem e destino. ....	165
Figura 6.9. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP em função do BER e do número de ligações entre os nós origem e destino (5, 10 e 20). ....	166
Figura 6.10. Segmento TCP encapsulado por pacotes IP. ....	168
Figura 6.11. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 512 <i>bytes</i> , após 3, 4 e 5 ligações, em função de BER. ....	170
Figura 6.12. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 100, 512 e 1024 <i>bytes</i> , após 3 ligações e em função de BER. ....	170
Figura 6.13. Pacotes MPLS – cabeçalho MPLS concatenado aos Pacotes TCP/IP. ....	171
Figura 6.14. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 512 <i>bytes</i> sobre MPLS, após 3, 4 e 5 ligações, em função de BER. ....	174
Figura 6.15. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 100, 512 e 1024 <i>bytes</i> sobre MPLS, após 3 ligações, em função de BER. ....	175
Figura 6.16. Topologia da rede híbrida (duas subredes IP-sobre-WDM interligadas por uma subrede IP-sobre-MPLS). ....	177
Figura 6.17. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP num trajecto com 7 ligações, em função de BER e do tamanho dos pacotes TCP/IP. ....	179
Figura 6.18. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 512 <i>bytes</i> , em função de BER e do número de ligações. ....	179
Figura 6.19. (a) Pacotes IPv6-sobre-MPLS. (b) Pacotes IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS (6PE). ....	180
Figura 6.20. Valores da PER em função de BER obtidos através da expressão (6.4), para diferentes tipos de redes ópticas IPv4 e IPv6, num trajecto de 10 ligações e segmentos TCP de 492 <i>bytes</i> . ....	182
Figura 6.21. (a) Pacote TCP/IP com o campo de dados correspondente à totalidade da informação. (b) Informação fragmentada em K pacotes TCP/IP com o campo de dados de T-t <i>bits</i> . (c) Informação fragmentada em K pacotes IP-sobre-MPLS com o campo de dados de T-t <i>bits</i> . ....	184
Figura 6.22. Diagrama de uma rede com 6 nós. ....	185
Figura 6.23. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em informação de 10 <i>kilobyte</i> , após duas ligações, fragmentados em pacotes IP de 100, 512 e 1000 <i>bytes</i> e em função de BER. ....	186
Figura 6.24. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em tramas de pacotes IP num trajecto com 7 ligações, em função de BER e do seu tamanho. ....	188
Figura 6.25. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em tramas de pacotes IP de 512 <i>bytes</i> , em função de BER e do número de ligações. ....	188
Figura 6.26. Histogramas do número de pacotes gerados em função número de erros e a respectiva aproximação através de uma função densidade de Poisson. (a) BER = 0.0012. (b) BER = 0.0093. (c) BER = 0.0258. (d) BER = 0.0712. (e) BER = 0.1958. (f) BER = 0.5. ....	192
Figura 6.27. Média +/- desvio padrão do número de erros, comparação dos limites superior e inferior dos valores teóricos (de Poisson) e dos obtidos por simulação. ....	193
Figura 6.28. Intervalo de confiança em função da capacidade correcção de erros por cabeçalho IP do FEC. Valores obtidos através da distribuição de Poisson. ....	194
Figura 6.29. Fragmentação de pacote TCP/IP e concatenação de <i>bits</i> de redundância do código RS(255,239). ....	195
Figura 6.30. Valores analíticos da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP (de 100, 512 e 1024 <i>bytes</i> ) em função de BER, numa ligação WDM sem e com utilização do código de correcção de erros RS(255, 239). ....	197
Figura 6.31. PER em função do comprimento da fibra e do tipo de fibra óptica (SMF, NZDSF e DSF). ....	199

Figura 6.32. PER em função do comprimento da fibra e do ritmo de transmissão, para uma NZDSF.....	200
Figura 6.33. Efeito da compensação da dispersão, para uma ligação óptica com 5 troços de fibra, a 10 Gb/s. PER em função do comprimento da fibra.....	200
Figura 6.34. PER em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico. ....	201
Figura 6.35. PER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial. ....	202
Figura 6.36. Efeito da FWM em dois canais, $C_1$ e $C_2$ , de um sistema WDM de 4 canais, para 5 troços de fibra, a 10 Gb/s. PER em função do comprimento da fibra. ....	202
Figura 7.1. Topologia de rede com 6 nós, 8 ligações e 16 comprimentos de onda por ligação.....	218
Figura 7.2. Probabilidade de bloqueio média em função da carga total em <i>Erlangs</i> , numa rede de 6 nós e 8 ligações. (a) Eixo das ordenadas linear. (b) Eixo das ordenadas logarítmico. ....	219
Figura 7.3. Topologia da infra-estrutura de rede portuguesa <sup>[7]</sup> .....	222
Figura 7.4. Probabilidade de bloqueio média em função da carga total em <i>Erlangs</i> , na infra-estrutura de rede portuguesa.....	223

## Lista de Tabelas

Tabela 2.1. Infra-estrutura GMPLS <sup>[21]</sup> .....	13
Tabela 2.2. Classes do esquema QoS Restoration <sup>[45]</sup> .....	29
Tabela 3.1. Aplicações da Internet mais conhecidas e o protocolo de transporte utilizado <sup>[2]</sup> .....	53
Tabela 4.1. Polinómios geradores $G(x)$ <sup>[3]</sup> .....	71
Tabela 5.1. Valores típicos dos parâmetros da SMF para o comprimento de onda de 1550 nm .....	108
Tabela 6.1. Tamanho de pacotes IP em função do tipo de dados .....	147
Tabela 6.2. Valores de PER em função de BER obtidos através da expressão (6.4), para diferentes tipos de redes ópticas IPv4 e IPv6, num trajecto de 10 ligações e segmentos TCP de 492 bytes .....	182
Tabela 6.3. A média e desvio padrão do número de erros em função de BER obtidos por simulação (sem contabilizar pacotes sem erros) .....	191
Tabela 7.1. Listagem de nós da infra-estrutura de rede portuguesa .....	220
Tabela 7.2. Listagem das ligações da infra-estrutura de rede portuguesa .....	221



## Lista de Acrónimos

Acrónimo	Nome
AOGC	All-Optical Gain Control
ANSI	American National Standards Institute
AOLS	All-Optical Label Swapping
AONs	All-Optical Networks
APD	Avalanche Photodiode
ARQ	Automatic-Repeat-reQuest
ARQ-SR	ARQ-Selective Repeat
ASE	Amplified Spontaneous Emission
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AWGM	Arrayed WaveGuide Gratings Matrix
BCH	Bose Chaudhuri Hocquenghem
BER	<i>Bit</i> Error Rate
bps	<i>Bits</i> por segundo
BTC	Block Turbo Codes
CE	Customer Edge
CER	Classe de Equivalência de Reencaminhamento (Forward Equivalency Class)
CoS	Class of Service
CRC	Cyclic Redundancy Check
CR-LDP	Constraint-based Routing-Label Distribution Protocol
DCF	Dispersion Compensation Fiber
DI	Differential Delay Interferometer
Diffserv	Differentiated Services
DNS	Domain Name System
DS3	Digital Signal 3
DSF	Dispersion-Shifted Fiber
EDFA	Erbium Doped Fiber Amplifier
EstR	Estimated Release
ExpR	Explicit Release
EstS	Estimated Setup
ExpS	Explicit Setup
FEC	Forward Equivalency Class
FEC	Forward Error Correction
FDL	Fiber Delay Line
FF	First Fit
FGB	Fiber Gratings Bragg
FP	Format Prefix

<b>Acrónimo</b>	<b>Nome</b>
FWM	Four Wave Mixing
GC	Gain-Clamped
GMPLS	General Multiprotocol Label Switching
GVD	Group Velocity Dispersion
HDLC	High-Level Data Link Control
HNL DSF	Highly NonLinear Dispersion-Shifted Fiber
HOD	Higher Order Dispersion
HTTP	HyperText Transfer Protocol
IETF	Internet Engineering Task Force
IP	Internet Protocol
IPv4	Internet Protocol version 4
IPv6	Internet Protocol version 6
ISI	Inter-Symbol Interference
IS-IS	Integrated Systems and Information Services
ITU	Internacional Telecommunications Union
JET	Just-Enough-Time
JIT	Just-in-Time
LAUC	Latest Available Unscheduled Channel
LAUC-VF	Latest Available Unscheduled Channel with Void Filling
LDP	Label Distribution Protocol
LDPC	Low Density Parity-Check
LIB	Label Information Base
LIFO	Last In First Out
LSP	Label-Switched Path
MAC	Media Access Control
MEMS	Micro-Electro-Mechanical System
MISI	Monolithically Integrated Sagnac Interferometer
MMF	Multimode Fiber
MPLS	Multiprotocol Label Switching
MP $\lambda$ S	Multiprotocol Lambda Switching
MZI	Mach-Zehnder Interferometer
NF	Noise Figure
NLSE	Non-Linear Schrödinger Equation
NZDSF	NonZero Dispersion-Shifter Fiber
O3R	Optical 3 Regeneration/ Regeneração 3R óptica
OADM	Optical Add-Drop Multiplexers
OBS	Optical Burst Switching
OBSNs	Optical Burst Switched Networks
OGB	Optical Guard Band/ Banda de Guarda Óptica

<b>Acrónimo</b>	<b>Nome</b>
OCBS	Optical Composite Burst Switching
OEO	Óptico-Electrico-Óptico
OL	Optical Label
OLS	Optical Label Switching
OPS	Optical Packet Switching
OPSNs	Optical Packet Switched Networks
OSNR	Optical Signal Noise Rate
OSPF	Open Shortest Path First
OTTL	Optical Time-to-Live
OXC	Optical Cross-Connect
PD-SMZ	Polarization-Discrimination- Symmetric Mach Zehnder
PDL	Polarization-Dependent Loss
PE	Provider Edge
PER	Packet Error Rate
PLC	Plannar Lighwave Circuit
PMD	Polarization Mode Dispersion
PPP	Point-to-Point Protocol
PROF	Pulse Reformatting Optical Filter
QoS	Quality of Service
QPM	Quasi-Phase-Matched
RA	Raman Amplifier/ Amplificador Raman
RAM	Random Access Memory
RES	Reserved
RS	Reed-Solomon
RSVP	ReSource reserVation Protocol
RWA	Routing and Wavelength Assignment
RSOF	Red-Shifted Optical Filter
SBS	Stimulated Brillouin Scattering
SCM	SubCarrier Multiplexing
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SESHG	Surface-Emitted Second-Harmonic Generation
SLA	Site-Level Aggregation
SMF	SingleMode Fiber
SMZ	Simétrico Mach Zehnder
SOA	Semiconductor Optical Amplifier
SONET	Synchronous Optical NETwork
SPM	Self-Phase Modulation
SRS	Stimulated Raman Scattering
SSFM	Split-Step Fourier Method

<b>Acrónimo</b>	<b>Nome</b>
TCP	Transmission Control Protocol
TDM	Time Division Multiplexing
TLA	Top-Level Aggregation
ToS	Type of Service
TOAD	Terahertz Optical Assymmetric Multiplexer
TTL	Time-to-Live
UDP	User Datagram Protocol
UNI	Ultrafast Nonlinear Interferometer
VCC	Virtual Channel Connection
XGM	Cross Gain Modulation
XPM	Cross Phase Modulation
WDM	Wavelength-Division Multiplexing
Wi-Fi	Wireless Fidelity
WR	Wavelength Routed
WR-OBS	Wavelength Routed-Optical Burst Switching
WRNs	Wavelength Routed Networks



## Lista de Símbolos e de Constantes Físicas

Símbolo	Descrição
$\alpha$	Coefficiente de atenuação
$\alpha_2$	Coefficiente de atenuação não linear
$\alpha_{eff}$	Coefficiente de atenuação efectivo
$\alpha_B$	Coefficiente de absorção do sinal de bombeamento
$\alpha_S$	Coefficiente de absorção do sinal de <i>Stokes</i>
$\beta(\omega)$	Coefficiente de dispersão
$\beta_1^{-1}$	Velocidade de grupo
$\beta_2$	Dispersão da velocidade de grupo ( <i>GVD</i> )
$\beta_3$	Coefficiente de dispersão de segunda ordem
$\beta_{eff}$	Constante de propagação efectiva
$\epsilon_0$	Permitividade do vácuo $\rightarrow 8.8541878 \cdot 10^{-12}$ [F m <sup>-1</sup> ]
$\epsilon_{NL}$	Permitividade relativa não-linear
$\phi$	Fase
$\gamma$	Coefficiente não-linear da fibra
$\lambda$	Comprimento de onda
$\lambda_D$	Comprimento de onda de dispersão nula
$\mu_0$	Permeabilidade do vácuo $\rightarrow 4 \pi \cdot 10^{-7}$ [N A <sup>-2</sup> ]
$\mu_i$	Média do nível correspondente ao símbolo <i>i</i> ( <i>i</i> =0, 1)
$\omega$	Frequência angular
$\Delta n_B$	Índice de refração diferencial
$\Delta \nu_B$	Largura de banda a meia altura do ganho
$\Delta \nu_f$	Largura de banda do sinal de bombeamento
$\Phi_{NL}(z, t)$	Desvio não-linear de fase
$\sigma_i$	Desvio padrão do nível correspondente ao símbolo <i>i</i> ( <i>i</i> =0, 1)
$v_g$	Velocidade de grupo
$v_A$	Velocidade acústica
$v_B$	Desvio de <i>Brillouin</i>
$\chi^{(d)}$	Susceptibilidade eléctrica de ordem <i>d</i>
$A_{eff}$	Área eficaz da fibra
$B$	Ângulo modal de birrefringência
$B_A$	Largura de band do amplificador óptico

<b>Símbolo</b>	<b>Descrição</b>
$B(N, p)$	Distribuição binomial
$c$	Velocidade da luz no vácuo $\rightarrow 299792458$ [m s <sup>-1</sup> ]
$C_R$	
$D$	Dispersão cromática
$D_{PMD}$	Dispersão do modo de polarização
$DL$	Limiar de decisão
$\frac{dD}{d\lambda}$	Dispersão de 2. <sup>a</sup> ordem
$E$	Campo eléctrico
$E_N$	Conjunto de erros numa sequência de $N$ bits
$ertc$	Função de erro
$G$	Ganho do amplificador
$g_B$	Ganho de <i>Brillouin</i>
$g_R$	Coefficiente de ganho de <i>Raman</i>
$h$	Constante de <i>Planck</i> $\rightarrow 6.6260688 \times 10^{-34}$ [J s]
$I_B$	Intensidade do sinal de bombeamento
$I_S$	Intensidade do sinal de <i>Stokes</i>
$k_0$	Constante de propagação $k_0 = \frac{\omega_0}{c}$
$k_A$	Vector da onda acústica
$k_B$	Vector da onda de bombeamento
$K_P$	Factor de polarização
$k_S$	Vector da onda de <i>Stokes</i>
$L$	Comprimento da fibra
$L_B$	Comprimento de batimento
$l_c$	Comprimento de correlação
$L_{eff}$	Comprimento não-linear efectivo
$n(\omega)$	Índice de refração
$n_2$	Índice de refração não-linear
$n_{eff}$	Índice de refração efectivo
$n_g$	Índice de refração de grupo
$NF$	Figura de ruído
$OOK$	<i>On-Off Keying</i>
$p$	Taxa de erros binários

<b>Símbolo</b>	<b>Descrição</b>
$p_{min}$	Taxa de erros binários mínima
$P_e(E_N, N, p)$	Probabilidade de erros numa sequência de $N$ bits
$P_e(\emptyset, N, p)$ ou $P_{se}(E_N, N, p)$	Probabilidade de não haver erros numa sequência de $N$ bits
$P_{ed}(\cdot)$	Probabilidade de erros detectados numa sequência de $N$ bits
$P_{esd}(\cdot)$	Probabilidade de erros sempre detectáveis numa sequência de $N$ bits
$P_{edp}(\cdot)$	Probabilidade de erros detectados probabilisticamente numa sequência de $N$ bits
$P_{end}(\cdot)$	Probabilidade de erros não-detectáveis numa sequência de $N$ bits
$P_{ek}(\cdot)$	Probabilidade de erros numa sequência de $N$ bits na $k^{\text{ésima}}$ ligação
$P_{eNX}(\cdot)$	Probabilidade de erros total numa sequência de $N$ bits após $X$ ligações
$P_T(\cdot)$	Probabilidade de erros total numa sequência de $N$ bits após $X$ ligações, numa rede óptica
$P$	Vector de polarização induzida
$P_L$	Vector de polarização induzida linear
$P_{NL}$	Vector de polarização induzida não-linear
$P_B^{th}$	Potência do sinal de bombeamento/ <i>Stokes</i> de limiar
$p_{12}$	coeficiente elasto-óptico
$P_o$	Potência de entrada
$P_T$	Potência transmitida
$P(I\setminus 0)$ e $P(0\setminus I)$	Probabilidade de erro condicionada
$\langle P_{\perp}(I_c) \rangle$	Potência média no modo de polarização ortogonal
$\langle P_{\parallel}(I_c) \rangle$	Potência média no modo inicial
$Q$	Factor de qualidade
$T_B$	Tempo médio de vida dos fonões acústicos gerados
$T_R$	Constante de <i>Raman</i>



# Capítulo I

## Introdução

### 1.0 Introdução

A evolução das Tecnologias de Informação e da Comunicação, mais concretamente, dos sistemas de telecomunicações, tem provocado um grande impacto na sociedade, alterando os hábitos de consumo de informação e o modo de vida das pessoas. Os terminais, serviços e recursos de comunicação no mundo digital, como, o telemóvel, a televisão, a videoconferência, a telemedicina, o teletrabalho e ensino à distância, a *Internet* e as comunicações via satélite são, cada vez mais, uma realidade quotidiana. Actualmente, a dependência dos sistemas de comunicação é cada vez maior, de tal modo que a sua ausência pode provocar dificuldades de sobrevivência em vários sectores da sociedade. Esta crescente necessidade de informação resultou num aumento da solicitação de recursos das redes de comunicação de tal modo elevado que ultrapassou a maioria das previsões, provocando em alguns casos o congestionamento da rede (resultando em longo atrasos no envio de tráfego ou perdas de informação), esgotando a capacidade de envio e processamento de tráfego disponibilizada pelos operadores. Este esgotamento dos recursos das redes de comunicações indicam que é necessário aumentar a eficiência e a velocidade

da transmissão de dados, o que passa por criar redes de acesso com elevadas taxas de transferência e aumentar as capacidades de transporte e de encaminhamento da informação. A infra-estrutura de rede engloba uma heterogeneidade de tecnologias, incluindo a infra-estrutura de redes telefónicas, ligações via satélite, redes *Wireless* (sem fios), redes *Ethernet*, redes *ATM*, redes ópticas *SONET/SDH*, etc. As infra-estruturas de redes existentes incluem já vários milhões de quilómetros de fibra óptica instalada, principalmente nas redes de transporte <sup>[1]</sup>.

Tendo em conta o potencial da elevada largura de banda das fibra óptica, nos últimos anos tem crescido o interesse na evolução dos sistemas de comunicação ópticos ponto-a-ponto para verdadeiras redes ópticas transparentes. As redes ópticas existentes são essencialmente baseadas na multiplexagem no comprimento de onda e somente utilizadas em sistemas ponto-a-ponto. O aparecimento da tecnologia de multiplexagem óptica *WDM* (*Wavelength-Division Multiplexing*) é um marco muito importante na evolução das comunicações por fibra óptica.

Os sistemas anteriores ao *WDM* utilizam apenas um comprimento de onda para o transporte de informação através da fibra óptica, enquanto que com o *WDM* são utilizados vários comprimentos de onda, o que permite a utilização muito mais eficiente da largura de banda disponível na fibra óptica. Esta tecnologia tem vindo a ser usada essencialmente na evolução de ligações ponto-a-ponto, permitindo o aumento imediato da capacidade disponível nas infra-estruturas ópticas já existentes. No entanto, pode ainda identificar-se uma limitação tecnológica que condiciona a utilização destas estruturas: em cada nó, a comutação é ainda electrónica, requerendo conversões óptica-eléctrica-óptica (*OEO*), resultando daí limitações nas taxas de transferência <sup>[2]</sup>. A comutação eléctrica representa um sério constrangimento na evolução das redes ópticas <sup>[5]</sup>. Tendo em conta este problema, na última década cresceu o interesse pela implementação de redes ópticas transparentes, totalmente no domínio óptico, as chamadas *AONs* (*All-Optical Networks*) <sup>[3]</sup>. A implementação desse tipo de redes requer o desenvolvimento de novos dispositivos opto-electrónicos que as suportem e sistemas de análise do desempenho dos sinais que nelas se propagam.

Por exemplo, os nós ópticos de extracção e inserção de canais e os nós ópticos de cruzamento de canais terão um papel fundamental nas futuras redes ópticas baseadas em *WDM*, devido à sua capacidade de reconfiguração, otimizando a distribuição do tráfego e assegurando protecção e conectividade. Os nós ópticos de cruzamento de canais são utilizados em redes *WDM*, permitindo cruzar qualquer comprimento de onda de uma entrada para uma saída, tendo ainda funcionalidades locais de extracção/ inserção de canais e de conversão de comprimento de onda; enquanto que os nós ópticos de extracção e

inserção de canais são utilizados em redes *WDM*, permitem remover ou adicionar um ou mais canais, sem afectar a integridade dos restantes canais <sup>[1]</sup>.

Os ritmos de transmissão na ordem dos Gb/s (*Gigabit* por segundo), utilizados em ligações ópticas, requerem que os nós ópticos sejam flexíveis e permitam a manipulação directa dos canais ópticos, de modo a criar uma verdadeira camada óptica capaz de efectuar: o reencaminhamento, acesso e reconversão de canais entre sistemas heterogéneos; a gestão da rede no domínio óptico; e a sua reconfiguração em caso de ocorrerem falhas. Nas redes ópticas futuras de múltiplos comprimentos de onda, os nós ópticos deverão ter a capacidade de efectuar cruzamento, extracção e inserção de canais, de modo a otimizar a distribuição do tráfego. Por outro lado, verifica-se que as telecomunicações estão a evoluir no sentido do aumento da heterogeneidade e conectividade entre redes, o que tem vindo a aumentar a sua complexidade de implementação e de funcionamento.

Nesse sentido, as implementações futuras de redes ópticas (sobre *WDM*), projectam-se para o transporte de dados totalmente no domínio óptico, sem que se realizem quaisquer conversões *OEO*, ou seja, que estejam centradas em redes totalmente ópticas. As soluções de redes *AONs* devem inverter esta evolução, baseando-se na simplificação de processos <sup>[2]</sup>. As taxas de transferência nesse tipo de redes atingirão valores sem precedentes. Actualmente, têm sido desenvolvidos estudos de soluções tecnológicas emergentes que vão no sentido de criar redes ópticas transparentes, como é o caso do *WR* (*Wavelength Routed*) <sup>[6]-[8]</sup>, do *OBS* (*Optical Burst Switching*) <sup>[9],[10]</sup> e do *OPS* (*Optical Packet Switching*) <sup>[11],[12]</sup>. Neste três casos, os pacotes *IP* são empacotados directamente em pacotes ópticos, possibilitando o encaminhamento no domínio óptico <sup>[11]</sup>.

Esta Dissertação tem por objectivo estudar e analisar diversas soluções de redes *IP* baseadas em *WDM*, essencialmente redes do tipo *AON*, e analisar o seu desempenho ao nível da camada óptica, da camada de rede e também da camada de transporte. Tendo em conta esta análise, serão estudados também alguns protocolos das camadas fundamentais no transporte de informação (óptica, de dados, de rede ou de transporte), assim como os mecanismos ou procedimentos utilizados para detecção e/ou correcção de erros nas sequências de *bits* transmitidas entre pares de nós emissor e receptor. A camada óptica será caracterizada, essencialmente, em termos dos elementos que constituem a ligação óptica: a fibra óptica e os amplificadores ópticos, pelo que serão considerados diversos cenários de sistemas de comunicação ópticos, monocal e multicanal; as ligações ópticas serão avaliadas através da taxa de erros binários e, em alguns casos, de um factor de qualidade (relação entre o nível de sinal e o nível de ruído) e dos diagramas de olho do sinal óptico recebido no destino. Será também realizado um estudo do desempenho da várias camadas

protocolares em termos da probabilidade de erros em sequências de *bits* nos mais diversos cenários de redes, em função da taxa de erros binários e, posteriormente, em função dos parâmetros da fibra óptica. As probabilidades de erros serão analisadas considerando as camadas protocolares individualmente e em conjunto, para uma ligação directa entre os nós emissor e receptor ou em cenário de rede (de um só tipo ou híbridas), como redes *IP-sobre-WDM*, *IP-sobre-MPLS (MultiProtocol Label Switching)* e considerando também redes *IPv6*. Desta forma, será possível caracterizar qualquer cenário de rede, híbrida ou não, em função dos parâmetros da fibra óptica, da taxa de erros binários, do tamanho dos dados a serem transmitidos e do número de ligações existentes entre os nós origem e destino. Também serão estudadas questões relacionadas com as probabilidades de erros não detectáveis pelo *checksum* (em protocolos que o utilizam) e o impacto da utilização de códigos de correcção de erros nas probabilidades de erros em sequências de *bits*. Finalmente, serão analisadas as probabilidades de bloqueio de redes ópticas *WR (Wavelength Routed)*, em que os nós suportam ou não a conversão de comprimento de onda.

Devido ao elevado número de palavras, expressões e termos utilizados pela comunidade científica nacional e internacional (provenientes da língua inglesa), neste documento será realizado um esforço no sentido da sua utilização em português, quando existam e não origem confusões de interpretação. A notação em língua inglesa será mantida para termos não traduzíveis, mas devidamente explicados. Muitos dos acrónimos utilizados neste documento são amplamente utilizados na literatura científica e são, essencialmente, oriundos da língua inglesa.

## **1.1 Organização da Tese**

Este trabalho encontra-se dividido em oito capítulos que abordam os diversos temas relacionados com o transporte de informação directamente sobre sistemas de comunicação ópticos. Este capítulo apresenta um enquadramento contextual do tema do trabalho, os seus objectivos e as principais contribuições.

No capítulo *II* é apresentado o estado actual da tecnologia em termos de redes ópticas multicanal, sendo descritas algumas alternativas tecnológicas existentes. São também descritas tecnologias de suporte necessárias e fundamentais para a implementação das diversas opções de redes ópticas multicanal existentes.



O capítulo *III* é dedicado à descrição de alguns protocolos utilizados na *Internet*, nas camadas de transporte e de rede, e na camada de ligação de dados das redes *Ethernet*. São apresentados os vários campos que compõem esses protocolos e descritas as suas funcionalidades, limitações e facilidades.

No capítulo *IV* são estudados e caracterizados códigos de detecção e de correcção de erros de transmissão em sequências de *bits*. Em termos de detecção de erros é apresentado o código de complemento a 1 de palavras de 16 *bits*. Do ponto de vista de correcção de erros, são apresentados vários de esquemas ou procedimentos utilizados em redes de dados, de modo a garantir que a informação é entregue no seu destino sem erros.

O capítulo *V* apresenta um estudo da fibra óptica monomodo padrão. É realizada uma caracterização da fibra óptica em termos das suas propriedades lineares e não lineares mais relevantes, e é apresentado um resumo dos tipos de fibra óptica utilizados em sistemas de telecomunicações. São também descritos e estudados vários métodos de estimação de taxa de erros binários em sistemas de comunicação ópticos. Tendo em contra esse estudo, apresentam-se simulações computacionais baseadas nos métodos de estimação de taxa de erros binários previamente descritos, com o objectivo de caracterizar as ligações ópticas em termos de desempenho em função das suas propriedades.

No capítulo *VI* é realizada uma análise exaustiva, em função dos parâmetros da camada física em redes ópticas, da probabilidade de perda de pacotes de dados, em várias camadas protocolares, assim como de diversos cenários de redes ópticas baseadas em *WDM*. Em função dessa análise foram deduzidas as expressões analíticas de cálculo da probabilidade de perda de pacotes de dados. Também é analisada a questão da detecção de erros nas camadas de rede e de transporte, e a utilização de códigos de correcção de erros.

No capítulo *VII* é apresentado um breve estudo de probabilidades de bloqueio em redes *WR* em função da carga de tráfego total na rede. Na análise são consideradas duas topologias de rede, uma rede com 6 nós e 8 ligações, e a infra-estrutura de rede portuguesa. É efectuada uma comparação entre dois tipos de redes *WR*, redes *WR* cujos nós têm ou não a capacidade de operar conversão de comprimento de onda.

Finalmente, o capítulo *VII* apresenta as conclusões finais do trabalho, assim como algumas sugestões de investigação futura, no seguimento deste trabalho.

## 1.2 Principais Contribuições

Na opinião do autor, as principais contribuições deste trabalho para o conhecimento nas áreas de redes ópticas de elevado débito são as seguintes:

- Estudo e derivação de formulação para caracterização das camadas de transporte, de rede e óptica em termos de probabilidades erros nas sequências de *bits* (cap. VI).
- Estudo e análise das probabilidades de erros não detectados pelo *checksum* nos protocolos da *Internet* (cap. VI).
- Estudo e análise das probabilidades de erros em redes ópticas *IPv4* e *IPv6*, sobre plataformas *WDM* e *MPLS* (cap. VI).
- Estudo e análise das probabilidades de erros de redes ópticas híbridas (cap. VI).
- Análise de ligações ópticas com esquemas de correcção de erros (cap. VI).
- Análise das probabilidades de bloqueio em função dos parâmetros das redes ópticas (cap. VI).

## 1.3 Referências

- [1] P. André. “Componentes optoelectrónicos para redes fotónicas de alto débito”. Tese de Doutoramento, Universidade de Aveiro, Aveiro, Portugal. Setembro 2002.
- [2] T. Battestilli. “Optical Bust Switching: a survey”. Technical Report TR-2002-10, NC State Univ., Comp. Sci. Dept., July 2002.
- [3] S. Bregni, G. Guerra and A. Pattavina, “State of the art of optical switching technology for all-optical networks,” in Communications World. Editor: N. Mastorakis. Rethymo, Greece: WSES Press, 2001.
- [4] A. D. Gazendam. Master Degree Thesis. “The design of physical and logical topologies for wide-area WDM Optical Networks”. Master of Engineering (Electronic) in the University of Pretoria, Pretoria. December 2003.
- [5] Jay Y. Yoo and S. Banerjee, “Design, Analysis, and Implementation of Wavelength-Routed All-Optical Networks: Routing and Wavelength Assignment Approach”. IEEE Communications Surveys, Broadband Networks Area, 1997.
- [6] A. Grosso, E. Leonardi, M. Mellia, and A. Nucci. “Logical Topologies Design over WDM Wavelength Routed Networks Robust to Traffic Uncertainties”. IEEE Communications Letters, Vol. 5, No. 4, pp. 172-174, April 2001.

- [7] S. Baroni and P. Bayvel, “Wavelength Requirements in Arbitrarily Connected Wavelength-Routed Optical Networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 15, No. 2, pp. 242-251, February 1997.
- [8] B. Ramamurthy, D. Datta, Helena Feng, J. P. Heritage and B. Mukherjee. “Impact of Transmission Impairments on the Teletraffic Performance of Wavelength-Routed Optical Networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 17, No. 10, pp. 1713 - 1723, October 1999.
- [9] S. Verma, H. Chaskar and R. Ravikanth. “Optical Burst Switching: a viable solution for a *terabit* IP backbone”. IEEE Network, Vol. 14, Issue 6, pp. 48-53, November 2002.
- [10] C. Qiao. “Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration”. IEEE Communications Magazine”. pp. 104 – 114, September, 2000.
- [11] A. Jourdan, D. Chiaroni, E. Dotaro, G. J. Eilenberger, F. Masetti and M. Renaud. “The Perspective of Optical Packet Switching in IP-Dominant Backbone and Metropolitan Networks”. IEEE Communications Magazine. Vol. 39, N.º 3, pp. 136-141, March 2001.
- [12] W. Vanderbanuwheide, F. Touvet and D. Harle. “Providing Quality of Service in an IP over Optical Packet Switching Networks using GMPLS”. IV Workshop in G/MPLS Networks, Girona, Spain. April 21-22, 2005. pp. 25-34.



# Capítulo II

## Internet Óptica

### 2.0 Introdução

O tráfego da *Internet* está a crescer de forma exponencial, duplicando a cada 8 a 15 meses<sup>[1]</sup>. Actualmente ocorrem grandes congestionamentos das redes e longos atrasos do tráfego, um indicador de que a infra-estrutura não está preparada para suportar tais exigências de crescimento. Portanto, é necessário encontrar soluções que permitam combinar as vantagens da utilização de redes *IP* (*Internet Protocol*), ou seja, de redes de comutação de pacotes (camada de rede) com a elevada largura de banda óptica (camada física). É imperativo que a próxima geração de redes *IP* tenha muito maior capacidade, melhor desempenho, maiores taxas de encaminhamento e de entrega de pacotes ao destino e elevadas taxas de transferência.

Nesse sentido, a inserção de sistemas de comunicação ópticos nas redes *IP* permitem resolver ou atenuar alguns problemas de largura de banda e de taxas de transferência. Por outro lado, as tecnologias utilizadas tendem a melhorar a eficiência de transmissão, o que permite também baixar a taxa de erros de transmissão (*BER – Bit Error Rate*). As soluções actuais recorrem aos protocolos e normas de transmissão existentes, nomeadamente *ATM* (*Asynchronous Transfer Mode*) e *SONET* (*Synchronous Optical Network*) e *SDH*

(*Synchronous Digital Hierarchy*). É comum encontrar soluções do tipo redes *IP-sobre-ATM*, redes *IP-sobre-ATM-sobre-SONET* e redes de comutação de pacotes sobre *SDH*<sup>[3]</sup>. No entanto, este tipo de soluções apresentam alguns problemas entre as camadas protocolares e sobreposição de funcionalidades dos protocolos, Nas redes *IP* é efectuado encaminhamento de pacotes entre os nós fonte e destino sem ser estabelecida ou necessária uma ligação entre esses nós; nas redes *ATM* estabelece-se uma ligação virtual entre extremos, ainda que assíncrona; e nas redes *SONET* a transferência de dados é realizada de forma síncrona<sup>[3]</sup>.

As soluções que utilizam *SONET/SDH*<sup>i</sup> não são totalmente do domínio óptico, ou seja, nos respectivos nós efectuam-se conversões *OEO*, que comprometem seriamente as taxas de transferência e, por isso, estas soluções têm tempos de processamento das tramas de dados relativamente lentos (na ordem dos milissegundos)<sup>[4]</sup>. O aumento das taxas de transferência recorrendo a estas tecnologias resulta no aumento da complexidade dos *routers* e do seu custo<sup>[7]</sup>. Por outro lado, as limitações de implementação em redes com um número elevado de nós<sup>[5]</sup>, leva a que sejam mais utilizadas em ligações ópticas de grandes distâncias.

Portanto, de acordo com as necessidades actuais da *Internet*, as alternativas que permitam um aumento drástico das taxas de transferência e, simultaneamente, uma redução da complexidade dos *routers*, com um custo sustentável, devem passar por soluções que não tenham necessidade de recorrer a conversões *OEO* ou com interfaces de baixo custo, que permitam reduzir o número de camadas protocolares, de modo a evitar sobreposição de funcionalidades e que sejam passíveis de integração nas redes já existentes. Por isso, as propostas mais recentes de implementação de *Internet* óptica consideram modelos mais simples com apenas duas camadas protocolares, onde a camada de ligação de dados é transportada directamente na camada óptica<sup>[3]</sup>.

Com o aparecimento do *WDM*, registou-se um avanço muito importante na evolução das comunicações por fibra óptica, pois permitiu a utilização muito mais eficiente da largura de banda disponível na fibra óptica. Teoricamente, segundo os cientistas da *Bell Labs*, é possível a transmissão global de dados a *100 Tbps*, sem grande interferência e sem ruído significativo, o que corresponde a aproximadamente 20 biliões de mensagens de correio electrónico (de página única) enviadas em simultâneo<sup>[6]</sup>. As redes *WDM* actuais funcionam apenas em ligações ponto-a-ponto e, em cada nó, é efectuado *OEO* do sinal

---

<sup>i</sup> SONET é uma norma definida para taxas elevadas transmissão digital no Norte da America, publicado pelo ANSI (American National Standards Institute). A norma utilizada noutros países, aprovada e publicada pelo ITU (Internacional Telecommunications Union), é o SDH. Dada a semelhança entre as duas normas, é usual serem referidas em conjunto como SONET/SDH .

digital, o que resulta numa estagnação do tráfego (*bottleneck*) e compromete seriamente as taxas de transferência. Presentemente, a tecnologia de transmissão ponto-a-ponto via *WDM* está relativamente madura, sendo uma tecnologia com grande potencial para o transporte de dados por fibra óptica <sup>[3]</sup>.

Nas implementações futuras de redes (sobre) *WDM*, pretende-se que o transporte e encaminhamento de dados ocorra totalmente no domínio óptico, chamadas de redes totalmente ópticas, as *AONs* (*All-Optical Networks*). Este tipo de redes permitirá fazer crescer as taxas de transferência de uma forma transparente, e explorar a largura de banda disponível. Actualmente, estão a ser estudadas soluções tecnológicas com este objectivo, nomeadamente, as *WR* (*Wavelength Routed*) <sup>[5], [8] - [11]</sup>, as redes de *OBS* (*Optical Burst Switching*) <sup>[12], [13]</sup> e as de *OPS* (*Optical Packet Switching*) <sup>[1], [15]</sup>. Em todos os casos, os pacotes *IP* são encapsulados directamente em pacotes ópticos permitindo efectuar encaminhamento no domínio óptico <sup>[15]</sup>. Segundo *T. Battestilli* <sup>[40]</sup>, as redes ópticas podem ser classificadas em função da sua arquitectura: *WRNs* (*WR Networks*), *OBSNs* (*OBS Networks*) e *OPSNs* (*OPS Networks*). Do ponto de vista da topologia, as redes ópticas são constituídas por dois tipos de nós: os nós nucleares (*core nodes*) e os nós extremos e delimitadores da rede (*edge nodes*), cujo exemplo pode ser observado na figura 2.1.

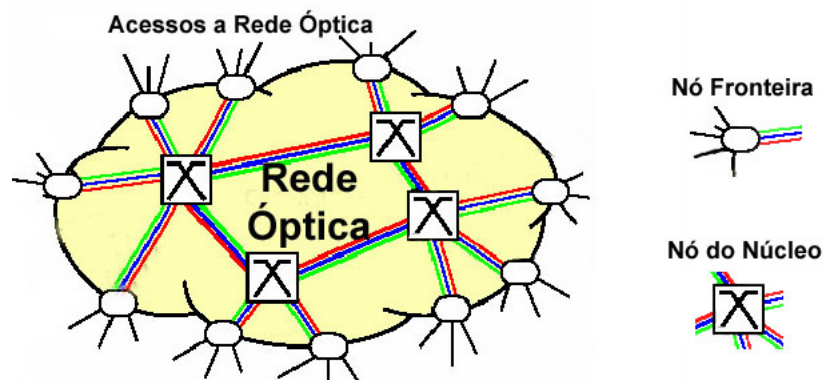


Figura 2.1. Exemplo de uma rede óptica.

Como tem vindo a ser hábito, devido às suas características, essencialmente de escalabilidade<sup>ii</sup>, a implementação de novas soluções tecnológicas tem passado pela tecnologia *WDM*. Esta permite uma maior flexibilidade e aproveitamento eficiente da largura de banda disponível na fibra óptica, especialmente no aprovisionamento de caminhos. Têm sido apresentadas tecnologias baseadas no conceito do *OLS* (*Optical Label Switching*), que consiste num método de encaminhamento de pacotes transparente e eficiente que permite a sua coexistência com o *WDM* <sup>[16]</sup>. Exemplo deste tipo de

<sup>ii</sup> Escalabilidade é a capacidade do hardware, do software ou das redes expandirem o seu tamanho de acordo com as necessidades de tráfego e do número de utilizadores.

abordagem bastante promissora, para o encaminhamento de pacotes ao nível óptico, é o *AOLS (All-Optical Label Swapping)* <sup>[16]-[17]</sup>. Neste caso, os pacotes *IP* individuais ou grupos de pacotes são encapsulados com um *OL (Optical Label)* mal estes entram na rede óptica; após, em cada nó óptico, o *OL* é eliminado e reescrito, enquanto que o(s) pacote(s) *IP* não sofre(m) quaisquer alterações.

As *WRNs* têm uma infra-estrutura quase estática, o que as torna ineficientes na gestão de tráfego muito variável. Para cada topologia deste tipo de rede é necessário resolver o problema de *RWA (Routing and Wavelength Assignment)* <sup>[3]</sup>. Em 1997, surgiu uma nova tecnologia (ao nível dos protocolos de sinalização), desenvolvida pelo *IETF (Internet Engineering Task Force)*, o *MPLS (MultiProtocol Label Switching)* <sup>[18],[19]</sup>, que permitiu um avanço significativo das redes ópticas de dados, devido a uma grande simplificação protocolar e a adição de capacidades de encaminhamento, de controlo e de gestão de tráfego <sup>[16]</sup>. O caso de *IP-sobre-MPLS* consiste em encapsular os pacotes *IP* com uma etiqueta (*label*) contendo a informação necessária da definição do respectivo trajecto entre nós fronteira da rede óptica, o *LSP (Label Switched Path)*. Posteriormente, surgiram duas evoluções do *MPLS*: em 1999, o *MP $\lambda$ S (MultiProtocol Lambda Switching)* e, mais tarde, o *GMPLS (Generalized MPLS)* <sup>[16]</sup>.

O *MP $\lambda$ S* combina os avanços registados no *MPLS*, ao nível de controlo de tráfego, com a tecnologia de *OXCs (Optical Cross-Connects)*, em redes *WDM*. Isto resulta numa infra-estrutura de canais ópticos em tempo real, permitindo a utilização de uma semântica uniforme na gestão e no controlo de redes ópticas híbridas, constituídas por *OXC*s e *LSRs (Label Switching Routers)* <sup>[20]</sup>. No *MP $\lambda$ S*, cada comprimento de onda corresponde a um *label*, correspondendo a cada *LSP*. Ao nível do plano de dados, nos *LSRs* é utilizado o paradigma de *Label Swapping* (extração e adição de um novo cabeçalho óptico) para efectuar a transferência dos pacotes de dados da porta de entrada para a porta de saída; no caso de *OXC*s, utiliza-se uma matriz de comutação para estabelecer a ligação para os canais ópticos entre as portas de entrada e de saída. Um dos aspectos base do *MP $\lambda$ S* é que os *OXC*s, como elementos da rede, permitem reconfigurar circuitos ópticos.

A diversidade e complexidade de dispositivos e de tecnologias existentes nas redes ópticas foi o principal factor para o desenvolvimento de protocolos que permitam o controlo de dados no domínio da comutação de pacotes, assim como nos domínios do comprimento de onda, do espaço e do tempo <sup>[14],[15]</sup>. O *GMPLS* é uma tecnologia multi-plataforma, isto é, permite efectuar a gestão e o controlo e estabelecer *LSP*s que atravessem quaisquer combinações de redes de comutação de pacotes, sejam *TDM (Time-Division Multiplexing)* ou *WDM* <sup>[16]</sup>. Por exemplo, um fluxo de dados pode começar numa rede *IP*, sendo depois transportado sobre uma rede *SONET* e comutado para um dado



comprimento de onda numa determinada fibra óptica. As redes baseadas em *GMPLS* permitem definir um trajecto óptimo para o fluxo de dados em função das especificações de tráfego do utilizador. Na tabela 2.1 encontra-se um resumo da infra-estrutura do *GMPLS*.

<b>Domínio de comutação</b>	<b>Tipo de Tráfego</b>	<b>Esquema de Encaminhamento.</b>	<b>Exemplo de Dispositivo</b>
Pacotes, Células	IP e ATM	Label, VCC (Virtual Channel Connection)	Router IP, Switch ATM
Tempo	TDM/ SONET	Slots de tempo num ciclo repetitivo	DCS (Digital Crossconnect System), ADM (Add/Drop Multiplexers)
Comprimento de onda	Transparente	Lambda	WDM
Espaço	Transparente	Fibra óptica	OXC

**Tabela 2.1. Infra-estrutura GMPLS <sup>[21]</sup>.**

Nas redes *OBS*, os dados são transportados em pacotes relativamente grandes e de tamanho variável, os chamados rajadas (*bursts*), que são transmitidos separadamente dos respectivos pacotes de controlo, dando origem a uma grande flexibilidade da rede <sup>[40]</sup>. De uma forma genérica, o pacote de controlo é criado e transmitido do nó fonte para o nó destino, o que permite efectuar a reserva de recursos (comprimento de onda entre cada par de nós); após um determinado tempo de atraso (*offset*), o respectivo *burst* é transmitido de uma vez só, de rajada, sem esperar a confirmação da disponibilidade do canal de transmissão. Depois do *burst* ser transmitido, os recursos são libertados, para que possam ser (re)utilizados na transmissão de outros *bursts*.

Do ponto de vista conceptual, as redes *OPS* são muito semelhantes às redes electrónicas de comutação de pacotes, caracterizadas pela elevada capacidade de transmissão (*throughput*) e pela fácil adaptação a situações de congestionamento ou de falhas da rede. Actualmente, a grande limitação na implementação de redes *OPS* é o facto de não haver unidades de armazenamento ópticas (*buffers*) e equipamento óptico capaz de extrair e adicionar com precisão cabeçalhos de controlo ópticos - *Label Swapping* <sup>[3]</sup>. Nas redes *OPS*, os dados são transmitidos em pacotes ópticos (de tamanho fixo) juntamente com o cabeçalho óptico que contém a informação de controlo. Esta informação é extraída e processada em cada nó da rede ao longo do trajecto entre o nó emissor e o nó receptor.

Na secção 2.1 faz-se um estudo dos procedimentos de concatenação de cabeçalho óptico nos pacotes de dados provenientes de outras redes no domínio electrónico.

Qualquer uma destas três tecnologias de redes ópticas, *WR*, *OBS* e *OPS*, tem a sua área de aplicação, ao invés de se substituírem umas às outras, poderão e deverão coexistir nas redes ópticas. Nas secções 2.2 a 2.3 descrevem-se esses diferentes tipos de redes ópticas,

em termos do seu funcionamento e das tecnologias necessárias para a sua implementação. Na secção 2.5 complementa-se o estudo efectuado nas secções 2.2 a 2.3, e são descritas outras tecnologias de suporte utilizadas na implementação de redes ópticas.

Finalmente, na secção 2.6 faz-se uma breve descrição dos problemas associados ao sinal óptico, em termos (de flutuações) da potência e da distorção do mesmo, e a forma de resolver ou atenuar esses efeitos.

## 2.1 Optical Label Switching

O conceito chave do *OLS* (*Optical Label Switching*) em redes ópticas é a utilização de métodos eficientes e transparentes de encaminhamento e de comutação de pacotes, sem necessidade de efectuar conversões electro-ópticas e vice-versa nos nós do núcleo da rede óptica. O *AOLS* (*All-Optical Label Swapping*) é uma abordagem à comutação de pacotes no domínio óptico sem recorrer a qualquer conversão *OEO* dos pacotes de dados. O cabeçalho óptico, *OL* (*Optical Label*), é substituído (apagado e rescrito) e o pacote de dados é mantido intacto no domínio óptico<sup>[17]</sup>.

Quando os pacotes de dados chegam aos nós fronteira de uma rede óptica, provenientes de uma rede do domínio electrónico, é-lhes concatenado um *OL*, com informação de sinalização, nomeadamente, os endereços fonte e destino, o tipo de prioridade, o comprimento do pacote de dados, etc. Em cada nó óptico, o *OL* é processado ou o seu conteúdo lido e, em função da informação aí existente e da sua tabela de encaminhamento, o respectivo pacote é encaminhado para o próximo nó do trajecto.

Dependendo da forma como o *OL* é concatenado ou adicionado ao pacote de dados, podem propagar-se alguns efeitos não-lineares e ruído provenientes do próprio *OL*, provocando perda de pacotes de dados. Recorrendo a técnicas em que o *OL* é colocado no mesmo comprimento de onda do pacote de dados (técnicas *inband*), o formato do *OL* pode ser: em série (*bit-serial*)<sup>[22]-[25]</sup>, pode estar multiplexado numa sub-portadora (*SCM - SubCarrier Multiplexing*)<sup>[26]-[30]</sup> ou ser resultante de técnicas de modulação ortogonal (*ASK, IM/FSK, IM/PSK, etc.*)<sup>[26]</sup>. Nas duas primeiras técnicas, a taxa de transferência do cabeçalho é inferior à do pacote de dados e independente desta, tipicamente, 2,5 Gb/s e 10 Gb/s, respectivamente. As técnicas que utilizam comprimentos de onda distintos para transmissão de pacotes de dados e do respectivos *OLs* (técnicas *outband*) permitem uma extracção relativamente fácil do *OL*, mas têm problemas de dispersão que limitam a sua utilização em grandes distâncias, pelo que requerem tratamento e compensação da dispersão, resultando em limitações de escalabilidade.

No caso de *OL* série utiliza TDM [26] e é transmitido antes do respectivo pacote de dados, no mesmo comprimento de onda, separado deste último por uma banda de guarda óptica (*OGB – Optical Guard Band*), como se encontra ilustrado na figura 2.2. Isto permite a remoção e a reinserção do cabeçalho sem necessidade de recorrer a *buffers* (unidades de armazenamento) [29].



Figura 2.2. *OL* em série com o pacote de dados (separados por uma banda de guarda) [29].

No caso do *OL SCM*, o *OL* é transportado no mesmo comprimento de onda do pacote de dados, mas é multiplexado numa subportadora [16]. A figura 2.3 ilustra este caso no domínio do tempo e da frequência. A tecnologia que permite realizar o processamento do cabeçalho totalmente no domínio óptico ainda está numa fase muito experimental [30], pelo que é necessário encontrar soluções tecnológicas aplicáveis na comutação de pacotes de dados ópticos. O *OL SCM* tem a vantagem de poder ser removido e substituído de uma forma bastante flexível.

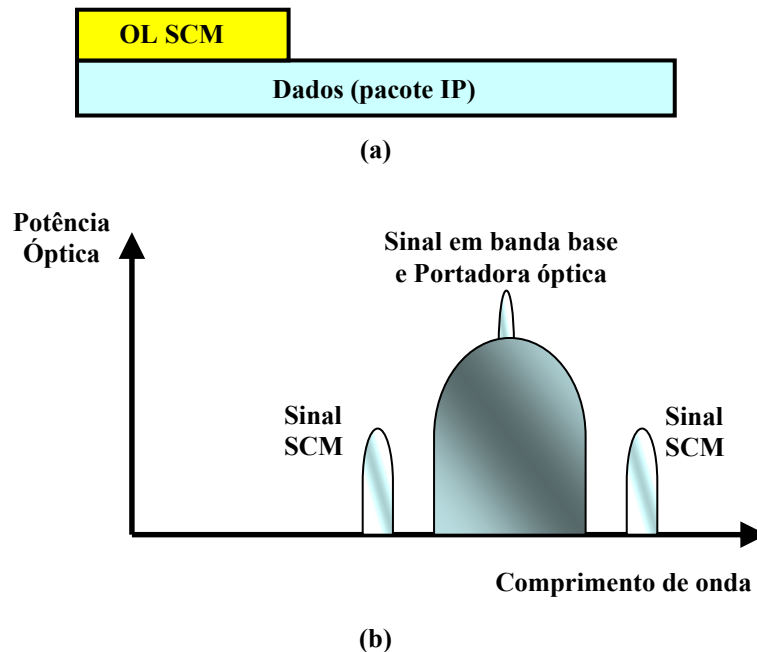


Figura 2.3. *OL* multiplexado numa subportadora [16]  
(a) No domínio do tempo. (b) No Domínio da frequência.

No entanto, esta técnica tem problemas de dispersão induzida, que é possível resolver [26]. Por outro lado, na utilização de *OL SCM* é aconselhável efectuar a substituição do *OL* (conceito de *Label Swapping*) em cada nó.

S. Yoo *et al.* <sup>[16]</sup> apresentam um formato de *OL* com base em *SCM*. Na figura 2.4 encontra-se um diagrama desse *OL*, com os vários campos e o tamanho de cada um. O comprimento total do *OL* é de 45 *bits*: o primeiro campo, *C*, de 2 *bits*, permite definir o tipo de classe do pacote de dados a ser transportado; o *label*, dependendo da classe (*A* a *D*), pode ser apenas um *label* ou os endereços fonte e destino (semelhante às redes *IP* e com 10 *bits* cada); o campo *Prioridade*, representa o *CoS* (*Class of Service*) - Classe de Serviço; o *Length* permite definir o tamanho do pacote de dados; o *Exp.* é utilizado para fins experimentais; o *QoS* (*Quality of Service*) estabelece uma diferenciação de qualidade de serviço; o campo *ToS* (*Type of Service*) especifica o tipo de aplicação associada ao pacote de dados; e o *OTTL* (*Optical Time-to-Live*) define o tempo de vida do pacote na rede óptica.

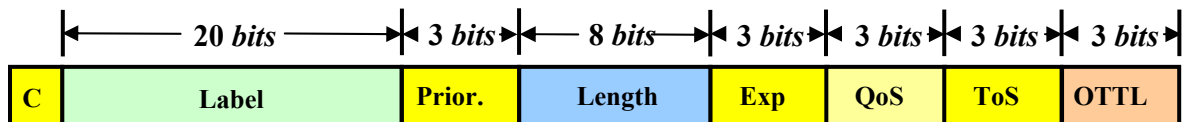


Figura 2.4. Diagrama de um cabeçalho AOLS de 45 *bits* <sup>[16]</sup>.

### 2.1.1 Multiprotocol Label Switching

No caso de redes de comutação de pacotes, a utilização do *MPLS* consiste em adicionar uma etiqueta (*Label*) independente e única a cada pacote de dados, em função da informação existente no seu cabeçalho (*IP*), ou seja, o cabeçalho *MPLS* é, essencialmente, uma versão simplificada do cabeçalho do pacote e contém a informação necessária para efectuar comutação e encaminhamento do pacote ao longo da rede *MPLS* <sup>[31]</sup>, sendo uma forma muito simples de integrar *IP* sobre redes *WDM*.

Este tipo de tecnologia permite que funcionem diferentes serviços (novos ou antigos) sobre redes ópticas, efectuando uma migração para uma infra-estrutura baseada em *IP*, ou seja, o *MPLS* pode ser utilizado em infra-estruturas antigas (*DS3*, *Digital Signal 3*, e *SONET*), novas (*Ethernet 10/100/1000/1G*) e de redes (*IP*, *ATM*, *Ethernet* e *TDM*) <sup>[31]</sup>. Possibilita a interoperabilidade entre técnicas de comutação, nomeadamente, de circuitos, de pacotes e de *bursts*, no nível óptico. O *MPLS* permite de uma forma muito simples e eficiente efectuar a sinalização, sem haver necessidade de sincronização, fragmentação de pacotes de dados e pré-processamento do tempo de sinalização <sup>[32]</sup>.

O *MPLS* foi implementado, essencialmente, para efectuar encaminhamento de nó-a-nó (*hop-by-hop*), portanto, 32 *bits* no cabeçalho *MPLS* são suficientes (10 vezes menos do que no cabeçalho *IPv6*). O *MPLS* tem definidas funcionalidades essenciais no processamento de *labels*, nomeadamente, de *pop/push* (do *stack MPLS*) e de substituição de *label* (*swapping*). O cabeçalho *MPLS* tem um formato como o apresentado no diagrama da

figura 2.5 e permite: distinguir mais de um milhão de destinos diferentes e 8 classes de serviço (o campo *Exp*  $\equiv$  *Experimental*); identificar quando atinge o fundo do *stack* de *labels* (por exemplo, na última entrada do *stack*, o campo *S*  $\equiv$  *Stack* é colocado a 1); e o campo *TTL* (semelhante ao campo com o mesmo nome no protocolo *IPv4*) permite no máximo 256 saltos (*hops*) antes de o pacote ser descartado <sup>[7]</sup>.

De notar que o cabeçalho *MPLS* é colocado entre o cabeçalho da camada de ligação de dados e o pacote da camada de rede, não tem nenhum campo de *Checksum* e, em cada *router*, é removido o cabeçalho aos pacotes que chegam e é-lhes processado e adicionado um novo cabeçalho <sup>[33]</sup>. O cabeçalho pode ser adicionado aos pacotes de várias formas, como descrito anteriormente, em série multiplexada no tempo, através de comprimento de onda, multiplexado numa sub-portadora ou utilizando métodos de modulação óptica ortogonal <sup>[26]</sup>.

No nós fronteira de entrada numa rede *MPLS*, a cada pacote *IP* é concatenado um cabeçalho *MPLS* de 32 *bits* (como se pode observar na figura 2.5), e os pacotes *IP* não são analisados e/ou processados nos nós intermédios da rede óptica. Em função dos endereços *IP* origem e *IP* destino, na rede *MPLS* é estabelecida uma ligação virtual entre extremos da rede, nós fronteira, para efectuar o encaminhamento dos pacotes de dados. Nos nós fronteira de saída de uma rede *MPLS*, é removido o cabeçalho *MPLS* e os pacotes *IP* são encaminhados novamente em função dos seus endereços *IP* origem e *IP* destino.

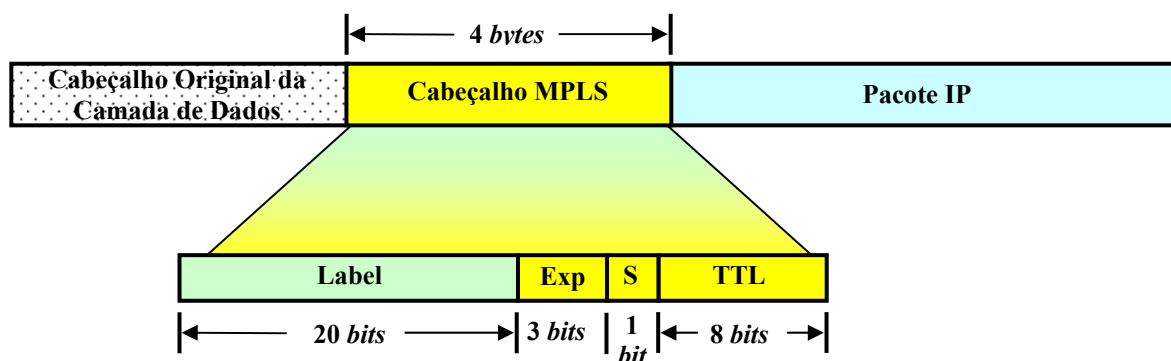


Figura 2.5. Cabeçalho MPLS e um Pacote IP sobre MPLS <sup>[31]</sup>.

Normalmente, as redes *MPLS* definem *LSPs* para os pacotes de dados atravessarem a rede, através do protocolo *LDP* (*Label Distribution Protocol*) que opera em todos os nós *MPLS*. Um *LSP* é definido como uma sequência de *Labels* atribuídos aos nós, na trajetória entre o nó fonte e nó destino, por onde os pacotes de dados passam <sup>[34]</sup>. Por exemplo, semelhante ao encaminhamento em redes *IP*, o *LDP* pode considerar um encaminhamento do tipo nó-a-nó: cada *router MPLS* determina o próximo salto, para uma

dada Classe de Equivalência de Reencaminhamento (*CER*<sup>iii</sup>). A *CER* descreve um grupo de pacotes de dados do mesmo tipo. Em cada nó existe uma tabela denominada por *LIB* (*Label Information Base*) onde se encontra uma associação entre cada *CER* e o respectivo porto de saída para encaminhar os pacotes de dados. O *MPLS* utiliza a informação da topologia da rede distribuída pelos protocolos de encaminhamento *OSPF* (*Open Shortest Path First*) ou *IS-IS* (*Integrated Systems and Information Services*)<sup>[31]</sup>.

No caso em que o *MPLS* utiliza encaminhamento explícito, ou seja, em que a trajectória ao longo da rede entre o nó fonte e nó destino é conhecida e baseia-se na observação global da topologia da rede, os protocolos utilizados são essencialmente dois, o *CR-LDP* (*Constraint-based Routing-Label Distribution Protocol*) e o *RSVP* (*Resource reSerVation Protocol*), sendo este último menos versátil e menos escalável<sup>[34]</sup>.

## 2.2 Wavelength-Routed Networks

Numa *WRN*, uma ligação que se estabeleça entre qualquer par de nós extremos da rede é estabelecida através da reserva de um comprimento de onda<sup>[35]-[38]</sup>. Dado que, entre os nós emissor e receptor, são criados trajectos ópticos de encaminhamento, através de várias ligações ópticas, a transmissão de dados pode ser efectuada totalmente no domínio óptico, recorrendo à utilização de *OADMs* (*Optical Add/Drop Multiplexers*) e de *OXC*s (*Optical Crossconnects*) nos nós da rede<sup>[39]</sup>. Os *OADMs* permitem reservar ou libertar comprimentos de onda para estabelecer os trajectos ópticos, enquanto que, os *OXC*s permitem efectuar, no domínio óptico, a comutação de comprimentos de onda, das portas de entrada para as portas de saída dos nós.

Dado um número de ligações, a pré-configuração de trajectos ópticos fixos/estáticos de encaminhamento e de atribuição de comprimentos de onda em cada ligação depende fortemente da topologia da rede e do volume de tráfego requerido, isto denomina-se como o problema de *RWA*<sup>[37]</sup>. Normalmente, a resolução do problema de *RWA* para uma topologia de rede genérica é bastante complicado, mesmo que seja encontrada uma solução óptima, não resulta no melhor desempenho da rede quando há frequentemente grandes variações de volume de tráfego.

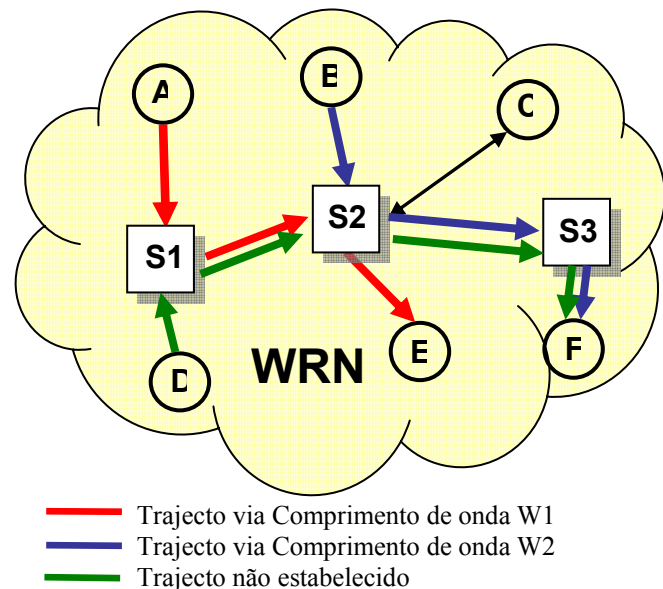
---

<sup>iii</sup> Na literatura a sigla que define *Classe de Equivalência de Reencaminhamento* deriva do termo em inglês, *Forward Equivalency Class – FEC*, no entanto, neste documento, existe outro termo utilizado com a mesma sigla: *Forward Error Correction – FEC*. Para distinguir os dois conceitos e evitar confusões na leitura, optou-se por, neste caso, se utilizar a sigla derivada do termo em Português – *CER*.

Por outro lado, na configuração dinâmica de trajectos ópticos, quando é estabelecido um trajecto óptico, em todos nós, é reservado um comprimento de onda disponível para estabelecer as ligações. Se a reserva de comprimentos de onda ao longo de todo o trajecto óptico for bem sucedida, então este é estabelecido. De notar que a configuração de trajectos ópticos é efectuada em função das exigências de tráfego em cada nó. Pressupõe-se ainda que os nós não efectuem conversão de comprimento de onda.

Em ambos os casos, normalmente, o trajecto que é definido, considera a utilização do mesmo comprimento de onda, desde do emissor até ao receptor. Esta opção aumenta a probabilidade de bloqueio e piora o desempenho da rede. No caso em que os nós efectuem conversão de comprimento de onda, o trajecto óptico pode ser estabelecido através de diferentes comprimentos de onda nas várias ligações entre pares de nós.

Partindo do princípio que se efectua reserva do comprimento de onda enquanto estiver a ser utilizado por um determinado fluxo de dados entre dois nós (não permitindo utilização espacial ou temporal do mesmo), para ilustrar o problema de trajectos ópticos com um único comprimento de onda, considere-se a rede *WR* da figura 2.6, em que cada ligação tem apenas dois comprimentos de onda disponíveis e onde se encontram estabelecidos dois trajectos ópticos, *A* a *E* e *B* a *F*, que utilizam os comprimentos de onda  $W_1$  e  $W_2$ , respectivamente.



**Figura 2.6. Ilustração do problema de trajecto ópticos de um comprimento de onda.**

De notar que não é possível estabelecer um trajecto óptico entre os nós *D* e *F*, dado que não há nenhum comprimento de onda disponível nesse trajecto. No entanto, se os comutadores/routers  $S_1$  e  $S_2$  efectuarem conversão de comprimento de onda, já é possível estabelecer esse trajecto óptico, pelo que, através de este exemplo simples, pode comprovar-se que a inclusão de conversão de comprimento de onda permite em alguns casos melhorar o desempenho de *WRNs*.

## 2.3 Optical Burst Switching

A estrutura de controlo do *OBS* foi pensada ou projectada para funcionar eficientemente sobre *WDM* e totalmente no domínio óptico. Os nós do núcleo têm como função a comutação e encaminhamento dos *bursts* entre extremos da rede. Os nós fronteira de entrada na rede têm que efectuar a conversão eléctrica-óptica dos pacotes de dados, “empacotá-los” em *bursts* e criar o pacote de controlo, sendo transmitidos ambos, primeiro o pacote de controlo e, após, o *burst*. Os nós fronteira de saída têm de desempacotar os *bursts*, efectuar a conversão óptica-eléctrica dos pacotes de dados e encaminhá-los em função do seu endereço destino.

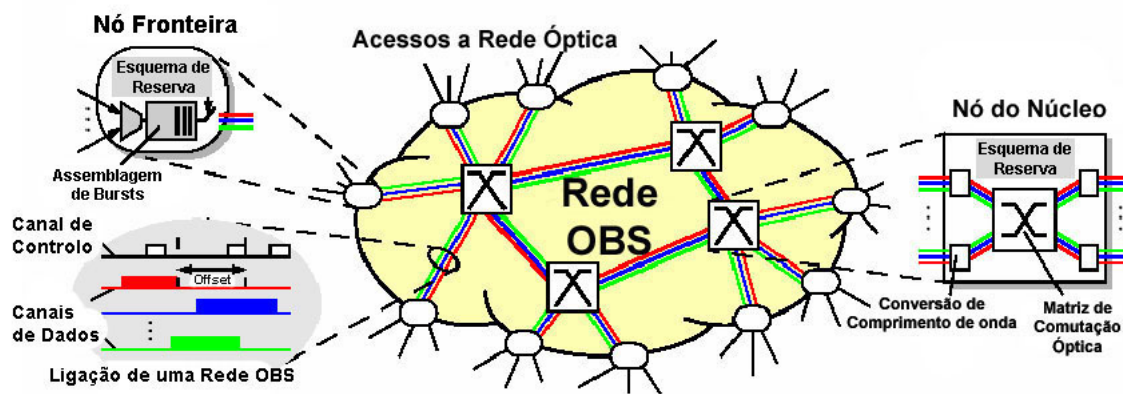


Figura 2.7. Esquema de uma topologia de uma OBSN.

A maioria das implementações de redes *OBS* (figura 2.7) consideram que, entre a transmissão do pacote de controlo e do respectivo *burst*, deve ser inserido um tempo de atraso (*offset*), isto é, o *burst* não é transmitido logo após o pacote de controlo<sup>[40] - [47]</sup>. Esse *offset* é importante, pois permite que o pacote de controlo seja processado nos vários nós, sem que o *burst* tenha de esperar. Desta forma, não é necessário haver *buffers* nos nós do núcleo. Há várias opiniões sobre a forma como deve ser calculado este *offset*, tendo em conta a eficiência, robustez e adaptabilidade das redes *OBS* (este tópico será novamente abordado na secção 2.3.4).

Em termos de uma rede *OBS*, o estabelecimento de uma ligação extremo-a-extremo consiste em criar e enviar o pacote de controlo *OBS* e, passado o tempo pré-determinado de *offset*, enviar o *burst* correspondente (figura 2.8). No entanto, há outros aspectos que devem ser considerados na configuração da ligação extremo-a-extremo ou na reserva de recursos para a transmissão de *bursts*. A definição do encaminhamento de *bursts* e da conversão de comprimento de onda em determinadas ligações (atribuição de um comprimento de onda ao *burst* em cada ligação entre nós da rede), caso o mesmo comprimento de onda não esteja disponível, permite definir o canal de transmissão ao longo de todo o trajecto.



### 2.3.1 Sinalização em OBS

Para efectuar a sinalização e a reserva de recursos em redes *OBS*, têm sido considerados dois esquemas: sinalização distribuída com reserva em “um-sentido” (One-way) ou de sinalização centralizada com reserva ponto-a-ponto.

No esquema de sinalização distribuída com reserva de “um sentido”, que se encontra ilustrado na figura 2.8, o primeiro passo consiste em enviar o pacote de controlo para a rede que é processado em cada nó ao longo do trajecto até ao destino, estabelecendo um canal para a transmissão do *burst*. Enquanto é executado este processo, o *burst* aguarda no nó emissor, durante um tempo de *offset*. Após, o *burst* é transmitido, sem ser esperar a recepção de uma mensagem de confirmação (*Acknowledge*) de reserva de todos os recursos ao longo do trajecto entre a fonte e o destino. A grande vantagem desta opção é que elimina o tempo de atraso resultante do envio da mensagem de confirmação, principalmente em redes de transporte de longa distância. Mas este esquema tem uma desvantagem óbvia, se os recursos não forem reservados para o transmissão do *burst*, este será descartado e a informação existente neste será perdida. Por isso, a avaliação do desempenho das redes *OBS* é medida pela probabilidade de perda de *bursts*. As redes *OBS* não têm quaisquer responsabilidades na retransmissão de *bursts* perdidos, esta questão é resolvida por camadas protocolares superiores, sem esperar pela mensagem de que o trajecto foi reservado com sucesso. Este esquema é mais apropriado para redes de longas distâncias, onde poderá diminuir significativamente o tempo necessário para estabelecer um ligação <sup>[3]</sup>.

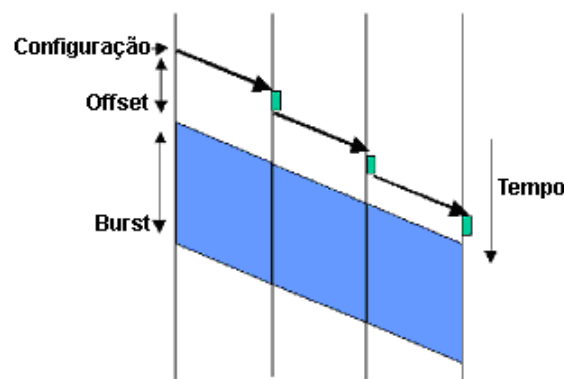


Figura 2.8. Processo de envio de um Burst através do esquema de sinalização distribuída com reserva de “um sentido”.

Nas chamadas redes *WR-OBS* (*Wavelength Routed OBS*) utilizam o esquema de sinalização centralizado com reserva ponto-a-ponto <sup>[41], [42]</sup>, ou seja, o servidor central é responsável pela gestão de todos os recursos da rede *OBS*. Os pacotes de controlo são enviados pelo nós fronteira para o servidor central, onde são colocados em fila de espera,

tendo em conta o seu destino. A determinação do trajecto extremo-a-extremo, depende dos comprimentos de onda disponíveis em cada ligação ao longo do trajecto pretendido. Neste caso, os nós fronteira só transmitem o *burst*, caso recebam uma mensagem de confirmação, *ACKnowledge* positivo, do servidor central.

### **2.3.2 Comutação/Encaminhamento**

O algoritmo de encaminhamento apresenta vários requisitos que são necessários nas arquitecturas *OBS*, nomeadamente, determinar o trajecto fonte-destino muito rapidamente; pré-determinar explicitamente os trajectos nos nós fronteira, e ter esquemas rápidos de protecção e de restauro da rede <sup>[3]</sup>.

Neste sentido, alguns autores propõem a utilização do protocolo *MPLS*, em vez do algoritmo de encaminhamento *IP* convencional <sup>[12]</sup>. Através do *MPLS*, a informação existente no cabeçalho *MPLS* é utilizada para se tomar decisões nos nós da rede. No *MPLS*, todas as opções possíveis de encaminhamento estão divididas em classes equivalentes de encaminhamento <sup>[12]</sup>. Cada nó recorre ao cabeçalho *MPLS* para determinar a próxima ligação e, depois, faz a troca deste, apagando-o e substituindo-o por um novo. Isto permite criar árvores de encaminhamento de pacote multiponto-a-ponto (de forma similar às redes *ATM*) <sup>[12]</sup>.

Por outro lado, como foi referido na secção 2.1.1, o *MPLS* permite predeterminar explicitamente os trajectos nos nós fronteira da rede através do esquemas de encaminhamento do tipo *CR-LDP* ou *RSVP*. Este requisito é especialmente útil e fundamental para garantir uma determinada qualidade de serviço. Algumas arquitecturas propostas necessitam de pré-determinar o trajecto ponto-a-ponto, de modo a contar o número de saltos para estimar o tempo de *offset* <sup>[43]</sup>. O encaminhamento de tráfego *OBS* deve ter mecanismos rápidos de protecção e de restauro do sistema, para lidar com falhas nos nós ou nas ligações. Infelizmente, este é um ponto fraco, pois as tabelas de encaminhamento podem tornar-se obsoletas, devido ao tempo excessivo que a mensagem de falha pode demorar a chegar aos nós fronteira <sup>[3]</sup>. Na secção 2.3.8, este assunto será aprofundado.

### **2.3.3 Conversão do Comprimento de Onda**

Na atribuição do comprimento de onda, podem ser utilizados dois esquemas distintos: (i) continuidade de atribuição do comprimento de onda, onde o mesmo comprimento de onda é reservado em todo o trajecto; (ii) conversão do comprimento de onda nó a nó. O primeiro esquema pode provocar uma elevada perda de *bursts* devido à diminuição da

probabilidade de disponibilidade do mesmo comprimento de onda em todos os nós ao longo do trajecto definido. No segundo esquema, por exemplo, se chegarem dois *bursts* a um nó sobre o mesmo comprimento de onda, mas provenientes de diferentes portas, e que sairão pela mesma porta de saída (*gateway*), um deles é convertido para um comprimento de onda diferente e, assim, podem ser enviados ambos, caso contrário, um deles teria de ser descartado. Este esquema permite uma utilização mais eficiente e dinâmica dos recursos, e, consequentemente, reduz a probabilidade de perda de *bursts*.

Tendo em conta as limitações encontradas em realizar um esquema de total conversão do comprimento de onda, surgiu uma proposta de um esquema de controlo centralizado baseado na continuidade de atribuição de comprimento de onda, o *WR-OBS*, onde os comprimentos de onda são utilizados como etiquetas de encaminhamento<sup>[48]</sup>. No entanto, este esquema tem algumas dificuldades de implementação, nomeadamente, no projecto de um algoritmo de gestão centralizada eficiente.

Em redes *OBS*, a conversão de comprimento de onda tem algumas limitações tecnológicas de implementação<sup>[41]</sup>. Nas alíneas 2.5.1.1 e 2.5.1.2 serão descritas tecnologias que permitem efectuar a conversão do comprimento de onda e comutação.

### 2.3.4 Pré-transmissão do Offset

A pré-transmissão do *offset* tem a função de dar tempo para o pacote de controlo ser processado em cada nó ao longo do trajecto, sem ser necessário atrasar ou reter o respectivo *burst*. Assim, os nós não necessitam de unidades de armazenamento ou geradores de atraso para reter os *bursts*. É fundamental o cálculo acertado do *offset*, pois permite um melhor aproveitamento dos recursos, uma maior eficiência e uma menor probabilidade de perda de *bursts*. Se o *offset* for curto pode causar a perda do *burst*, dado que este chega ao nó antes do recursos serem reservados; se o *offset* for demasiado prolongado, o processo torna-se ineficiente e são desperdiçados recursos, o que poderá provocar a perdas de outros *bursts* por não terem recursos disponíveis. Neste sentido, surgiram diferentes formas de cálculo do *offset*, nomeadamente, *offset* fixo, *offset* estatístico e *offset* de *WR-OBS*<sup>[3]</sup>.

No caso do *offset* fixo, este é a soma do tempo de atraso de propagação de ponto-a-ponto e o tempo de total de processamento do pacote de controlo e de configuração de todas as ligações intermédias. Este protocolo denomina-se de *JET (Just-Enough-Time)*<sup>[43]</sup>.

O *offset* estatístico consiste num *offset* variável gerado por um processo aleatório, ou melhor, por um processo de *Poisson*, sendo ajustado em função de uma determinada *QoS* e da probabilidade de perda de *bursts*<sup>[12]</sup>.

Para calcular o *offset* de *WR-OBS*, é estimada a soma do tempo que o nó fronteira da rede *OBS* demora a pedir os recursos necessários ao servidor central, do tempo de computação do algoritmo *RWA* e do tempo de reserva do trajecto.

### 2.3.5 Reserva e Libertação de Recursos

A reserva e a libertação de recursos pode ser efectuada utilizando esquemas que variam entre a configuração/libertação estimada ou explícita e em função do tempo que o *burst* ocupa os nós *OBS* <sup>[46]</sup>.

Num esquema de configuração explícita (*ExpS - Explicit Setup*) é reservado um comprimento de onda, logo após o pacote de controlo ter sido processado. No caso de uma configuração estimada (*EstS - Estimated Setup*), o nó *OBS* apenas reserva os recursos a partir do momento em que está previsto o *burst* chegar ao nó *OBS*.

De forma análoga, através dos esquemas explícito e estimado libertam-se os recursos, após a transmissão do *burst*. No esquema de libertação explícita (*ExpR - Explicit Release*), o nó fonte envia um pacote de controlo que indica o fim de transmissão do *burst*, ou seja, os recursos são libertados apenas após a recepção deste pacote de controlo. No caso de libertação estimada (*EstR - Estimated Release*), o nó *OBS* tem conhecimento exacto do comprimento do *burst* e, conseqüentemente, do momento em que termina a sua transmissão.

Tendo em conta estes esquemas de reserva e de libertação de recursos, podem considerar-se as seguintes combinações:

1. *ExpS/ ExpR* (figura 2.9.a) – o comutador é configurado logo após o pacote de controlo ser processado e até receber um pacote de controlo indicando o fim de transmissão do respectivo *burst*. Este esquema é de fácil implementação, mas é pouco eficiente, porque ocupa os recursos mais tempo do que é necessário para a transmissão do *burst*.
2. *ExpS/ EstR* (figura 2.9.b) – o pacote de configuração enviado contém informação sobre a duração do *burst*, de modo que os recursos são reservados desde o processamento do pacote até ao fim da transmissão do *burst*. Um exemplo de utilização deste esquema são os protocolos *Horizon* <sup>[47]</sup>, *LAUC (Latest Available Unscheduled Channel)*, *FF (First-Fit)*, *LAUC-VF (LAUC with Void Filling)* e *FF-VF* <sup>[7]</sup>.

No projecto *Jumpstart* são consideradas as duas primeiras opções no protocolo de sinalização *JIT (Just-in-Time)* <sup>[46]</sup>.

3. *EstS/ExpR* (figura 2.9.c) – neste caso, em vez de ser estimado o fim do *burst*, é estimado o início deste, exigindo o envio de um pacote de libertação dos recursos.
4. *EstS/EstR* (figura 2.9.d) – os recursos apenas são reservados durante a transmissão do *burst*. Na arquitectura do protocolo *JET* é utilizada esta opção e tendo sido demonstrado que diminui a probabilidade de perdas de *bursts* <sup>[43]</sup>.

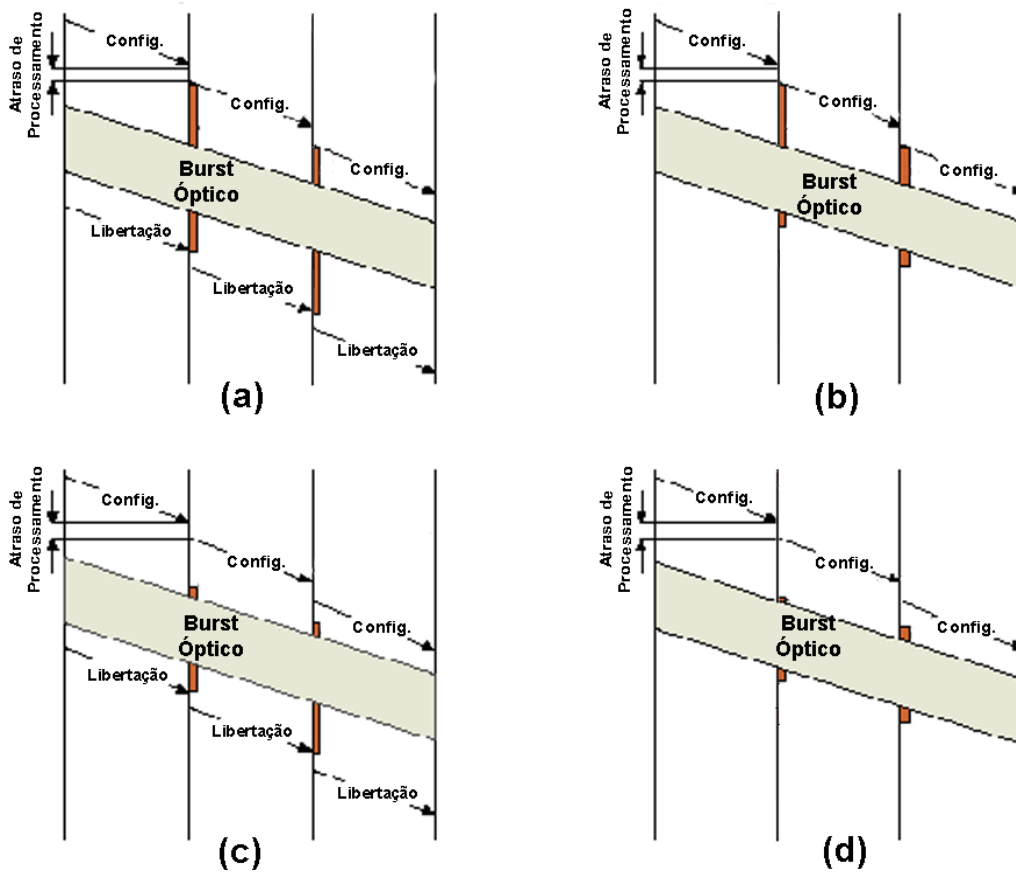


Figura 2.9. Esquemas de reserva e de libertação de recursos.  
 (a) *ExpS/ExpR*. (b) *ExpS/EstR*. (c) *EstS/ExpR*. (d) *EstS/EstR*.

As redes *WR-OBS* usam um esquema de reserva e de libertação de recursos diferente destes, que já foi abordado no ponto 2.3.1.

### 2.3.6 QoS em Função de Classes de Tráfego

É importante que a arquitectura *OBS* suporte diferentes classes de tráfego, de modo a garantir uma *QoS* ajustada às exigências de cada classe. Áudio e vídeo, por exemplo, não podem aceitar longos atrasos em fila de espera. A diferenciação de classes de tráfego tem também o objectivo de diminuir a probabilidade de perdas de *bursts* das classes de maior prioridade.

Na arquitectura *JET*<sup>[49]</sup>, as classes de tráfego são diferenciadas pelo tempo de *offset*, ou seja, às classes de maior prioridade é prolongado o tempo de atraso entre a transmissão do pacote de controlo e do *burst*. Quanto mais alta a prioridade maior é o atraso. No entanto, há limites para o aumento desse tempo de atraso. De notar que para prolongar o tempo de atraso, é aconselhável a utilização de linhas de atraso (*FDLs – Fiber Delay Lines*). Desta forma, a probabilidade de perdas de *burst* das classes de maior prioridade diminui significativamente em comparação com o esquema sem diferenciação de classes, apesar de serem penalizadas as classes de menor prioridade<sup>[49]</sup>.

As redes *WR-OBS*, sendo geridas por um servidor central, têm também um esquema de *QoS*, onde as classes são baseadas em filas de espera prioritárias. Cada nó *OBS* de fronteira tem  $C \times (N-1)$  *buffers*, onde  $C$  é o número de classes e  $N-1$  é o número de possíveis destinos. O tamanho do *burst* de cada prioridade é limitado<sup>[51]</sup>. Quando é criado um novo *burst* de uma determinada classe, o pacote de controlo é enviado ao servidor central, e este é colocado na fila de espera de prioridade  $C$ <sup>[40]</sup>.

O algoritmo *LAUC-VF*<sup>[7]</sup>, implementado para a reserva e libertação de recursos, foi revisto por *Yang et. al.*<sup>[50]</sup>, que fizeram uma generalização deste algoritmo, *G-LAUC-VF*, que inclui uma abordagem de *QoS* com classes baseadas em filas de espera, ao que chamaram *Diffserv QoS (Differentiated Services QoS)*. Neste esquema, o algoritmo *LAUC-VF* nos nós do núcleo atribui recursos aos *bursts* de maior prioridade antes de tratar dos *bursts* de menor prioridade. Os autores assumem *offsets* constantes e o mesmo tamanho de *burst* em todas as classes e, do resultado de simulações, concluíram que a utilização de *FDLs* não traz benefícios na *QoS* e que a diminuição da probabilidade de perdas de *burst* das classes de maior prioridade é obtida à custa da degradação significativa da *QoS* das classes de menor prioridade. No entanto, consideram que é necessário realizar simulações mais complexas, por forma a confirmar estas conclusões. Este algoritmo tem uma particularidade: usa o algoritmo *LAUC-VF* como subalgoritmo, o que facilita a sua implementação, pois não é necessário reprojectar o algoritmo de gestão e o *hardware*.

No projecto *Jumpstart* é utilizado um esquema de classes baseado nas propriedades do sinal óptico. No pacote de controlo é incluída informação sobre os parâmetros de Classes de Serviço (*CoS*), máxima largura de banda, taxa de erros, relação sinal-ruído e espaçamento entre comprimentos de onda. A ligação só é estabelecida se satisfizer os requisitos mínimos<sup>[3]</sup>.

### 2.3.7 Perda de Bursts

Em determinadas condições, a rede pode ficar congestionada e, por isso, alguns pacotes de controlo podem perder-se e não ser possível reservar os recursos necessários, resultando na perda dos respectivos *bursts*. Deve salientar-se que nenhuma das arquitecturas *OBS* propostas prevê a retransmissão de *bursts* perdidos. A principal razão é a elevada taxa de transferência, impossibilitando o armazenamento de cópias dos *bursts* nos nós *OBS* de fronteira, pois as unidades de memória electrónicas são muito lentas e não há tecnologia óptica que permita armazenar dados ópticos durante um período de tempo relativamente longo. A retransmissão dos *bursts* perdidos é assim da responsabilidade de camadas protocolares superiores. Há, no entanto, algumas arquitecturas que permitem reduzir ou evitar a perda de *bursts*: perda parcial do *burst*, segmentação de *burst* e encaminhamento deflexivo.

A perda parcial de *burst*, que os autores denominam de *OCBS (Optical Composite Burst Switching)* <sup>[52]</sup>, tem como base a rejeição da parte inicial do *burst* e, assim que os recursos estejam disponíveis, a transmissão da restante parte. Desta forma, alguns pacotes (de camadas superiores) são entregues. Nesta arquitectura não há transmissão de *offset*, e o *burst* é transmitido logo a seguir ao pacote de controlo. Os próprios nós tem *FDLs* que permitem atrasar os *bursts* até que o pacote de controlo seja processado.

Outra técnica que permite diminuir a perda de *bursts* é o encaminhamento deflexivo <sup>[3]</sup>, ou seja, caso o trajecto inicialmente definido para o encaminhamento esteja ocupado, o *burst* é encaminhado por um trajecto alternativo. Mas esta opção, por si só, pode não evitar a perda do *burst*, pois o trajecto alternativo pode ter mais ligações do que o primeiro trajecto e o tempo de *offset* poderá ser insuficiente. Uma das opções para resolver este problema consiste em adicionar um tempo de atraso extra ao tempo de *offset*, o que não é contudo fácil de calcular <sup>[3]</sup>. Outra solução consiste em atrasar o *burst* apenas na ligação seguinte. Este atraso é calculado com base no trajecto alternativo. Nesta técnica, deve-se limitar o número de vezes que o *burst* pode ser desviado por um trajecto alternativo, pois desvios alternativos podem tornar inaceitável o tempo de transmissão, resultando em congestionamento da rede.

*V. Vokkarane et. al.* <sup>[53]</sup> propõem um esquema híbrido, que é implementado sobre o esquema *JET* e combina uma técnica muito semelhante à utilizada no *OCBS*. Neste esquema, contudo, além do encaminhamento deflexivo, os *bursts* são divididos em segmentos. Como os *bursts* são divididos em segmentos, no caso de haver disputa de recursos, os segmentos que não são transmitidos pelo trajecto inicial são reencaminhados por um trajecto alternativo. Isto ocorre principalmente com o primeiro e o último segmentos. Ao autores propõem duas alternativas para implementar este esquema híbrido,

dependendo da opção escolhida: segmentação-primeiro (*segment-first*) ou deflexão-primeiro (*deflect-first*)<sup>[53]</sup>.

No caso de segmentação-primeiro, quando há disputa de recursos por dois *bursts*, se o que resta ser transmitido de um *burst* for mais curto do que o outro *burst*, então este último é segmentado e o último segmento é deflectido. Caso contrário, o que resta do primeiro *burst* é deflectido. No caso de deflexão-primeiro, um dos *burst* é deflectido por outro trajecto, caso esta esteja livre. Em ambos os casos, se a porta para onde é deflectido um *burst* estiver ocupada, então o *burst* é descartado. Os autores concluíram que a segmentação de *bursts* é mais eficiente quando há tráfego elevado, enquanto que o encaminhamento deflexivo reduz a perda de *bursts* quando há pouco tráfego<sup>[53]</sup>.

### **2.3.8 Protecção e Restauo de Redes OBS**

Nesta secção são descritos alguns esquemas de protecção e de restauo das redes *OBS* que permitem minimizar os danos provocados por uma falha na rede e que resultam na perda de *bursts*. O esquema pré-planeado, de protecção 1+1 estudado em<sup>[44]</sup>, é mais direccionado para *bursts* de longa duração, onde os trajectos primário e secundário são determinados antes do *burst* ser transmitido. Apenas uma pequena parcela do tráfego total numa rede *OBS* poderá utilizar este tipo de protecção, devido ao seu custo. Outra abordagem, mais direccionada para *burst* de curta duração, recorre a mecanismos de restauo dinâmico de falhas em redes *OBS*<sup>[45]</sup>. Os autores consideram três esquemas de restauo de redes *OBS*: actualização da tabela de encaminhamento (*GRU - Global Routing Update*), deflexão local e deflexão distribuída.

A actualização da tabela de encaminhamento consiste na actualização das tabelas nos vários nós da rede de acordo com a topologia após a falha, mas é um processo lento (pode demorar segundos ou até minutos), o que resulta numa elevada perda de *bursts* antes de se concretizar a dita actualização. A deflexão local é muito semelhante ao esquema de encaminhamento deflexivo utilizado para resolver disputas de recursos. Neste caso, o nó que detecta a falha na ligação encaminha o tráfego por outra ligação, o que torna este esquema de restauo mais rápido. Finalmente, na deflexão distribuída, o nó que detecta a falha envia uma mensagem de notificação da sua ocorrência aos nós adjacentes. Após a sua recepção, os nós adjacentes enviam a mensagem a outros nós, até cobrir toda a rede. Esta mensagem contém informação sobre todos os trajectos primários que incluem a ligação interrompida. Portanto, cada nó escolherá um trajecto alternativo que não passe por essa ligação. Comparando os dois últimos esquemas, a deflexão distribuída, apesar de não ser tão rápida (tempos de notificação mais longos), permite efectuar um reencaminhamento do tráfego mais distribuído, em vez da deplecção por uma única ligação.



Com base neste três esquemas de restauro de redes *OBS*, *Y. Xin et. al* <sup>[45]</sup> propuseram um esquema de restauro, *QoS Restoration*, baseado em prioridades e nos três esquemas de restauro descritos, com três classes diferentes (tabela 2.2). Dependendo do estado em que a rede está, desde do surgimento da falha até o seu restauro, o *burst* é classificado segundo uma classe, ou seja, nesse instante é escolhido o esquema que permite uma maior redução da perda de *bursts*.

Os autores conseguiram comprovar que este esquema, baseado em prioridades, é rápido e permite reduzir significativamente a perda de *bursts* em caso de falha numa rede *OBS*. No entanto, este é um tema que requer mais investigação futura e que não faz parte do âmbito deste trabalho.

Classe	Esquema de Restauro
0	Melhor de Deflexão Local ou Distribuída
1	Deflexão Distribuída
2	Actualização da tabela de encaminhamento

Tabela 2.2. Classes do esquema QoS Restoration <sup>[45]</sup>.

## 2.4 Optical Packet Switching

Actualmente, há grandes expectativas depositadas sobre as redes *OPS*, relativamente ao futuro das telecomunicações ópticas. Nos últimos anos têm-se realizado alguns projectos nesta área, nomeadamente, os projectos pioneiros *OPERA* e *KEOPS* <sup>[54] - [55]</sup>.

Na figura 2.10 encontra-se um diagrama de blocos de um nó *OPS* genérico, que consiste numa unidade de controlo de comutação, uma série de desmultiplexers, uma interface de entrada, multiplexers, uma interface de saída, um comutador, uma unidade de armazenamento (*buffer* óptico que pode ser implementado com *FDLs*) e um bloco de conversores de comprimento de onda.

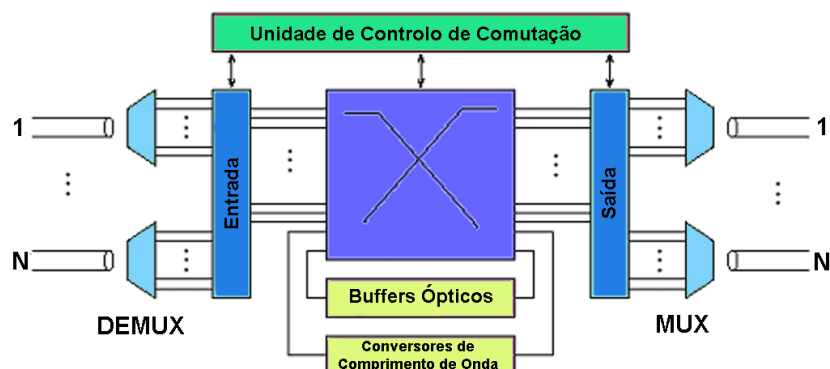


Figura 2.10. Diagrama de blocos de um nó OPS genérico <sup>[59]</sup>.

Os pacotes ópticos que chegam a um nó *OPS* são desmultiplexados e enviados para o interface de entrada. Os pacotes ópticos de *OPS* são constituídos pelos dados (incluindo o

cabeçalho *IP*) e por um cabeçalho óptico, que contém a informação necessária para efectuar o seu encaminhamento no domínio óptico.

A interface de entrada tem, entre outras, as funções de extrair o cabeçalho óptico e encaminhá-lo para a unidade de controlo de comutação. A unidade de controlo de comutação processa a informação desse cabeçalho, determinando a porta de saída e o comprimento de onda a atribuir ao respectivo pacote, dando instruções ao comutador para efectuar o seu encaminhamento. Caso seja necessário reter os dados por algum tempo ou efectuar a conversão de comprimento de onda, são utilizados o *buffer* óptico e o conversor de comprimento de onda, respectivamente. Finalmente, o pacote é direccionado para a interface de saída, onde lhe é adicionado um novo cabeçalho e é encaminhado para a porta de saída pré-determinada.

### **2.4.1 Comutação/Encaminhamento de Pacotes**

O controlo de comutação de pacotes, conversão de comprimento de onda e encaminhamento para a porta de saída, pode ser efectuado electrónica<sup>[54]-[55]</sup> ou opticamente<sup>[27]-[29],[23]</sup>. No entanto, o controlo electrónico de comutação de pacotes, apresenta limitações devido à disparidade entre as taxas de transmissão do *WDM* e a capacidade de efectuar o encaminhamento através de processamento electrónico, principalmente quando as taxas de transferência aumentam acima de um patamar em que se torna de difícil o tratamento electrónico ( $> 40$  Gb/s)<sup>[29]</sup>.

Numa rede *OPS*, o cabeçalho óptico, como já foi referido anteriormente, é apagado e reescrito em cada nó da rede. Na secção 2.1 encontra-se uma descrição dos vários métodos, válidos para *OPS*, utilizados para concatenar o cabeçalho óptico ao pacote de dados. Um dos principais objectivos da conversão de comprimento de onda é resolver problemas de disputa de recursos (descrito na secção 2.4.2), o que pode melhorar a eficiência de utilização dos recursos de uma rede óptica, principalmente em sistemas com tráfego tão dinâmico, como é o caso de *OPS*. Os conversores de comprimento de onda são essenciais e indispensáveis em comutadores de redes *OPS*. A conversão comprimento de onda pode ser obtida através de conversões *OEO*, mas o desejável é, obviamente, realizá-la totalmente no domínio óptico, dado que este tem tempos mais curtos de configuração e uma transparência da taxa de transferência<sup>[60]</sup>.

O princípio de funcionamento dos conversores de comprimento de onda (totalmente) ópticos é baseado em dispositivos altamente não-lineares. Alguns dos exemplos de conversores que se encontram na literatura baseiam-se em: (i) amplificadores ópticos semicondutores (*SOAs – Semiconductor Optical Amplifiers*), onde se tira partido dos efeitos não-lineares de ganho de modulação cruzada (*XGM – Cross-Gain*

*Modulation*)<sup>[62], [63]</sup>, modulação cruzada de fase (*XPM – Cross-Phase Modulation*)<sup>[62]</sup> e também (menos frequentes) de mistura de quatro ondas (*FWM - Four Wave Mixing*)<sup>[64], [65]</sup>; (ii) configurações de interferómetro que exploram o efeito *XPM*, tais como *MZI (Mach-Zehnder Interferometer)*<sup>[62]</sup>, *TOAD (Terahertz Optical Asymmetric Multiplexer)*<sup>[66]</sup>, *UNI (Ultrafast Nonlinear Interferometer)*<sup>[67]</sup>, *DI (Differential Delay Interferometer)*<sup>[68]</sup> e Interferómetro Sagnac Integrado Monolítico (*MISI - Monolithically Integrated Sagnac Interferometer*)<sup>[69]</sup>; e (iii) guias de onda *QPM (Quasi-Phase-Matched)* de  $\text{LiNbO}_3$  dopado com  $\text{MgO}$ <sup>[70], [71]</sup>.

Ultimamente, têm surgido novas configurações que não só utilizam o efeito não-linear *XPM*, mas também um método de bloqueio para a configuração *DI*<sup>[73]</sup>. Com este método consegue-se um funcionamento a taxas de transferência da ordem de 100 Gb/s e transmissão com cascata de regeneradores  $3R$ <sup>iv</sup> bem sucedida a um milhão de quilómetros<sup>[74]</sup>. Este método consiste em aproveitar os efeitos não-lineares *XPM* e *XGM*, o que permite conversões a aproximadamente o dobro da velocidade dos *SOAs* convencionais<sup>[73]</sup>. Os mesmos autores apresentam uma nova configuração com um *SOA* seguido de um filtro *PROF (Pulse Reformating Optical Filter)*, baseado em *MEMS*<sup>[72]</sup>. O modo de funcionamento é muito semelhante ao anterior<sup>[74]</sup>, mas os resultados são ainda melhores, e os autores acreditam que, com esta configuração baseada em *SOAs*, se obtenha a melhor eficiência na conversão de comprimento de onda e na regeneração do sinal, tendo ainda a vantagem de ser transparente aos protocolos utilizados<sup>[72]</sup>. Esta configuração permite, em simultâneo, a conversão de comprimento de onda totalmente no domínio óptico, a comutação de canais ópticos e a equalização de potência do sinal. É totalmente transparente para os ritmos de transmissão, desde que o filtro tenha resolução e largura de banda para ambos ritmos de transmissão baixos e elevados, respectivamente, e desde que as limitações de ritmos de transmissão do elemento não-linear não sejam ultrapassados<sup>[72]</sup>.

## 2.4.2 Resolução de Disputa de Recursos - *Contention Resolution*

Outra questão que merece alguma atenção são as estratégias de resolução de disputa de recursos, isto é, se dois pacotes provenientes de duas entradas diferentes (portas e/ou comprimentos de onda) têm fortes possibilidades de serem encaminhados para a mesma saída (porta e comprimento de onda), o comutador deverá tomar uma decisão que evite a perda de um dos pacotes. Há três estratégias actualmente seguidas para a resolução deste problema. Em caso de contenção, um dos pacotes deve ser: (i) convertido para outro comprimento de onda disponível; (ii) retido em *buffers* ópticos implementados com *FDLs*;

<sup>iv</sup> Regeneração  $3R$  – consiste em reamplificação, retemporização e reformatação do sinal degradado.

ou (iii) encaminhado para um trajecto alternativo <sup>[59]</sup>. A tecnologia de conversão de comprimento de onda foi discutida na secção 2.3.3, pelo que resta abordar as duas últimas estratégias. Existem alguns estudos que abordam este problema de uma forma global e apresentam configurações experimentais que permitem combinar as três estratégias <sup>[75]-[78]</sup>.

Num destes estudos <sup>[78]</sup> concluiu-se que o esquema mais eficiente na resolução da disputa de recursos passa por, efectuar conversão de comprimento de onda, reter os pacotes em *buffers* e, finalmente, recorrer ao encaminhamento alternativo.

#### **2.4.2.1 Buffers Ópticos**

A maior dificuldade da implementação de nós *OPS* é o facto de ainda não haver uma tecnologia eficiente que permita armazenar dados no domínio óptico. A investigação tem-se direccionado no sentido obter dispositivos semelhantes, do ponto de vista conceptual, às *RAMs* (*Random Access Memory*) electrónicas, mas de facto, ainda não há *RAMs* ópticas, a única alternativa óptica são as *FDLs* que permitem armazenar os pacotes. As *FDLs* são fibras ópticas de comprimento fixo que atrasam um pacote durante o tempo que este leva percorrê-las. Sendo relativamente espaçosas e caras, esta é uma área que requer ainda muita investigação.

Os *buffers* ópticos podem ter um único nível ou vários níveis, com um ou mais elementos em paralelo. As arquitecturas de *buffers* podem ser sem ou com realimentação, *feed-forward* ou *feedback*, respectivamente. O número de *FDLs* pode ser minimizado, se forem utilizados algoritmos eficientes para projectar os *buffers* ou se utilizarem conversores de comprimento de onda. Há várias configurações diferentes de *FDLs* que tentam resolver uma determinada questão, nomeadamente, o armazenamento de vários pacotes em simultâneo <sup>[79]</sup>, com atrasos variáveis <sup>[80]</sup> ou considerando um modelo híbrido de memória (optico-eléctrico) <sup>[81]</sup>.

#### **2.4.2.2 Encaminhamento Alternativo (Deflexivo)**

Este método explora a dimensão espacial da rede para resolver problemas de disputa de recursos. Um pacote que perca a disputa de recursos (com outros pacotes), é encaminhado por um trajecto alternativo (normalmente mais longo). A utilização deste método pode causar atrasos, o que resultará na chegada ao destino de pacotes fora de ordem. A eficiência deste método depende directamente do padrão de tráfego e da topologia da rede <sup>[60]</sup>.

A grande vantagem desta estratégia é que a sua utilização não implica um grande esforço na implementação, nos algoritmos de controlo e nos dispositivos de *hardware*

suplementares<sup>[86]</sup>. No entanto, deve-se ter algum cuidado na sua utilização do encaminhamento alternativo em nós sucessivos de uma forma aleatória, pois pode fazer o pacote regressar ao mesmo nó onde iniciou a resolução do problema de disputa de recursos e este pode ficar indefinidamente na rede. Portanto, têm de ser incluídas regras que permitam utilizar a estratégia eficientemente e aumentar, conseqüentemente, a eficiência da própria rede. Por exemplo, o número de ligações deve ser limitado e, quando excedido, o pacote é descartado<sup>[78]</sup>.

## 2.5 Tecnologias de Suporte de Redes Ópticas

Nas secções 2.2 a 2.4 foram estudadas e caracterizadas redes *WR*, *OBS* e *OPS*, bem como descritas algumas das tecnologias de suporte. Há, no entanto, outras funcionalidades e tecnologias (mais específicas) que não foram mencionadas e que são fundamentais para a implementação de redes ópticas, e que serão abordadas nesta secção.

### 2.5.1 Tecnologias e Funcionalidades de Routers Ópticos

Neste ponto, descrevem-se outras tecnologias e funcionalidades necessárias em redes totalmente ópticas e, mais concretamente, em nós ópticos, tais como dispositivos de desmultiplexagem/multiplexagem (*Demux/Mux*) óptica, *OADMs* (*Optical Add-Drop Multiplexers*) e dispositivos de comutação óptica de pacotes e regeneração *3R* óptica (*O3R*). A *O3R* consiste em regenerar os sinais ópticos degradados e é uma funcionalidade não essencial dos nós ópticos, podendo ser utilizada ao longo de uma ligação óptica constituída por vários troços de fibra.

#### 2.5.1.1 Demux/Mux Ópticos e OADMs

A desmultiplexagem e a multiplexagem óptica são tecnologias fundamentais no *WDM*. Apesar de o *WDM* ser uma tecnologia bastante madura e robusta, *Demux/Mux*, especialmente no domínio do tempo, a taxas de transferência elevadas ainda está em fase de melhoramento. Actualmente, há diversas tecnologias disponíveis e exemplos destas são: (i) elementos não-lineares *TOAD* (elemento não-linear colocado assimetricamente num *loop* de uma fibra) ou *SESHG* (*Surface-Emitted Second-Harmonic Generation*)<sup>[82]; [83]</sup>, (ii) portas ópticas, *UNI*<sup>[84]</sup>, (iii) *MEMS* (*Micro-Electro-Mechanical System*)<sup>[85]</sup>.

Por outro lado, os *OADMs* têm como funções inserir ou extrair canais ópticos (comprimentos de onda) em ou de uma sequência de transmissão óptica, respectivamente. Desta forma, usando *OADMs*, os canais de um sinal multi-comprimento de onda podem ser

adicionados ou descartados sem o recurso a processamento electrónico <sup>[86]</sup>. As tecnologias mais utilizadas para implementar *OADM*s são as redes de difracção de *Bragg* (*FGB – Fiber Gratings Bragg*) e matrizes de difracção de guias de onda (*AWGMs - Arrayed Wave-Guide Gratings Matrix*) <sup>[87], [88]</sup>, por serem as tecnologias mais divulgadas e maduras. Existem, naturalmente, outras opções, nomeadamente, redes de difracção ajustáveis, matrizes de micro-espelhos, filtros ajustáveis acústico-óptico e anéis ressonantes <sup>[87]</sup>.

### **2.5.1.2 Encaminhamento/ Comutação**

As tecnologias de comutação são muito importantes na implementação de redes ópticas. Neste grupo de tecnologias podemos incluir os conversores de comprimento de onda, abordados no ponto 2.3.3. O aspecto mais atractivo dos comutadores ópticos é o facto de permitirem efectuar encaminhamento de sinais ópticos, sem ser necessário a conversão dos sinais para o domínio da electrónica. A maior parte das soluções de comutadores totalmente ópticos ainda são objecto de estudo. O parâmetro mais importante de um comutador é o tempo de comutação, mas há outros parâmetros também relevantes, nomeadamente, perdas de inserção, não-linearidades de *Kerr*, razão de potência na saída na comutação *ON-OFF* (*extinction ratio*) e perdas dependentes da polarização (*PDL – Polarization-Dependent Loss*) <sup>[86]</sup>. Actualmente, as principais tecnologias de comutadores ópticos existentes são as seguintes <sup>[86]</sup>:

1. Comutadores opto-mecânicos: esta foi a primeira tecnologia de comutadores ópticos a ser comercializada. A comutação é efectuada por meios mecânicos, prismas, espelhos ou acopladores direccionais. Este tipo de comutadores apresenta baixas perdas de inserção, baixa *PDL* e os efeitos das não-linearidades de *Kerr* são reduzidos, e sendo relativamente baratos, no entanto, o número de portas é limitado e, conseqüentemente, pouco adaptáveis ao aumento das exigências de capacidade e de complexidade do sistema integrante. O tempo de comutação é da ordem de alguns milisegundos, ou seja, são lentos, pelo que a sua utilização vocaciona-se para a protecção de fibras e sistemas de adição/remoção de comprimentos de onda com poucas portas.
2. *MEMS*, podem ser considerados uma subcategoria dos comutadores anteriores, mas são classificados noutra categoria devido à diferença de desempenho, para melhor. Têm todas as suas vantagens, juntamente com um aumento da sua capacidade e melhoria dos tempos de comutação. Por outro lado, são comutadores muito compactos e podem ser montados em *PLCs (Planar Lightwave Circuits)*, permitindo efectuar a combinação de vários *MEMS*s. Há duas subcategorias deste tipo de comutadores: *MEMS* de duas dimensões ou

digitais, *MEMS 2-D* <sup>[90]-[92]</sup>, e *MEMS* de três dimensões ou analógicos, *MEMS 3-D* <sup>[93]</sup>.

Nos *MEMS 2-D* o posicionamento dos espelhos é biestável (*ON/OFF*). O limite actual do número de portas neste tipo de comutador são  $32 \times 32$  <sup>[86]</sup>.

Nos *MEMS 3-D* existe um espelho ajustável por entrada e por saída. Os espelhos têm um funcionamento analógico, com inclinação variável segundo dois eixos. Esta é considerada uma tecnologia promissora para a implementação de comutadores *OXC* (*Optical Cross-connect*) com um número elevado de portas ( $>1000$ ), no entanto, têm como reverso da medalha o seu elevado custo.

Os *MEMSs* podem ser utilizados em multiplexers de adição/remoção de comprimentos de onda e em serviços de monitorização óptica e de protecção óptica.

3. Comutadores eléctrico-ópticos: estes comutadores utilizam um acoplador direccionado e a relação de acoplamento é alterada, sendo variado o índice de refração do material do acoplador. Apesar de fiáveis, as perdas de inserção e *PDL* são elevadas e são mais caros do que os *MEMSs* <sup>[86]</sup>.
4. Comutadores termo-ópticos: estes comutadores utilizam a variação do índice de refração do material dieléctrico por variação da sua temperatura. Há dois tipos de comutadores nesta categoria: interferómetros (baseados, normalmente em *MZIs*) e comutadores ópticos digitais (baseados em sílica ou silício). Estes comutadores são em geral pequenos, mas têm problemas de elevada dissipação de potência, limitações na densidade de integração, modulação cruzada e perdas de inserção inaceitáveis para determinadas aplicações. A maior parte dos comutadores termo-ópticos existentes no mercado necessitam de refrigeração. Uma vantagem destes comutadores é o facto de poderem ser integrados com atenuadores e *AWGMs* <sup>[86]</sup>.
5. Comutadores *Bubble*: podem ser considerados uma subcategoria dos comutadores termo-ópticos, têm o mesmo princípio de funcionamento das impressoras de jactos de tinta e têm alguma escalabilidade. No entanto, em sistemas de telecomunicações não há garantias quanto à sua fiabilidade <sup>[86]</sup>.
6. Comutadores de cristal líquido: utilizam a variação da polarização de luz incidente por variação de um campo eléctrico aplicado ao cristal líquido. Estes comutadores não têm partes móveis, são muito fiáveis e têm um desempenho satisfatório, mas, se não forem bem projectados, podem ser afectados por temperaturas extremas <sup>[86]</sup>.

7. Comutadores acústico-ópticos: baseiam-se na interacção entre som e a luz. Neste caso são viáveis comutações multi-comprimento de onda, dado que é possível ter várias ondas acústicas no material (várias frequências ao mesmo tempo), no entanto, o tempo de comutação é limitado pela velocidade do som, encontrando-se na ordem dos microsegundos.
8. Comutadores *SOA*: são dispositivos muito versáteis, podendo ser usados em vários módulos de redes ópticas, por exemplo, como simples comutadores *ON-OFF*, através de variação da tensão de polarização. São dispositivos caros, mas que permitem a implementação de comutadores de grande capacidade (integrando *SOAs* e acopladores passivos) e a comutação de sinais ópticos pode ser controlada por impulsos de luz. Podem ainda ser montados em estruturas *MZI*.

### 2.5.1.3 Regeneração 3R Óptica

A Regeneração 3R óptica (*O3R*) consiste num processamento altamente não-linear do sinal óptico, de modo a conseguir-se reamplificação, retemporização (*retiming*) e reformatação (*reshaping*) do sinal degradado. É imperativo que essa funcionalidade seja realizada totalmente no domínio óptico, pois a utilização de soluções com processamento electrónico são mais problemáticas e mais caras. A *O3R* é uma funcionalidade essencial em redes totalmente ópticas, principalmente em redes de longa distância, com elevadas taxas de transferência (> 40Gb/s) e/ou em redes com um número elevado de nós, de modo a evitar efeitos acumulados resultantes da distorção do sinal e do processamento do sinal realizado nos nós da rede.

Para implementar *O3R*, têm sido utilizadas várias opções tecnológicas, nomeadamente: (i) com uma estrutura *PD-SMZ* (*Polarization-Discrimination-SMZ*)<sup>[94]</sup>; (ii) com um *UNI*<sup>[94]</sup>; (iii) as baseadas no comutador interferómetro semiconductor *Simétrico-Mach-Zehnder* (*SMZ*)<sup>[95]</sup>; (iv) baseadas no conversor de comprimento de onda *SOA-DI* (*Delayed-Interference*)<sup>[96]</sup>; (v) com moduladores de electro-absorção<sup>[97]</sup>; (vi) com uma configuração de Interferómetro de *Sagnac* com *SOA* (*SOA-Assisted Fiber Sagnac Interferometer*)<sup>[98]</sup>. De destacar que *C. Schubert et. al.*<sup>[99]</sup> conseguiram implementar o *O3R* mais rápido até esta data, a uma taxa de 160 Gb/s, utilizando uma *HNL-DSF* (*Highly NonLinear Dispersion-Shifted Fiber*).



## 2.6 Sinal Óptico

### 2.6.1 Potência do Sinal Óptico

Nesta secção, são abordadas questões directamente relacionadas com a potência do sinal óptico. Numa rede óptica, os pacotes podem fluir por diferentes trajectos até um determinado nó, onde poderão chegar com níveis de potência muito diferentes. O receptor deve ter uma gama dinâmica suficiente e ser capaz de processar sinais com larga variação de amplitude e de fase.

Através de uma experiência com vários *EDFAs* (*Erbium Doped Fiber Amplifiers*) em cascata, foi possível comprovar que as flutuações da potência de saída dos *EDFAs* aumentam ao longo da cascata, devido à saturação do ganho<sup>[100]</sup>. Por isso, têm sido desenvolvidas algumas técnicas de controlo automático de ganho óptico (*AOGC* – *All-Optical Gain Control*), de modo a suprimir as flutuações de ganho em qualquer tipo de amplificadores, como *EDFAs*<sup>[101]-[104]</sup> (figura 2.11), Amplificadores *Raman* (*RAs* – *Raman Amplifiers*)<sup>[105]</sup> e *GC-SOAs* (*Gain-Clamped SOAs*)<sup>[106], [107]</sup>.

Os *RAs* são uma solução atraente para aplicações *WDM*, têm uma largura de banda elevada e de resposta espectral flexível e, por causa das suas características de saturação, os *RAs* lineares permitem simplificar muito a maneabilidade da rede, evitando técnicas de controlo de ganho complexas e caras. No entanto, variações temporárias no ganho do amplificador podem resultar em prejuízos do sistema, por causa da degradação da relação sinal-ruído e dos efeitos não-lineares<sup>[105]</sup>.

Há outras abordagens para resolver este problema, como a utilização de fotodetectores diferenciais<sup>[108]</sup> ou *APDs* (*Avalanche PhotoDiodes*)<sup>[109]</sup>, o que permite aumentar a gama dinâmica do receptor.

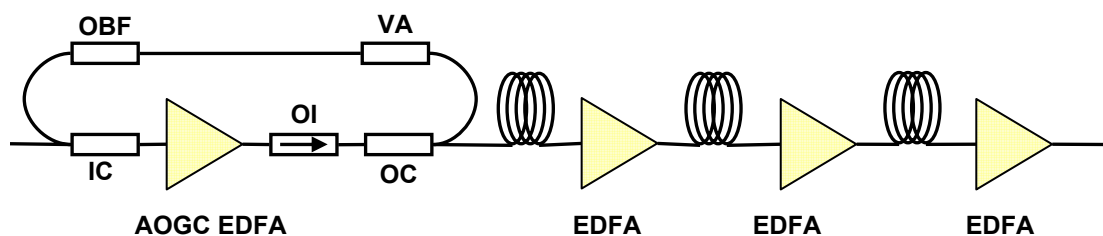


Figura 2.11. Esquema de um caso de AOGC, utilizando EDFAs<sup>[101]</sup>.

## 2.6.2 Distorção do Sinal Óptico

Mais nefasta do que flutuações de potência é a distorção de sinal causadas por fenómenos como a Dispersão de Velocidade de Grupo (*GVD – Group Velocity Dispersion*), dispersão de modo de polarização (*PMD – Polarization Mode Dispersion*), dispersão de maior ordem (*HOD – Higher Order Dispersion*) e efeitos devidos às não-linearidades.

Uma das opções utilizadas para minorar a distorção é a compensação dinâmica da dispersão, sendo mesmo de grande importância em redes ópticas com elevadas taxas de transferência. Dentro desta categoria temos os compensadores de dispersão sintonizáveis que utilizam comutadores mecânicos anti-reflexo<sup>[110]</sup>, uma cascata de *MZIs* (alternadamente simétricos e assimétricos, *SMZI* e *AMZI*, respectivamente)<sup>[111]</sup>, interferómetros *Gires-Tounois MEMS*<sup>[112]</sup>, filtros passa-tudo baseados em guias de onda planares<sup>[112]</sup> e micro-discos *MEMS* ressonantes<sup>[112],[113]</sup>. Outra abordagem possível é a utilização de *FGBs*<sup>[114]</sup> ou *AWGMs*<sup>[115]</sup>. No entanto, as soluções apresentadas ficam aquém das exigências das redes ópticas de comutação de pacotes, ou seja, é necessário implementar uma compensação de dispersão mais eficiente e desenvolver um método rápido de medição e de monitorização da dispersão.

A *PMD* pode ser uma limitação crucial em sistemas de comunicação para ritmos superiores ou iguais a *10 Gb/s* por canal, pois a sua compensação é um elemento fundamental em transmissão óptica a grande distâncias e a elevadas taxas de transferência. Em<sup>[116]</sup> são apresentadas duas técnicas de monitorização e compensação de *PMD*. Para efectuar a compensação de *PMD* têm sido propostos muitos outros métodos de compensação (de primeira ordem e até de segunda ordem)<sup>[117]-[122]</sup>.

As não-linearidades são extremamente difíceis de compensar, devido ao facto de dependerem da potência de sinal do próprio canal e dos canais adjacentes. Em redes de comutação, os dados passam por vários nós em trajectos que lhes provocam efeitos não-lineares, que dependem do comportamento do canal, da potência dos canais adjacentes e do ruído, o que faz acumular uma série de distorções. Por exemplo, o processamento e a remoção/adição de cabeçalhos ópticos são uma fonte de degradação que poderão propagar-se ao longo da rede.

## 2.7 Conclusão

Neste capítulo foram apresentados alguns aspectos gerais do funcionamento das arquitecturas de redes *WR*, *OBS* e *OPS*. Rapidamente se percebe que *OBS* e *OPS* são áreas de grande futuro, mas estando ainda em desenvolvimento, requerem muito mais investigação e estudo, por forma a tornarem-se uma solução com correspondência às expectativas existentes sobre ambas. Só assim, poderão tornar-se tecnologias fiáveis, robustas e maduras ao ponto de suportarem a *Internet* óptica.

No que se refere mais concretamente às redes *OBS*, há alguns aspectos que carecem de melhoramentos evidentes, nomeadamente, os esquemas de minimização das perdas de *bursts*, o tratamento e processamento da informação de controlo (pacotes de controlo), a *QoS* e principalmente a dinâmica de protecção e de restauro das redes *OBS* em caso de falha.

As redes *OPS* encontram-se numa fase ainda mais atrasada de maturação, e têm limitações tecnológicas que impedem a sua implementação efectiva e eficiente. Tal como nas redes *OBS*, o tratamento e processamento de cabeçalhos de controlo, o encaminhamento e a questão de disputa de recursos são problemas (mais ou menos) comuns a ambas, mas o calcanhar de Aquiles das redes *OPS* é o armazenamento óptico de dados, pois, actualmente, a única solução existente são as *FDLs* que têm claras limitações do ponto de vista de utilização.

Finalmente, foram apresentadas outras tecnologias mais específicas que também são utilizadas nas redes ópticas. Como se pode observar, há uma grande variedade de tecnologias, muitas delas em fase experimental e outras ainda imaturas.

No capítulo 6 serão estudadas e analisadas as redes ópticas, essencialmente em termos do desempenho das redes ao nível da camada física e da probabilidade de perdas de pacotes de dados. Serão consideradas redes ópticas genéricas *WDM* ou *MPLS*, mas quando forem consideradas redes *MPLS*, a análise pode ser aplicada às redes *WR*, *OBS* e *OPS*, salvo a especificidade de cada uma delas.

## 2.8 Referências

- [1] A. Jourdan, D. Chiaroni, E. Dotaro, G. J. Eilenberger, F. Masetti and M. Renaud. “The Perspective of Optical Packet Switching in IP-Dominant Backbone and Metropolitan Networks”. IEEE Communications Magazine. Vol. 39, N.º 3, pp. 136-141, March 2001.

- [2] A. D. Gazendam. Master Degree Thesis. “The design of physical and logical topologies for wide-area WDM Optical Networks”. Master of Engineering (Electronic) in the University of Pretoria, Pretoria. December 2003.
- [3] T. Battestilli. “Optical Bust Switching: a survey”. Technical Report TR-2002-10, NC State Univ., Comp. Sci. Dept., July 2002.
- [4] B. Meagher, G. K. Chang, G. Ellinas, Y. M. Lin, W. Xin, T. F. Chen, X. Yang, A. Chowdhury, J. Young, S. J. Yoo, C. Lee, M. Z. Iqbal, T. Robe, H. Dai, Y. J. Chen, and W. I. Way. “Design and Implementation of Ultra-Low Latency Optical Label Switching for Packet-Switched WDM Networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 18, No. 12, pp. 1978 – 1987, December 2000.
- [5] M. Duser, E. Kozlovski, R. I. Killey and P. Bayvel. “Distributed Router Architecture for Packet-Routed Optical Networks”. IFIP/TC6 4<sup>th</sup> Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM 2000), National Technical University of Athens (NTUA), February 7-8, 2000, pp. 202 – 221.
- [6] Lucent Technologies. ”Scientists at Lucent Technologies’ Bell Labs calculate theoretical limits of fiber optic communications”. Press Release, June 28 2001. <http://www.lucent.com/press/0601/010628.bla.html>.
- [7] Y. Xiong, M. M. Vandenhouste and H. Cankaya. “Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks”. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 18, Issue 10, pp. 1838-1851, October 2000.
- [8] A. Grosso, E. Leonardi, M. Mellia, and A. Nucci. “Logical Topologies Design over WDM Wavelength Routed Networks Robust to Traffic Uncertainties”. IEEE Communications Letters, Vol. 5, No. 4, pp. 172-174, April 2001.
- [9] S. Baroni and P. Bayvel, “Wavelength Requirements in Arbitrarily Connected Wavelength-Routed Optical Networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 15, No. 2, pp. 242-251, February 1997.
- [10] Jay Y. Yoo and S. Banerjee, “Design, Analysis, and Implementation of Wavelength-Routed All-Optical Networks: Routing and Wavelength Assignment Approach”. IEEE Communications Surveys, Broadband Networks Area, 1997.
- [11] B. Ramamurthy, D. Datta, Helena Feng, J. P. Heritage and B. Mukherjee. “Impact of Transmission Impairments on the Teletraffic Performance of Wavelength-Routed Optical Networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 17, No. 10, pp. 1713 - 1723, October 1999.
- [12] S. Verma, H. Chaskar and R. Ravikanth. “Optical Burst Switching: a viable solution for a terabit IP backbone”. IEEE Network, Vol. 14, Issue 6, pp. 48-53, November 2002.

- [13] C. Qiao. "Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration". IEEE Communications Magazine". pp. 104 – 114, September, 2000.
- [14] White Paper. "Generalized Multiprotocol Label Switching (GMPLS)". IEC – International Engineering Consortium. <http://www.iec.org/online/tutorials/gmpls/>.
- [15] W. Vanderbanuwhe, F. Touvet and D. Harle. "Providing Quality of Service in an IP over Optical Packet Switching Networks using GMPLS". IV Workshop in G/MPLS Networks, Girona, Spain. April 21-22, 2005. pp. 25-34.
- [16] S. J. Ben. Yoo. "Optical-label Switching, MPLS, MPLambdaS and GMPLS". Optical Networks Magazine. May/June, 2003. pp. 17 – 31.
- [17] D. J. Blumenthal. "Photonic packet switching and optical label swapping". Optical Networks Magazine. November/ December, 2001. pp. 1 – 12.
- [18] E. Rosen, A. Viswanathan and R. Callon. "Multiprotocol Label Switching Architecture". RFC 3031. January 2001.
- [19] E. Rosen, D. Tappan, G. Fedorkow, Y. Rekhter, D. Farinacci, T. Li and A. Conta. "MPLS Label Stack Encoding". Internet Proposed Standard RFC 3032. January 2001.
- [20] D. Awduche and Y. Rekhter. "Multiprotocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control with Optical Crossconnects". IEEE Communications Magazine, Vol. 39, N.º 3, pp. 111 - 116, March 2001.
- [21] Web ProForum Tutorials. "Generalized Multiprotocol Label Switching (GMPLS)". <http://www.iec.org/online/tutorials/gmpls/>.
- [22] C. Guillemot et al.. "Transparent Optical Packet Switching: The European ACTS KEOPS project approach". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 16, Issue 12, pp. 2117-2133, December 1998.
- [23] B. E. Olsson, P. Öhlén, L. Rau, G. Rossi, O. Jerphagnon, R. Doshi, D. S. Humphries, D. J. Blumenthal, V. Kaman, and J. E. Bowers, "Wavelength routing of 40 Gbit/s packets with 2.5 Gbit/s header erasure/rewriting using all-fiber wavelength converter," Electronic Letters, Vol. 31, No. 4, pp. 345–347, February 2000.
- [24] W. Hung, C. Chan, L. Chen and F. Tong. "A *bit*-serial optical packet label-swapping scheme using DPSK encoded labels". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 12, Issue 8, pp. 1088-1090, August 2000.
- [25] S. Xiao, Q. Zeng, J. Wang, J. Xu and Y. Wang. "Realization of a multiwavelength label optical packet switching". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 4, pp. 605-607, April 2003.
- [26] Z. Zhu, V. J. Hernandez, M. Y. Jeon, J. Cao, Z. Pan and S. J. Ben Yoo. "RF photonics signal processing in subcarrier multiplexed Optical Label switching

- communication systems". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 12, pp. 3155-3166, December 2003.
- [27] M. Yong Jeon et al.. "Demonstration of All-Optical Packet Switching routers with optical label swapping and 2R regeneration for scalable Optical label switching networks applications". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 11, pp. 2723-2733, November 2003.
- [28] Y. M. Lin, W. I. Way and G. K. Chang. "A Novel Optical Label Swapping Technique using erasable optical single-sideband subcarrier label". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 12, Issue 8, pp. 1088-1090, August 2000.
- [29] D. J. Blumenthal et al.. "All-Optical Label Swapping Networks and Technologies". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 18, Issue 12, pp. 2058-2074, December 2000.
- [30] D. J. Blumenthal, A. Carena, L. Rau, V. Curri and S. Humphries. "All-Optical Label Swapping wavelength conversion for WDM-IP Networks with subcarrier multiplexed addressing". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 11, Issue 11, pp. 1497-1499, November 1999.
- [31] B. Miller and E. Stewart. Whitepaper. "MPLS Conformance and Performance Testing". Ixia. 2004.
- [32] S. Yoo and U. C. Davis. "Optical-Packet Switching an Optical-Label Switching Technologies for the Next Generation Optical Internet". OFC 2003. Vol. 2. pp. 797-798, March 28, 2003.
- [33] J. Lawrence. "Designing Multiprotocol Label Switching Networks". IEEE Communications Magazine. Vol. 39, N.º 7, pp. 134 – 142, July 2001.
- [34] C. Kocialski. "A Primer on MPLS from Label to Lambda Switching". Vesta Corporation. May 2000.
- [35] R. A. Barry and P. A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changers," IEEE Journal Selected Areas Communications, Vol. 14, No. 5, pp. 858–867, June 1996.
- [36] M. S. Borella and J. P. Jue, "Wavelength Routers in WDM Local Area Networks". Midwest Symposium on Circuits and Systems - MSCS96, August 1996.
- [37] H. Zang, J. P. Jue, and B. Mukherjee, "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks". Optical Networks Magazine, Vol. 1, No. 1, pp. 47-60, January 2000.
- [38] H. Zang, J. P. Jue, S. Ramamurthy and B. Mukherjee. "Connection Management for WR-WDM Networks". IEEE Globecom' 99, pp. 1428-1432, December 1999.

- [39] T. Tachibana. "Studies on Performance Analysis of Network Architectures for Wavelength Division Multiplexing". Phd Thesis. Department of Information Systems Graduate School of Information Science Nara Institute of Science and Technology, July 5, 2004.
- [40] T. Battestilli and H. Perros. "An Introduction to Optical Burst Switching". IEEE Optical Communications, Vol. 41, Issue 8, pp 10-15, August 2003.
- [41] M. Duser and P. Bayvel. "Performance of a Dynamic WR-OBSN". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 14, Issue 2, pp. 239-241, February 2002.
- [42] M. Duser and P. Bayvel. "Analysis of a Dynamic WR-OBSN Architecture". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 20, Issue 4, pp. 574-585, April 2002.
- [43] C. Qiao and M. Yoo. "Optical Burst Switching (OBS): a new paradigm for an Optical Internet". Journal of High Speed Networks, Vol. 8, Issue 1, pp. 69-84, January 1999.
- [44] D. Griffith and S. Lee. "A 1+1 protection architecture for optical burst switched networks". IEEE Journal of Selected Areas in Communications, Vol. 21, Issue 9, November 2003.
- [45] Y. Xin, J. Teng, G. Karmous-Edwards, G. Rouskas and D. Stevenson. "Fault Management with Fast Restoration for Optical Burst Switched Networks". In Proceedings of Broadnets 2004, pp. 25-29, October 2004, San Jose, California.
- [46] I. Baldine, G. Rouskas, H. Perros and D. Stevenson. "Jumpstart: a Just-in-time signalling architecture for WDM burst-switched networks". IEEE Communications Magazine, Vol. 40, Issue 2, pp. 82-89, February 2002.
- [47] J. Turner. "Terabit Burst Switching". Journal of High Speed Networks, 1999.
- [48] P. Bayvel. "Wavelength routing and OBS in the design of future optical Networks architectures". Proceedings of the IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing, Vol. 1, pp. 213-217, 2001.
- [49] M. Yoo, C. Qiao and S. Dixit. "QoS performance of Optical Burst Switching IP-over-WDM Networks". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 18, Issue 10, pp. 2062-2071, October 2000.
- [50] M. Yang, S.Q. Zheng and D. Verchere. "A QoS Supporting Scheduling Algorithm for Optical Burst Switching DWDM Networks". Proceedings of the Global Telecommunications Conference, Vol. 1, pp. 86-91, 2001.
- [51] E. Kozlovski, M. Duser, I. de Miguel and P. Bayvel. "Analysis of burst scheduling for dynamic wavelength assignment in optical burst-switched networks". Lasers and Electro Optics Society, Vol. 1, pp. 161-162, 2001.

- [52] A. Detti, V. Eramo and M. Listanti. "Performance evaluation of a new technique for IP support in a WDM Optical Network: Optical Composite Bust Switching (OCBS)". February 2002.
- [53] V. Vokkarane, J. Jue and S. Sitaraman. "Burst segmentation: an approach for reducing packet loss in Optical Bust Switched Networks". IEEE International Conference on Communications, Vol. 5, pp. 2673-2677, 2002.
- [54] A. Carena, D. Vaughn, R. Guadino, M. Shell and D. J. Blumenthal. "OPERA: an Optical Packet Experimental Routing Architecture with Label Swapping Capability". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 16, Issue 12, pp. 2135-2145, December 1998.
- [55] P. Guambini et al.. "Transparent Optical Packet Switching: Network architecture and demonstrators in the KEOPS project". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 16, Issue 7, pp. 1245-1259, September 1998.
- [56] K. Vlachos et al.. "An Optical IM/FSK Coding Technique for the Implementation of a Label-Controlled Arrayed Waveguide Packet Router". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 11, pp. 2617-2628, November 2003.
- [57] X. C. Yuan V. O. K. Li, C. Y. Li and P. K. A.Wai. "A novel self-routing address scheme for all-optical packet-switched networks with *arbitrary* topologies". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 2, pp. 329-339, November 2003.
- [58] H. J. S. Dorren et al.. "Optical packet switching and buffering by using all-optical signal processing methods". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 1, pp. 2-12, January 2003.
- [59] J. Yu, G. Chang and Q. Yang. "Optical Label Swapping in a Packet-Switched Optical Network Using Optical Carrier Suppression, Separation, and Wavelength Conversion". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 9, pp. 2156-2158, September 2004.
- [60] G. N. Rouskas and L. Xu. "Optical Packet-Switching". Optical WDM Networks: Past Lessons and Path Ahead, (Krishna Sivalingam and Suresh Subramaniam, Editors), Kluwer, Norwell, Massachusetts, 2004
- [61] D. J. Blumenthal et al.. "Optical signal processing for Optical Packet-Switching Networks". IEEE Optical Communications, pp. s23-s29, December 2003.
- [62] T. Durhuus, B. Mikkelsen, C. Joergensen, S. L. Danielsen and K. E. Stubkjaer. "All-Optical Wavelength Conversion by Semiconductor Optical Amplifiers". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 14, Issue 6, pp. 942-954, June 1996.
- [63] S. Rangarajan, Z. Hu, L. Rau and D. J. Blumenthal. "All-optical contention resolution with wavelength conversion for asynchronous variable-length 40Gb/s



- optical packets". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 2, pp. 689-691, February 2004.
- [64] Z. Li, Y. Dong, J. Mo, Y. Wang and C. Lu. "Cascaded All-optical Wavelength conversion for RZ-DPSK signal based on four-wave mixing in Semiconductor Optical Amplifiers". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 7, pp. 1685-1687, July 2004.
- [65] J. H. Lee, W. Berlardi, K. Furusawa, P. Petropoulos, Z. Yusoff, T. M. Monro and D. J. Richardson. "Four-wave mixing based 10Gb/s tunable wavelength conversion using a holey fiber with a high SBS threshold". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 3, pp. 440-442, March 2003.
- [66] J.P. Sokoloff, P.R. Prucnal, I. Glesk and M. Kane. "A terahertz optical asymmetric demultiplexer (TOAD)". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 5, Issue 7, pp. 787-790, July 1993.
- [67] C. Bintjas, K. Vlachos, N. Pleros and H. Avramopoulos. "Ultrafast Nonlinear Interferometer (UNI)-Based Digital Optical Circuits and Their Use in Packet Switching". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 20, Issue 11, pp. 2629-2637, November 2002.
- [68] Y. Ueno, S. Nakamura, K. Tajima, S. Kitamura. "3.8-THz wavelength conversion of picosecond pulses using a semiconductor delayed-interference signal-wavelength converter (DISC)". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 10, Issue 3, pp. 346-348, March 1998.
- [69] V. M. Menon, W. Tong, C. Li, F. Xia, I. Glesh, P. R. Prucnal and S. R. Forrest. "All-optical wavelength conversion using a regrowth-free monolithically integrated Sagnac interferometer". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 2, pp. 254-256, February 2003.
- [70] J. A. Braken and C. Q. Xu. "All-optical wavelength conversion based on MgO-doped LiNbO<sub>3</sub> QPM waveguides using an EDFA as a Pump Source". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 7, pp. 954-956, July 2003.
- [71] B. Olsson, P. Ohlen, L. Rau and D. J. Blumenthal. "A simple and robust 40-Gb/p Wavelength Converter using fiber cross-phase modulation and Optical filtering". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 12, Issue 7, pp. 846-848, July 2000.
- [72] J. Leuthold, D. M. Marom, S. Cabot, J. J. Jaques, R. Ryf and C. Randy Giles. "All-optical wavelength conversion using a pulse reformatting optical filter". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 22, Issue 1, pp. 186-192, January 2004.
- [73] J. Leuthold, B. Mikkelsen, R. E. Behringer, G. Raybon, C. H. Joyner and P. A. Besse. "Novel 3R Regenerator Based on Semiconductor Optical Amplifier

- Delayed-Interference Configuration”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 13, Issue 8, pp. 860-862, August 2001.
- [74] J. Leuthold, C. H. Joyner, B. Mikkelsen, G. Raybon, J. L. Pleumeekers, B. I. Miller, K. Dreyer and C. A. Burrus. “100 Gbit/s all-optical wavelength conversion with integrated SOA delayed-interference configuration”. Electronic Letters, Vol. 36, No. 13, pp. 1129-1130, June 2000.
- [75] Z. Pan, M. Y. Jeon, Y. Bansal, J. Cao, J. Taylor, V. Akella, S. Kamei, K. Okamoto and S. J. B. Yoo. “Packet-by-packet wavelength, time, space-domain contention resolution in an optical-label switching router with 2R regeneration”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 9, pp. 1312-1314, September 2003.
- [76] F. Xue, Z. Pan, Y. Bansal, J. Cao, M. Jeon, K. Okamoto, S. Kamei, V. Akella and S. J. B. Yoo. “End-to-end contention resolution schemes for an optical packet switching network with enhanced edge routers”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 11, pp. 2595-2604, November 2003.
- [77] Z. Pan, H. Yang, Z. Zhu, J. Cao, V. Akella, S. Butt and S. J. B. Yoo. “Demonstration of variable-length packet contention resolution and packet forwarding in an optical-label switching router”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 7, pp. 1772-1774, July 2004.
- [78] S. Yao; B. Mukherjee, S.J.B. Yoo and S. Dixit. “A unified study of contention-resolution schemes in optical packet-switched networks”. IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 3, pp. 672- 683, March 2003.
- [79] Y. Liu, M. T. Hill, G. D. Khoe and H. J. S. Dorren. “All-Optical buffering using laser neural networks”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue 4, pp. 596-598, April 2003.
- [80] Y. Liu, M. T. Hill, N. Calabretta, H. de Waardt, G. D. Khoe and H. J. S. Dorren. “Demonstration of a Variable Optical Delay for a Recirculating Buffer by Using All-Optical Signal Processing”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 7, pp. 1748-1750, July 2004.
- [81] R. Takahashi, T. Nakahara, K. Takahata, H. Takenouchi, T. Yasui, N. Kondo and H. Suzuki. “Photonic Random Access Memory for 40-Gb/s 16-b Burst Optical Packets”. IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, Issue 4, pp. 1185-1187, April 2004.
- [82] K. Deng, R. J. Runser, P. Toliver, I. Glesk, and P. R. Prucnal. “A highly-scalable, rapidly-reconfigurable, multicasting-capable, 100-Gb/s photonic switched interconnect based upon OTDM technology”, IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 18, Issue: 12, pp. 1892-1904, December 2000.

- [83] T. G. Ulmer, M. C. Gross, K. M. Patel, J. T. Simmons, P. W. Juodawlkis, B. R. Wasburn, W. S. Astar, A. J. Spring Thorpe, R. P. Kenan, C. M. Verber, and S. E. Ralph. "160-Gb/s optically time-division multiplexed link with all-optical demultiplexing", IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 18, Issue 12, pp. 1964-1977, December 2000
- [84] S. A. Hamilton, B. S. Robinson, T. E. Murphy, S. J. Savage and E. P. Ippen. "100 Gb/s optical time-division multiplexed networks", IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 20, Issue 12, pp. 2086 – 2100, December 2002.
- [85] S. Pau, M. De Angelis and B. Holland. "Time-multiplexed signals and parallel signal analysis/switch optimization for MEMS-based optical cross-connect", IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 3, pp. 609-613, March 2003.
- [86] G. I. Papadimitriou, C. Papazoglou and A. S. Pomportsis. "Optical Switching: Switch Fabrics, Techniques, and Architectures". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 2, pp. 384- 405, February 2003.
- [87] S.D. Dods and R. S. Tucker. "A comparison of the homodyne crosstalk characteristics of optical add-drop multiplexers". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 19, Issue 12, pp. 1829 - 1838, December 2001.
- [88] D. Mechin, P. Grosso, D. Bose. "Add-drop multiplexer with UV-written Bragg gratings and directional coupler in SiO<sub>2</sub>-Si integrated waveguides", IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol.: 19, Issue: 9, pp. 1282-1286, September 2001.
- [89] S. Bregni, G. Guerra and A. Pattavina, "State of the art of optical switching technology for all-optical networks," in Communications World. Rethymo, Greece: WSES Press, 2001.
- [90] J. E. Ford, A. Aksyuk, D. J. Bishop and J. A. Walker. "Wavelength Add-Drop Switching Using Tilting Micromirrors," IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 17, Issue 5, pp. 904-911, May 1999.
- [91] G. Shen, T. H. Cheng, S. K. Bose, C. Lu, and T. Y. Chai. "Architectural Design for Multistage 2-D MEMS Optical Switches". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 20, Issue 2, pp. 178-187, February 2002.
- [92] T. Y. Chai, T. H. Cheng, S. K. Bose, C. Lu, and G. Shen. "Array Interconnection for Rearrangeable 2-D MEMS Optical Switch" IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 21, Issue 5, pp. 1134-1140, May 2003.
- [93] V. Kaman, X. Zheng, R. J. Helkey, C. Pularla and J. E. Bowers. "A 32-element 8-bit photonic true-time-delay system based on a 288 /spl times/ 288 3-D MEMS optical switch". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 15, Issue: 6, pp. 849-851, June 2003.

- [94] A. E. Kelly, I. D. Phillips, R. J. Manning, A. D. Ellis, D. Nasset, D. G. Moodie and R. Kahsyap. "80 Gbit/s all-optical regenerative wavelength conversion using semiconductor optical amplifier based interferometer". *Electronics Letters*, Vol. 35, Issue 17, pp. 1477-1478, August 1999.
- [95] Y. Ueno, S. Nakamura and K. Tajima. "Penalty-Free Error-Free All-Optical Data Pulse Regeneration at 84 Gb/s by Using a Symmetric-Mach-Zehnder-Type Semiconductor Regenerator". *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 13, Issue 5, pp. 469-471, May 2001.
- [96] J. Leuthold, B. Mikkelsen, R. E. Behringer, G. Raybon, C. H. Joyner and P. A. Besse. "Novel 3R Regenerator Based on Semiconductor Optical Amplifier Delayed-Interference Configuration". *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 13, Issue 8, pp. 860-862, August 2001.
- [97] T. Otani, T. Miyazaki and S. Yamamoto. "40-Gb/s Optical 3R Regenerator Using Electroabsorption Modulators for Optical Networks". *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Vol. 20, Issue 2, pp. 195-200, February 2002.
- [98] G. Gavioli and P. Bayvel. "Novel 3R Regenerator Based on Polarization Switching in a Semiconductor Optical Amplifier-Assisted Fiber Sagnac Interferometer". *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 15, Issue 9, pp. 1261-1262, September 2003.
- [99] C. Schubert, R. Ludwig, S. Watanabe, F. Futami, C. Schmidt, J. Berger, C. Boerner, S. Ferber, and H. G. Weber. "160 Gbit/s wavelength converter with 3R regenerating capability", *Electronics Letters*, Vol. 38, Issue 16, pp. 903-904, August 2002.
- [100] M. Karasek, M. Menif, and L. A. Rusch. "Output power excursions in a cascade of EDFAs fed by multichannel burst-mode packet traffic: experimentation and modeling". *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Vol. 19, Issue 7, pp. 933-940, July 2001.
- [101] M. Karasek, A. Bononi, L. A. Rusch and M. Menif. "Gain stabilization in gain clamped EDFA cascades fed by WDM burst-mode packet traffic". *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Vol. 18, Issue 3, pp. 308-313, March 2000.
- [102] S. W. Harun, N. Tamchek, P. Poopalan and H. Ahmad. "Gain clamping in two-stage L-band EDFA using a broadband FBG", *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 16, Issue 2, pp. 422-424, February 2004.
- [103] C. Yeh, C. Lee, C. Chen and S. Chi. "S band gain-clamped erbium-doped fiber amplifier by using optical feedback method". *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 16, Issue 1, pp. 90-92, January 2004.
- [104] Y. Lu and S. Chi. "All-optical gain-clamped wideband serial EDFA with ring-shaped laser". *Optics Communications*, Vol. 229, pp. 317-323, 2004.

- [105] G. Bolognini and F. Di Pasquale. "Transient Effects in Gain-Clamped Discrete Raman Amplifier Cascades", *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 16, Issue 1, pp.66-69, January 2004.
- [106] H. Kim, J. Lee, I. Yun; S. Kim, H. Shin, S. Hwang, Y. Oh and C. Shim. "A gain-clamped SOA with distributed Bragg reflectors fabricated under both ends of active waveguide with different lengths", *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 16, Issue 4, pp. 999-1001, April 2004.
- [107] H. H. Lee, D. Lee and H.S. Chung. "A gain-clamped-semiconductor-optical-amplifier combined with a distributed Raman-fiber-amplifier: a good candidate as an inline amplifier for WDM networks". *Optics Communications*, Vol. 229, pp. 249-252, 2004.
- [108] H. Nishizawa, Y. Yamada, K. Habara and T. Ohyama. "Design of a 10-Gb/s burst-mode optical packet receiver module and its demonstration in a WDM optical switching network". *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Vol. 20, Issue 7, pp. 1078-1083, July 2002.
- [109] P. Ossieur, X. Qiu; J. Bauwelinck and J. Vandewege. "Sensitivity penalty calculation for burst-mode receivers using avalanche photodiodes", *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Vol. 21, Issue 11, pp. 2565-2575, November 2003.
- [110] C. K. Madsen, G. Lenz, A. J. Bruce, M. A. Cappuzzo, L. T. Gomez and R. E. Scotti. "Integrated all-pass filters for tunable dispersion and dispersion slope compensation," *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 11, Issue 12, pp. 1623-1625, December 1999.
- [111] K. Takiguchi, S. Suzuki and T. Shibata. "Method for adjusting lattice-form optical devices and its use in realising low-loss variable chromatic dispersion compensator". *Electronics Letters*, Vol. 39, Issue 4, pp. 355-356, February 2003.
- [112] M. M. Lee, S. Mathai and M. C. Wu. "Dynamic Dispersion Compensator using MEMS-actuated Microdisk resonators", *Conference on Lasers and Electro Optics/International Quantum Electronics Conference*, May 2004.
- [113] M. M. Lee and M. C. Wu. "A MEMS-Actuated Tunable Microdisk Resonator". *IEEE International Conference on Optical MEMS*, 2003.
- [114] K. M. Feng, J. X. Chai, V. Grubsky, D. S. Starodubov, M. I. Hayee, S. Lee, X. Jiang, A. E. Willner and J. Feinberg. "Dynamic dispersion compensation in a 10-Gb/s optical system using a novel voltage tuned nonlinearly chirped fiber Bragg grating", *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol. 11, Issue 3, pp. 373-375, March 1999.
- [115] M. C. Parker, S. D. Walker, A. Yiptong, R. J. Mears. "Applications of active arrayed-waveguide gratings in dynamic WDM networking and routing", *IEEE*

- Journal of Lightwave Technology, Vol. 18, Issue 12, pp. 1749-1756, December 2000.
- [116] S.M.R.M. Nezam, Yong-Won Song, C. Yu, J. E. McGeehan, A. B. Sahin and A. E. Willner. "First-order PMD monitoring for NRZ data using RF clock regeneration techniques", IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 22, Issue 4, pp. 1086-1093, April 2004.
- [117] S. Kim, "Optimal Choice of Compensation PMD Vector in Feedforward-Type Second-Order PMD Compensation ". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 22, Issue 8, pp. 1872-1876, August 2004.
- [118] H. Sunnerud, C. Xie, M. Karlsson, R. Samuelsson and P. A. Andrekson. "A comparison between different PMD compensation techniques". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 20, Issue: 3, pp. 368-378, March 2002.
- [119] D. Sandel, V. Mirvoda, S. Bhandare, F. Wust and R. Noe. "Some enabling techniques for polarization mode dispersion compensation". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol.: 21, Issue 5, pp. 1198-1210, May 2003.
- [120] G. Ouyang, A. Eyal and A. Yariv. "An Optimal Feedforward Design for Complete PMD Compensation Up to the Second Order". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol.: 22, Issue 8, pp. 1844-1847, August 2004.
- [121] P. B. Phua, H. A. Haus and E. P. Ippen. "All-frequency PMD compensator in feedforward scheme". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 22, Issue 5, pp. 1280-1289, May 2004.
- [122] P. Oswald, C. K. Madsen and R. L. Konsbruck. "Analysis of scalable PMD compensators using FIR filters and wavelength-dependent optical power measurements". IEEE Journal of Lightwave Technology, Vol. 22, Issue 2, pp. 647-657, February 2004.

# Capítulo III

## Protocolos de Internet

### 3.0 Introdução

Nos últimos tempos tem sido analisada a possibilidade de transporte de tráfego *Internet* directamente sobre as redes ópticas. Neste capítulo são descritos alguns dos protocolos que constroem a *Internet*, com especial ênfase nos protocolos utilizados nas camadas de transporte (*TCP - Transmission Control Protocol* e *UDP - User Datagram Protocol*), de rede (*IP - Internet Protocol* nas suas versões 4 e 6) e de dados (*Ethernet*). De notar que este último protocolo não é utilizado na camada de ligação de dados de redes ópticas, mas é descrito para ajudar a sustentar a comparação do desempenho das redes ópticas com redes *Ethernet*.

Este capítulo está subdividido em 2 secções: na primeira são caracterizados os protocolos de base da arquitectura da *Internet*, pertencentes às camadas de transporte e de rede; na segunda secção é apresentado o protocolo de controlo de acesso ao meio (*MAC - Medium Access Control*) de redes *Ethernet*. Na secção referente aos protocolos de rede da arquitectura da *Internet*, são apresentadas algumas possibilidades de introdução do *IP* sobre redes ópticas.

### 3.1 Internet

A *Internet* é uma rede de redes que integra redes locais de escolas, bibliotecas, empresas, hospitais, instituições administrativas, institutos de investigação, etc. É uma infra-estrutura distribuída e heterogénea que inclui uma variedade de tecnologias, como redes telefónicas, ligações por satélite, microondas terrestres, redes de fibras ópticas, etc. Na figura 3.1 encontra-se um esquema representativo das várias camadas protocolares da *Internet*.

<b>Aplicação (Telnet, FTP, etc.)</b>	Troca de dados entre aplicações
<b>Transporte (TCP ou UDP)</b>	Comunicação entre processos
<b>Rede/Internet (IP)</b>	Comunicação terminal a terminal
<b>Dados/ Física</b>	Transmissão dos dados no meio físico.

**TCP/IP**

**Figura 3.1. Base da arquitectura da Internet.**

A camada de rede proporciona comunicação entre extremos identificados pelos seus endereços *IP*. Os protocolos da camada de transporte, *TCP* ou *UDP*, permitem estabelecer a comunicação entre aplicações ou processos. Cada processo é identificado ao nível da camada de transporte por um porto do protocolo.

A camada de transporte, no caso do protocolo *TCP*, permite regular o fluxo de dados e fornecer um transporte fiável, assegurando que os dados sejam entregues sem erros e pela ordem correcta. Com o protocolo *UDP*, a camada de transporte faz a ponte entre a camada de aplicação e a camada de rede, sendo esta funcionalidade da competência da camada de aplicação. Na tabela 3.1 encontra-se uma lista das aplicações mais conhecidas da *Internet* e o correspondente protocolo de transporte utilizado.

A camada de transmissão de dados permite estruturar a informação em tramas para que possa ser transportada no respectivo meio físico. No caso concreto, considera-se como meio físico a *Ethernet* (é o meio físico que será termo de comparação com o meio óptico).

### 3.2 Camada de Transporte

Na *Internet* são utilizados dois protocolos da camada de transporte para as aplicações, o *TCP* e o *UDP*. Os protocolos de transporte proporcionam comunicação do tipo aplicação-a-aplicação (extremo-a-extremo da rede) e, por isso, necessitam de estender o mecanismo de endereçamento para identificar as aplicações. Actualmente, os sistemas operativos suportam multitarefa, pelo que é necessário identificar exactamente qual o



processo, num determinado terminal, que comunica com outro processo, noutra terminal remoto. Cada aplicação é identificada na camada de transporte por um porto de aplicação (número inteiro positivo). O *TCP* e o *UDP* usam porto destino para desmultiplexar os pacotes *IP*. Os números de portos *TCP* e *UDP* são independentes, mas, se um serviço for fornecido por ambos os protocolos, o número de porto é normalmente o mesmo.

<b>Aplicação</b>	<b>P. Aplicação</b>	<b>P. Transporte</b>
Correio electrónico	SMTP	TCP
Acesso remoto via terminal	Telnet	TCP
World Wide Web	HTTP	TCP
Transferência de ficheiros	FTP	TCP
Servidor remoto de ficheiros	NFS	UDP (tipicamente)
Multimedia	Proprietário	UDP (tipicamente)
Telefone de Internet	Proprietário	UDP (tipicamente)
Gestão de rede	SNMP	UDP (tipicamente)
Protocolo de encaminhamento	RIP	UDP (tipicamente)
Tradução de nomes	DNS	UDP (tipicamente)

**Tabela 3.1. Aplicações da Internet mais conhecidas e o protocolo de transporte utilizado <sup>[2]</sup>.**

Nesta secção vamos descrever estes protocolos, como funcionam e que campos necessitam de conter nos seus cabeçalhos para funcionar correctamente, assim como as diferenças entre eles.

### 3.2.1 Protocolo TCP

O protocolo *TCP* permite estabelecer uma ligação virtual entre aplicações que necessitem de uma ligação com detecção de erros e de retransmissão automática de segmentos com erros. Neste mecanismo apenas se processa a transferência de informação depois de estar estabelecida a ligação. Essa ligação é equivalente a um circuito virtual entre duas aplicações e é identificada por um par de pontos terminais (endereço *IP* e porto). O *TCP* está estruturado para que várias aplicações numa máquina possam comunicar simultaneamente com processos noutras máquinas e para que uma máquina possa desmultiplexar o tráfego proveniente de várias aplicações ou de processos a correr na mesma máquina.

O *TCP* é orientado ao fluxo de dados, neste sentido, a aplicação não tem responsabilidade ou necessidade de dividir os dados nem de suporte de controlo de perdas de segmentos de informação. Este protocolo entrega ao receptor exactamente a mesma sequência de *bits* que o emissor enviou, sendo orientado à ligação nos dois sentidos

(*Full-Duplex*), ou seja, requer a manutenção de alguma informação de estado para garantir a fiabilidade e o controlo dos fluxos de dados fornecidos.

O controlo de fluxos permite que os segmentos *TCP* cheguem fora de ordem ao receptor. Cada extremo da comunicação tem uma fila de espera limitada para armazenamento de segmentos. Por outro lado, quando o receptor recebe um segmento *TCP*, envia uma mensagem de confirmação (*ACK - ACKnowledge*). Se os segmentos forem descartados ou não chegarem ao destino, não é enviada mensagem de confirmação. Se o emissor, durante um certo tempo, não receber a correspondente mensagem de confirmação, após ter enviado um segmento *TCP* (atinge o *time-out*), então reenvia esse segmento. Através das mensagens de confirmação, o receptor também pode avisar o emissor de que está a enviar a informação a uma taxa de transferência demasiado elevada. Desta forma, evita-se que as filas de espera fiquem cheias, provocando a perda de informação.

Os segmentos *TCP* têm um formato semelhante ao esquema que se encontra na figura 3.2. No *TCP*, o cabeçalho é de tamanho variável: *20 bytes* se não tiver campo de opções, e, no máximo, *60 bytes* com campo de opções. O cabeçalho tem um campo de *checksum*. Esse *checksum* é calculado sobre todo o segmento *TCP*, cabeçalho e dados, através do código de detecção de erros complemento a 1 da soma de palavras de *16 bits* <sup>[1]</sup>.

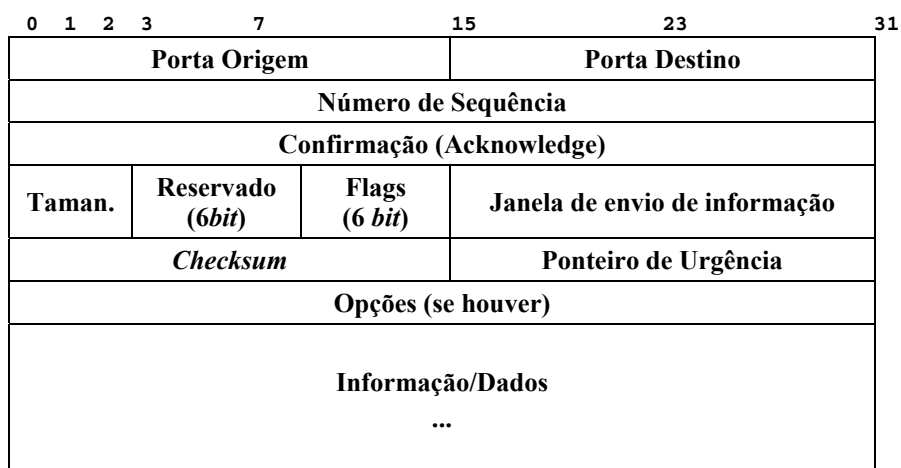


Figura 3.2. Segmento TCP.

O campo *Número de Sequência* identifica o primeiro *byte* de dados no segmento *TCP*, inicialmente escolhido pelo terminal. O campo *Confirmação* indica que o emissor da confirmação (o receptor) recebeu até àquele número, mas não incluindo esse *byte*. Por exemplo, se os *bytes* 1-512 são recebidos e o próximo segmento contém os *bytes* 1025-1536, ou o segmento com os *bytes* 513-1024 chega com erros detectados pelo *checksum*, o receptor só pode enviar uma confirmação com o número 513. No campo de

*Flags* cada *bit* tem uma funcionalidade. Por exemplo, o segundo *bit*, *ACK*, indica que o número de confirmação é válido. O *Ponteiro de Urgência* é um *offset* positivo adicionado ao número de sequência. No *TCP* o campo de *checksum* é obrigatório. De notar que quando se processa o estabelecimento ou terminação de uma ligação, os segmentos contêm apenas o cabeçalho *TCP*.

### 3.2.2 Protocolo UDP

O protocolo *UDP*, tal como o *TCP*, é um protocolo da camada de transporte, mas apresenta algumas diferenças significativas. O *UDP* é um protocolo simples, orientado ao datagrama e permite o envio de mensagens de um programa (no emissor) a outros (no receptor) com a utilização mínima de mecanismos da camada de transporte. Este protocolo não oferece fiabilidade porque envia os datagramas da aplicação à camada de rede (*IP*) e não existe a garantia ou confirmação de os datagramas terem chegado ao destino.

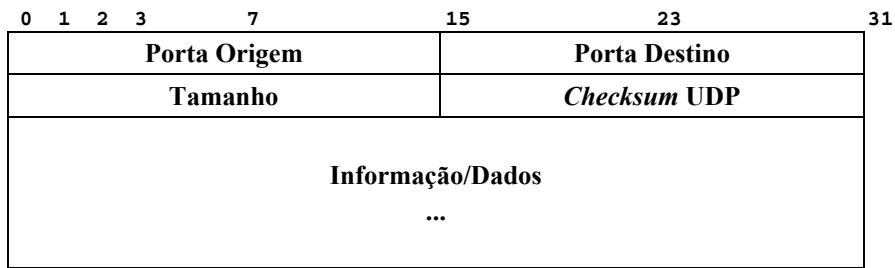
O protocolo *UDP* efectua pouco mais do que multiplexagem/desmultiplexagem e verificação de erros. O *UDP* pega nas mensagens dos seus processos, adiciona os números dos portos de origem e de destino (para a multiplexagem/desmultiplexagem), acrescenta mais dois campos (tamanho e *checksum*) e passa o datagrama à camada de rede.

Ao contrário do protocolo *TCP*, o *UDP* não estabelece uma ligação virtual entre o emissor e o receptor, pelo que este protocolo não introduz atrasos. Esta deve ser a razão pela qual o *DNS* (*Domain Name System*) corre sobre *UDP*, pois permite obter resposta mais rápida a um pedido de endereço *DNS*. O *HTTP* (*HyperText Transfer Protocol*) utiliza o *TCP* porque um aspecto crítico das páginas *Web* é a fiabilidade. No *UDP* também não existe o conceito de estado da ligação, não incluindo os *buffers* de envio e de recepção, os parâmetros de controlo de congestionamento de tráfego e os números de sequência e de confirmação.

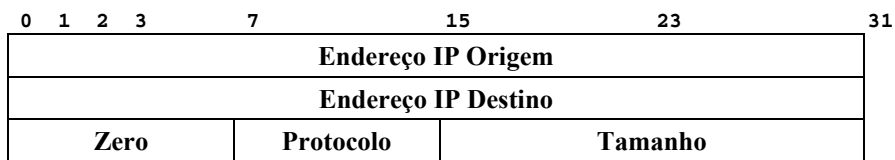
O mecanismo de controlo de fluxos do *TCP* pode não ter o melhor desempenho sobre aplicações que funcionam em tempo real, que podem aceitar a perda de datagramas, mas não permitem atrasos no envio de informação. As taxas de transferência a que o protocolo *UDP* envia os dados estão limitadas pelas capacidades de processamento do emissor (*CPU*, ciclo de relógio, etc.) e a largura de banda disponível na *Internet*. De notar que, se houver um grande congestionamento da rede, uma grande parte dos datagramas *UDP* pode perder-se, devido ao enchimento dos *buffers* nos *routers* ou às taxas de transferência no receptor ficarem limitadas pelo congestionamento da rede, independentemente da capacidade do emissor.

Actualmente, o facto das aplicações multimédia correrem sobre *UDP* é controverso, pois o *UDP* não oferece o controlo de congestionamento da rede que é necessário para evitar um estado de elevado congestionamento da rede. Se não houver uma limitação das taxas de transferência do vídeo, o excesso de pacotes na rede provocará *overflow* nos *routers*, e a imagem ficará imperceptível.

Os datagramas *UDP* têm um aspecto semelhante ao esquema da figura 3.3.a). Pode verificar-se que o cabeçalho tem apenas 8 *bytes*. De notar que os campos *Porta Origem* e *Porta Destino* identificam o processo de aplicação que envia dados e o processo de aplicação que recebe os dados, respectivamente; o campo de *Tamanho* representa o tamanho do cabeçalho *UDP* e do campo de dados; e o campo *Checksum UDP* é opcional (activo por defeito) e abrange o cabeçalho e os dados. O método de cálculo utilizado é o mesmo do *TCP*, o complemento a 1 da soma de palavras de 16 *bits* <sup>[1]</sup>. O comprimento mínimo de um datagrama *UDP* é 8 *bytes* (datagrama com campo de dados nulo e sem pseudo-cabeçalho).



(a)



(b)

**Figura 3.3. (a) Datagrama UDP com cabeçalho de 8 bytes.**

**(b) Pseudo-cabeçalho de 12 bytes do datagrama UDP.**

O pseudo-cabeçalho de 12 *bytes* (figura 3.3.b), que é concatenado antes do cabeçalho, contém campos existentes no cabeçalho *IP*, nomeadamente, o *Endereço IP Origem* e o *Endereço IP Destino*, assim como o campo de *Tamanho* do datagrama *UDP*. O pseudo-cabeçalho permite verificar duplamente que os dados chegam ao destino correctamente, protegendo os datagramas de encaminhamento errado. Quando é detectado um erro no datagrama, este é simplesmente descartado sem envio de mensagem de erro.

### 3.3 Camada de Rede - Protocolo IP

A primeira versão documentada existente do protocolo *IP* encontra-se no RFC 791 [3]. O protocolo *IP* não estabelece uma ligação entre extremos, e efectua o endereçamento e o encaminhamento dos pacotes entre redes, podendo atravessar várias redes potencialmente muito diferentes. Este é um protocolo não orientado à ligação ponto-a-ponto e não efectua correcção de erros ou controlo de fluxos, deixando essa tarefa para os protocolos de camadas inferior e superiores, respectivamente. Além destas funcionalidades, o protocolo *IP* permite realizar, quando necessário, a fragmentação de pacotes. Os pacotes podem ter um tamanho máximo de 65535 bytes. Os pacotes (de dados) mais pequenos, tipicamente, têm um tamanho máximo de 576 bytes.

Do ponto de vista de encaminhamento, quando um pacote *IP* chega a um *router*, o seu endereço destino é comparado com os endereços existentes na tabela de encaminhamento desse *router*, de modo a determinar qual é a ligação pela qual deve ser encaminhado o pacote. Essas tabelas de encaminhamento são geradas e actualizadas pelos protocolos de encaminhamento, por exemplo: *RIP (Routing Internet Protocol)*, *OSPF (Open Shortest Path First)*, *IS-IS (Interior System to Interior System)* ou *BGP (Border Gateway Protocol)* [4]. Dependendo da funcionalidade e da localização dos *routers* e dos protocolos de encaminhamento, a informação difere na quantidade e na frequência com que é trocada entre *routers* [5]. Os protocolos de encaminhamento actualizam dinamicamente as tabelas de encaminhamento em função da informação recolhida na vizinhança da rede.

Para evitar que os pacotes fiquem indefinidamente na rede (em *loop*), estes têm um tempo de vida (*TTL – Time To Live*), ou seja, o número de *routers* (32 ou 64) que podem atravessar é limitado. Esse número é iniciado pelo emissor e decrementado em cada *router*. Se esse número se anular, o pacote é descartado.

#### 3.3.1 Protocolo IPv4

Actualmente, na versão 4, abreviada por *IPv4*, que é a versão maioritariamente utilizada, os elementos de rede (nós e outros elementos constituintes da rede) são identificados por endereços de 4 bytes. Os pacotes *IPv4* têm um formato semelhante ao diagrama que se encontra na figura 3.4. No protocolo *IPv4*, o *Checksum* é efectuado apenas ao cabeçalho, ou seja, a detecção de erros no campo Informação/Dados é realizado por camadas superiores. Para calcular o *Checksum*, tal como nos protocolos *TCP* e *UDP*, é utilizado o método de cálculo complemento a 1 da soma de palavras de 16 bits [1].

0	1	2	3	7	15	23	31
Versão		Taman.		Tipo Serviço		Tamanho Total do Pacote	
Identificação					Flags	Offset de Fragmento	
Tempo de Vida			Protocolo		Checksum do Cabeçalho		
Endereço IP Origem							
Endereço IP Destino							
Opções IP (variável)						Enchimento	
Informação/Dados							
...							

(a)

**Tipo de Serviço**

Precedência	D	T	R	Não Util.
-------------	---	---	---	-----------

(b)

Figura 3.4. (a) Pacote IPv4. (b) Campo tipo de serviço.

No Capítulo 2 foram referidas várias soluções que utilizam sistemas de comunicação ópticos, baseadas em *SONET/SDH* e sobre infra-estruturas *WDM*. No entanto, é um facto que o *WDM* permite a utilização muito mais eficiente da fibra óptica, pelo que este estudo abordará essencialmente dois tipos de redes *WDM*, nomeadamente, redes *IP-sobre-WDM* e *IP-sobre-MPLS* (-sobre-*WDM*).

O protocolo *MPLS* pode ser utilizado como protocolo de segunda-terceira camadas, nos três tipos de redes totalmente no domínio óptico, ou seja, nas redes *WR*, *OBS* e *OPS*, tendo em conta as especificidades de cada uma delas.

### 3.3.2 Protocolo IPv6

Em 1998 foi definida uma nova versão do protocolo *IP*, a versão 6 – *IPv6*, potencial sucessora da versão 4 – *IPv4* <sup>[6]</sup>. Existem algumas diferenças substanciais entre estas duas versões. Uma das características mais importantes do *IPv6* é que os endereços, em vez de terem os 32 *bits* do protocolo *IPv4*, passam a ter 128 *bits*, o que permite endereçar muito mais nós (o espaço de endereçamento passa a ser  $2^{128}$ ). Outra característica é o facto de, devido à utilização de endereços estruturados e hierarquizados, em vez de endereços definidos por classes, a auto-configuração dos endereços é mais simples <sup>[6]</sup>.

Tendo em conta as diferenças substanciais existentes entre as duas versões do protocolo *IP*, a análise e o estudo dos protocolos *IPv4* e *IPv6* deve ser efectuada de forma diferenciada. Daqui para a frente, para evitar ambiguidades de interpretação, quando for considerado apenas protocolo *IP*, refere-se à versão mais utilizada, *IPv4*. A versão 6 será sempre denominada por *IPv6*.

### 3.3.2.1 Endereços IPv6

Os endereços *IPv6* são representados por oito campos de 16 *bits* (em formato hexadecimal) separados por dois pontos (:). Os endereços *IPv6* são hierarquizados e constituídos por 7 campos, como se pode observar na figura 3.5: o campo *FP* (*Format Prefix*) constitui o prefixo de 3 *bits*; um identificador *TLA* (*Top-Level Aggregation*) de 13 *bits*, *TLA ID* (*Identifier*); o campo *RES* (*Reserved*) com oito *bits* reservados para uso futuro, pelo que devem ser colocados todos a zero; um identificador *SLA* (*Site-Level Aggregation*), *SLA ID*, de 16 *bits*; e o identificador do Interface, *Interface ID*, com 64 *bits*.



Figura 3.5. Hierarquia dos endereços IPv6.

O *IPv6* permite uma organização em três níveis hierárquicos: nível público, nível de subrede e nível de interface. A topologia pública é identificada pelos campos *TLA ID*, *RES* e *NLA ID*, e define o conjunto de fornecedores de serviços da *Internet*, os fornecedores de trânsito e os pontos de troca de tráfego. Identificada pelo campo *SLA ID*, a topologia de subrede tem abrangência local, identificando uma organização específica que não fornece serviços de trânsito para outras organizações ou outras subredes. O identificador de interface (campo *Interface ID*), como o próprio nome indica, permite identificar os nós da rede.

### 3.3.2.2 Cabeçalho IPv6

Na figura 3.6 encontra-se um esquema do cabeçalho *IPv6*. Tendo sido removidos alguns campos existentes no *IPv4* e tornado outros campos opcionais, o cabeçalho *IPv6* fixo é mais simples, o que permite reduzir custos de processamento de pacotes e de ocupação de largura de banda. Neste caso, os *routers* não realizam cálculo do tamanho do cabeçalho nem do *checksum* e não efectuam fragmentação de pacotes, sendo esta funcionalidade assegurada pelo emissor.

Comparando a figura 3.4 com a figura 3.6, pode-se verificar que alguns campos foram removidos. Por exemplo, o cabeçalho *IPv6* não tem campo de *Checksum*, ou seja, o *IPv6* não efectua detecção de erros. Por isso, no caso de *UDP-sobre-IPv6*, também é (quase) obrigatório que o cabeçalho *UDP* inclua o seu *checksum*. Este protocolo baseia-se no conceito de que a camada de ligação de dados é (con)fiável. Como exemplo considera que as redes *Ethernet* ou as ligações com controlo ponto-a-ponto que utilizam o protocolo de controlo *PPP* (*Point-to-Point Protocol*) efectuam a detecção de erros através do código

*CRC-32 (Cyclic Redundancy Check-32 bits)*, que é mais robusto do que o complemento a 1 de palavras de 16 bits, utilizado nos protocolos *IPv4*, *TCP* e *UDP*.

Em termos práticos, o campo *Limite de Hops* do protocolo *IPv6* é equivalente ao campo *TTL* do *IPv4*. Os restantes campos são: o campo *Versão* que indica a versão do protocolo (*v6*); o *Tipo de Tráfego* que se destina a identificar e a diferenciar classes ou prioridades dos pacotes *IPv6*; o campo *Comprimento do Campo de Dados*, que indica o tamanho total dos dados em *bytes*; e o campo *Cabeçalho Seguinte*, que determina o tipo de informação que se segue ao cabeçalho *IPv6*, podendo ser um pacote da camada de transporte ou extensões do próprio cabeçalho.

0	1	2	3	7	11	15	23	31
Versão			Tipo de Tráfego			Etiqueta de Fluxo - <i>Flow Label</i>		
Comprimento do Campo Dados						Cab. Seguinte		Limite de Hops
Endereço IP Origem								
Endereço IP Destino								

Figura 3.6. (a) Cabeçalho de pacote *IPv6*.

De notar que o campo *Flow Label* tem o mesmo comprimento (20 bits) do campo *Label* do cabeçalho *MPLS*. As extensões adicionadas ao cabeçalho são consideradas como parte dos dados e, conseqüentemente, contabilizadas no campo *Comprimento do Campo de Dados*. A introdução do campo *Flow Label* acrescenta uma nova funcionalidade à camada de rede, permitindo rotular os pacotes pertencentes a um determinado fluxo de tráfego<sup>v</sup>, por exemplo, em função da qualidade de serviço, *QoS (Quality of Service)*, e permitindo também adicionar extensões de autenticação, de integridade e de confidencialidade de dados<sup>[6]</sup>. Os campos *Tipo de Tráfego* e *Flow Label* foram criados especialmente para facilitar o desenvolvimento de protocolos que efectuem controlo de tráfego em tempo real, tais como, aplicações multimedia e integração de serviços de dados, de voz e de vídeo em tempo real.

### 3.3.2.3 Integração e Transição para *IPv6*

Actualmente, a maioria das redes utiliza ainda o protocolo *IPv4*. É importante encontrar soluções que permitam a coexistência de ambas as versões e possibilitem uma transição suave de serviços para o *IPv6*. Há diversos mecanismos que podem facilitar essa

<sup>v</sup> Fluxo de tráfego – Define-se como uma sequência de pacotes enviados de um determinado emissor para um determinado destinatário, que tenha um tratamento diferenciado por parte dos *routers* por onde passam.



transição, como a perspectiva de camada *IP* dupla, a infra-estrutura de *DNS* (*Domain Name System*) e as topologias de *IPv6* sobre túneis *IPv4* [7].

A camada *IP* dupla, implementada nos nós, permite a comunicação dos protocolos da camada de transporte sobre ambas as versões, *IPv4* e *IPv6*, ou também *IPv6* sobre túneis *IPv4*. A figura 3.7.a) ilustra a arquitectura de camada *IP* dupla, em termos protocolares. No entanto, actualmente, a topologia utilizada é ligeiramente diferente, consistindo numa implementação de *stack* duplo na camada de rede (figura 3.7.b), ou seja, os protocolos *TCP* e *UDP* estão implementados de forma diferenciada para cada uma das versões do protocolo *IP*. Portanto, a arquitectura de camada *IP* dupla requer também a implementação de uma nova versão dos protocolos *TCP* e *UDP*.

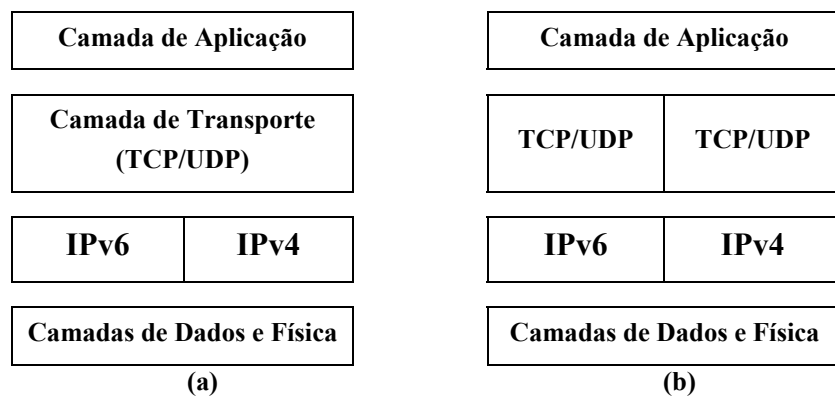


Figura 3.7. (a) Topologia de camada *IP* dupla. (b) Topologia de *stack* duplo.

Para a coexistência das duas versões do protocolo *IP*, é fundamental a infra-estrutura de *DNS*, por causa da identificação dos elementos da rede através de nomes. A actualização da infra-estrutura de *DNS* passa por acrescentar, nos servidores *DNS*, registos que permitam efectuar a correspondência entre endereços *IPv6* e nomes (e vice-versa). Efectuando o acesso a serviços através do mapeamento ao nível de *DNS*, o nó onde se encontra o serviço é identificado com o registo **A** para nós *IPv4* ou *IPv6-sobre-IPv4*, e registo **AAAA** ou **A6** para nós do tipo *IPv6*.

O mecanismo de *IPv6* sobre túneis *IPv4* consiste no encapsulamento dos pacotes *IPv6* com um cabeçalho *IPv4* (figura 3.8), permitindo o envio desses pacotes através de infra-estruturas *IPv4*. Neste caso, o campo protocolo do cabeçalho *IPv4* é colocado a 41. Dentro desta perspectiva de encaminhamento de pacotes *IPv6* sobre túneis *IPv4*, pode estabelecer-se um túnel através de configuração manual ou automática.

Nos túneis configurados manualmente, os nós das extremidades do túnel *IPv4* devem ter *stack* duplo e os endereços *IPv4* e *IPv6* são configurados manualmente nesses nós. Os túneis configurados automaticamente são caracterizados por ambos endereços *IPv6* de origem e de destino serem determinados automaticamente a partir dos 32 *bits* dos

endereços *IPv4*, permitindo constituir endereços compatíveis *IPv6* – *IPv4*. Uma das tecnologias utilizadas de configuração automática denomina-se de *6to4*. O *6to4* permite estabelecer ligação de endereços *IPv6 unicast*, entre subredes e interfaces *IPv6* através de redes *IPv4*. Neste caso, os endereços *IPv6* utilizam o prefixo **2002:WWXX:YYZZ::/48**, onde **WWXX:YYZZ** é a representação hexadecimal do endereço público *IPv4* (**w.x.y.z**) da interface ou da subrede.

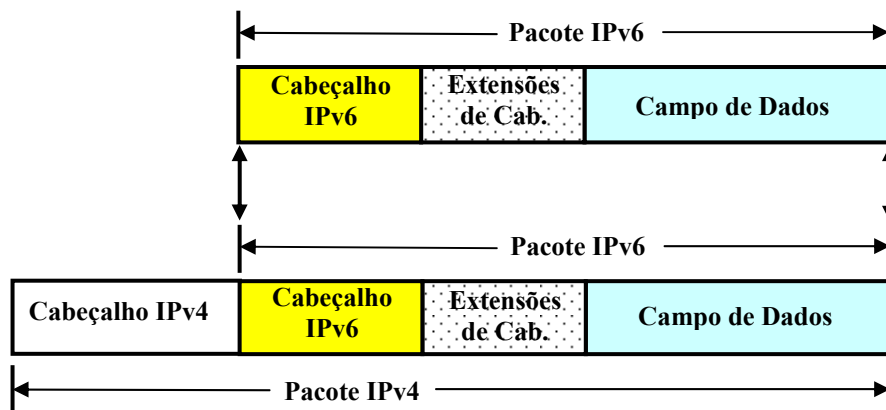


Figura 3.8. Encapsulamento de um pacote IPv6 sobre túneis IPv4.

### 3.3.2.4 IPv6 em Redes Ópticas

Em termos de redes ópticas, as soluções emergentes que permitem a migração de *IPv4* para *IPv6* e a integração de redes *IPv6* têm como base a implementação de redes *IPv6* sobre redes *MPLS*. Para tal existem diversos cenários: *IPv6* sobre túneis *IPv4* através de configuração dos *routers CE<sup>vi</sup>* (*Customer Edge*), *IPv6-sobre-circuitos-sobre-MPLS*, *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS* recorrendo à configuração dos *edge routers* da rede *MPLS* – *6PE* (*IPv6 Provider Edge<sup>vii</sup> Router*) sobre *MPLS*, e o nativo *IPv6-sobre-MPLS*.

A primeira solução não tem qualquer impacto sobre as redes *MPLS* existentes, dado que as alterações na configuração da rede são exteriores às redes *MPLS*. Os *routers CE* devem ter *stack* duplo. O cenário *IPv6-sobre-circuitos-sobre-MPLS* não tem qualquer impacto nas redes *IPv4* ou no interior das redes *MPLS*, dado que as alterações de configuração necessárias acontecem nos *routers* fronteira *MPLS*. O cenário *6PE* não requer nenhuma alteração ou actualização nos *routers* interiores das redes *MPLS* e também não são necessárias alterações ao nível das redes *IPv4*. Os *routers PE* devem ter *stack* duplo. O último cenário, o nativo *IPv6-sobre-MPLS*, é análogo ao *IPv4-sobre-MPLS*, necessitando

<sup>vi</sup> CE (*Customer Edge*) *router* – é um *router* de interface da rede cliente a uma rede *MPLS* “fornecedora”.

<sup>vii</sup> PE (*Provider Edge*) *router* – é um *router* que delimita as redes *MPLS* fornecedoras de serviço de *Internet*.

que todos os *routers* na rede *MPLS* tenham *stack* duplo e permitam a utilização de protocolos de encaminhamento de *IPv6* em conjunto com o protocolo *IPv6 LDP (Label Distribution Protocol)* no interior da rede *MPLS* [9]. No entanto, apesar de comparativamente ser o cenário mais eficiente e simples, é o menos atractivo porque requer alterações ao nível das infra-estruturas, inviabilizando o aproveitamento das infra-estruturas já existentes e tornando-se muito dispendioso.

Nesta Dissertação, mais concretamente no capítulo 6, apenas serão analisados os dois últimos cenários, dado que são os que reúnem maior aceitação, *6PE* no presente e *IPv6-sobre-MPLS* possivelmente no futuro.

### 3.4 Ethernet

Segundo a norma *IEEE.802*, o *MAC (Media Access Control)* corresponde à camada de ligação de dados do modelo *TCP/IP*. A camada de ligação de dados é a camada protocolar que assegura a transferência de informação entre nós adjacentes numa rede, permitindo detectar e opcionalmente corrigir erros que ocorram na camada física. Com as devidas diferenças, alguns dos protocolos da camada de ligação de dados que utilizam o protocolo *MAC* são: o *Ethernet*, o *Wi-Fi (Wireless Fidelity)*, o *PPP (Point-to-Point Protocol)* e o *HDLC (High-Level Data Link Control)* [10].

A *Ethernet* está normalizada essencialmente pela norma *IEEE.802.3*. No caso de *Ethernet*, como se encontra ilustrado na figura 3.9, uma trama é constituída por: (i) o *Preamble* (sequência de 62 *bits* alternando 1s e 0s seguidos de dois *bits* a 1); (ii) o cabeçalho de 14 *bytes*, antes dos dados, constituído pelos endereços de origem e de destino e o tipo de protocolo utilizado na camada de rede (por exemplo, 0x0800 identifica o protocolo de rede *IP*) e respectivo tamanho de pacotes; (iii) os dados; e (iv) *CRC-32*, 4 *bytes*, que efectua o *Checksum* de todos os campos do pacote. No protocolo *MAC*, o controlo de erros é efectuado através do método *CRC-32*. Os dados constituem a *PDU (Protocol Data Unit)*.

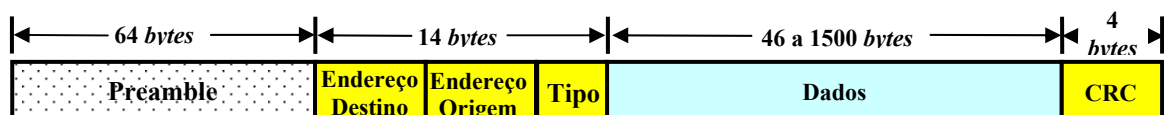


Figura 3.9. Encapsulamento de um pacote de dados por uma trama MAC.

### 3.5 Conclusões

Neste capítulo foram apresentados vários protocolos que são utilizados na *Internet*, ao nível das camadas de transporte, de rede, de dados e física, sendo descritos as suas principais funcionalidades e os campos utilizados em cada camada protocolar (sua função e seu tamanho), e indicado o código de detecção de erros.

Os protocolos analisados com mais detalhe foram os de transporte e de rede, pois são estes que têm maior influência no estudo de desempenho efectuado nesta Dissertação. Verificou-se que os protocolos *IPv4* e *IPv6* têm diferenças muito substanciais em termos de funcionalidades e de arquitectura. Para cada um dos protocolos são enumeradas soluções de suporte de *Internet* sobre redes ópticas, essencialmente baseadas em *WDM* e *MPLS*.

### 3.6 Referências

- [1] R. Braden, D. Borman and C. Partridge. “Computing the Internet Checksum”. RFC 1071. BBN Laboratories, September 1988.
- [2] Keith W. Ross and James F. Kurose. “Connectionless Transport: UDP”. <http://www-net.cs.umass.edu/kurose/transport/UDP.html>, 2000.
- [3] J. Postel. “Internet Protocol?”. RFC 0791. Darpa Internet Program Protocol Specification, September 2001.
- [4] J. Lawrence. “Designing Multiprotocol Label Switching Networks”. IEEE Communications Magazine. Vol. 39, N.º 7, pp. 134-142, July 2001.
- [5] H. Woesner. “An Optical Packet Network Based on Arrayed Waveguide Gratings”. Doctoral Thesis by Technical University of Berlin, School of Electrical Engineering and Computer Sciences. pp. 31-70, June 6, 2003.
- [6] S. Deering and R. Hinden. “Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification”. RFC 2460. December 1998.
- [7] Microsoft Windows Server 2003 White Paper. “IPv6 Transition Technologies”. October 2003 (updated in October 2005).
- [8] Microsoft Windows Server 2003 White Paper. “Introduction to IPv6”. September 2003 (updated in August, 2005).
- [9] T. Chown and S. Venaas. “D2.2.4: Final IPv4 to IPv6 Transition Cookbook for Organisational/ISP (NREN) and Backbone Network”. IST-2001-32603. Project Title: 6NET. CEC Deliverable Number: 32603/UOS/DS/2.2.4/A1. February 4, 2005.

- [10] Internetworking Technologies Handbook. 1992--2006 Cisco Systems, Inc.  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/cisintwk/ito\\_doc/ethernet.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/cisintwk/ito_doc/ethernet.htm)



# Capítulo IV

## Detecção e Correção de Erros

### 4.0 Introdução

Em quaisquer sistemas de comunicação digital, os sinais são afectados por distorção e ruído existentes nos vários níveis de processamento entre o emissor e o receptor (filtragem, amplificação, desmodulação e descodificação) e, mais concretamente, nos meios de propagação do sinal (ar, linhas de transmissão, fibra óptica, etc.). Esta distorção e ruído podem resultar na transmissão e/ou recepção de dados com erros. Para verificar se os dados têm ou não erros é necessário acrescentar aos dados alguns *bits* de redundância com informação para permitir efectuar a detecção e/ou correção de erros nos dados recebidos no destino.

Neste capítulo é analisado o processo de detecção e correção de erros nas várias camadas protocolares das redes de comutação de pacotes, considerando transmissão de informação sobre redes ópticas ou sobre redes *Ethernet*. Os erros existentes em pacotes *IP* podem provocar o descarte de pacotes ou o envio de dados para um destino errado, caso os erros se encontrem no cabeçalho dos pacotes. Sendo assim, são normalmente utilizados códigos de detecção de erros. Como exemplo, no caso do protocolo *IP*, o controlo de erros é efectuado através do código de detecção de erros Complemento a 1 (da soma de palavras

de 16 *bits*)<sup>[1]</sup>; na camada de ligação de dados, nomeadamente, na *Ethernet*, no *PPP* (*Point-to-Point Protocol*), e na maior parte das redes de dados sem fios são utilizados códigos mais robustos, códigos polinomiais<sup>[2]</sup>.

A generalidade das camadas protocolares têm apenas códigos de detecção de erros, não permitindo a correcção dos mesmos. A correcção de erros é efectuada apenas na camada de ligação de dados e, para tal, é necessário adicionar códigos de correcção de erros.

Este capítulo é organizado da seguinte forma. Na secção 4.1 são apresentados alguns códigos utilizados para a detecção de erros, como códigos de paridade, complemento a 1 de palavras de 16 *bits* e polinomiais. Na secção 4.2 descrevem-se diversos esquemas e códigos que permitem efectuar a correcção de erros, através da retransmissão dos dados ou corrigindo directamente os dados.

## 4.1 Detecção de Erros

No receptor, o sinal, seja qual for o meio utilizado para a sua transmissão, apresenta ruído e distorção. O sinal recebido é sujeito a vários processos de processamento, nomeadamente filtragem, amplificação, desmodulação e decodificação; estas etapas adicionam ainda mais ruído. O ruído pode ter diversas formas, causas e efeitos no desempenho dos sistemas. Conforme um sinal se propaga num meio de transmissão, há vários factores que podem provocar erros na interpretação dos dados recebidos.

Ao nível eléctrico, a maior parte das fontes de ruído resultam estatisticamente no chamado ruído branco ou Gaussiano. Este tipo de ruído é caracterizado por ter uma amplitude uniforme no domínio da frequência e uma amplitude aleatória no domínio temporal. A intermodulação é outra fonte de ruído não-linear. Por outro lado, as indutâncias e as capacidades (parasitas ou não) provocam a distorção do sinal transmitido.

Ao nível óptico existem também algumas fontes de introdução de distorção e de ruído na informação transmitida. Alguns dos parâmetros associados à distorção do sinal num sistema óptico incluem a atenuação, a dispersão, a dispersão de modo de polarização, a auto-modulação de fase, a dispersão de *Brillouin* estimulada e a dispersão de *Raman* estimulada. A utilização de amplificadores ópticos em sistemas *WDM* acrescenta ruído de emissão espontânea. Existem também os efeitos relacionados com a interferência entre canais (*crosstalk*): a mistura de quatro ondas e a modulação cruzada de fase.

Tendo em conta a realidade dos meios de transmissão, foram criados vários códigos de detecção e de correcção de erros, cuja ideia base é acrescentar alguns *bits* redundantes aos



pacotes de dados que permitam verificar se os dados originais foram modificados em trânsito. Como exemplos de códigos de detecção de erros, temos os códigos de verificação de paridade simples ou em blocos, o código de complemento a 2, o código de complemento a 1 e os códigos polinomiais (*CRC*). De notar que os códigos complemento a 1 e *CRC* são utilizados apenas na detecção de erros nos pacotes de dados, não sendo utilizados para efectuar procedimentos de correção de erros directamente sobre os pacotes corrompidos.

#### 4.1.1 Código de Paridade

O código de verificação de paridade simples, também conhecido por *VRC* (*Vertical Redundancy Checking*)<sup>[2]</sup>, consiste em acrescentar um *bit* (0 ou 1) a uma palavra de  $N$  *bits*, de modo a garantir que a palavra completa ( $N+1$  *bits*) tenha um número par de 1s (paridade par) ou um número ímpar de 1s (paridade ímpar).

Considere-se a seguinte palavra:  $1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ \underline{1}$ . O *bit* de paridade é igual a 1, caso seja utilizada paridade par (ou seja, caso o número de 1s seja par), e igual a 0, caso seja utilizada paridade ímpar. Este tipo de código apenas determina números ímpares de erros existentes na palavra completa. Quando a palavra tem um número par de erros, estes não são detectados.

Dentro do mesmo conceito de detecção de erros, existe o código de verificação de paridade em blocos (*BCC* - *Block-Check Character*): neste caso, são consideradas  $K$  palavras de  $N$  *bits* e, para cada palavra, é acrescentado um *bit* de paridade (na horizontal) e outro *bit* de paridade para as  $N$  posições das  $K$  palavras mais o *bit* de paridade (na vertical). É usual a denominação deste código como *VCR/LCR* (*Vertical Redundancy Checking/Longitudinal Redundancy Check*)<sup>[3]</sup>.

Por exemplo, utilizando o código de verificação de paridade par em blocos, pretende-se enviar a seguinte sequência de palavras de 8 *bits*:  $P_1 = 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1$ ,  $P_2 = 1\ 1\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 0$ ,  $P_3 = 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1$ , o que resulta no seguinte bloco de *bits*:

$P_1$	$1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1\ \underline{0}$
$P_2$	$1\ 1\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ \underline{1}$
$P_3$	$1\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ \underline{0}$
<i>BCC</i>	$\underline{1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0\ 1}$

Neste caso, se houver dois erros numa linha, mas se ao longo das colunas onde estes se situam não houver mais erros ou houver um número ímpar de erros, estes são detectados.

### 4.1.2 Complemento a 1 (de 16 Bit)

O *Checksum* utilizado na *Internet* (*IP*, *TCP* e *UDP*) é o complemento a 1 (da soma de palavras de 16 *bits*). Têm sido estudados outros esquemas de calcular o *Checksum*, como o *Fletcher-32* ou o *Adler-32* <sup>[4]</sup>, no entanto, o complemento a 1 da soma de palavras de 16 *bits* continua a ser utilizado, devido à sua simplicidade.

No complemento a 1 da soma de palavras de 16 *bits*, o procedimento de cálculo e teste é o seguinte:

1. Considerar, por exemplo, um pacote com os seguintes *bytes* (octetos): 01 00 F2 03 F4 F5 F6 F7 00 00 (onde 00 00 é o campo *Checksum*).
2. Emparelhar os octetos do pacote de dados, dois a dois, de modo a formarem palavras de 16 *bits* (0100 F203 F4F5 F6F7),
3. Somar essas palavras de 16 *bits* e guardar o resultado numa palavra de 32 *bit* – obter a soma de complemento a 2 (0100 + F203 + F4F5 + F6F7 = 0002 DEEF);
4. Adicionar o transporte (*carries* = 0002) – obter a soma de complemento a 1 (0002 + DEEF = DEF1);
5. Calcular o complemento da soma de complemento a 1 (~DEF1 = 210E);
6. Enviar o pacote incluindo o *Checksum* (01 00 F2 03 F4 F5 F6 F7 21 0E);
7. No receptor, adicionar novamente todos as palavras de 16 *bit*, incluindo o *Checksum* e guardar resultado numa palavra de 32 *bit* (0100 + F203 + F4F5 + F6F7 + 210E = 0002 FFFD);
8. Adicionar o transporte e obter FFFF, caso contrário, o pacote tem erro (0002 + FFFD = FFFF).

Este método apresenta várias vantagens de utilização, nomeadamente, a sua simplicidade, a rapidez de cálculo, a facilidade de verificação de erros e de cálculo do *Checksum*. Além disso, não altera os dados do pacote. Quando o *Checksum* corresponde à mensagem que foi recebida, ainda assim esta pode conter um erro não detectado, sendo a probabilidade de isso acontecer limitada por  $2^{-C}$ , onde  $C$  é o número de *bits* do *Checksum* <sup>[1]</sup>. A soma de complemento a 1 de 16 *bits* permite detectar: rajadas de erros de comprimento igual ou inferior a 15 *bits* e todos os erros de rajada de 16 *bits* (excepto quando 16 *bits* adjacentes com valor a 1 são substituídos por 16 *bits* com valor 0, ou vice-versa) <sup>[4]</sup>. Em dados uniformemente distribuídos, este mecanismo também permite detectar 1 em  $2^{16}$  erros de outro tipo <sup>[5]</sup>. Em dados não uniformemente distribuídos o desempenho é pior, permitindo detectar apenas 1 em  $2^{10}$  erros <sup>[5]</sup>.

### 4.1.3 Códigos Polinomiais - CRC

Outra possibilidade de detecção de erros em dados recebidos é efectuar o seu agrupamento num bloco de dados ou datagrama e calcular o seu código polinomial (*CRC*). Este método é utilizado pelo protocolo da camada de ligação de dados, onde o *CRC* calculado é anexado no final do datagrama. Em traços muito gerais, o *CRC* é um método polinomial, sendo calculado através de uma divisão de módulo 2 de um polinómio de dados,  $D(x)$ , por um polinómio gerador,  $G(x)$ , resultando dessa divisão um quociente polinomial,  $Q(x)$ , e o resto da divisão,  $R(x)$ , ou seja:

$$D(x)/G(x) = Q(x)+R(x) \quad [1] \quad (4.1)$$

O resto da divisão é o *CRC* que tem, tipicamente, um comprimento de 16 *bits* (2 *bytes*). Um exemplo de um código polinomial é o *CRC-16*, cujo esquema se encontra na figura 4.1. Na tabela 4.1 encontram-se alguns dos polinómios geradores mais utilizados e conhecidos [3].

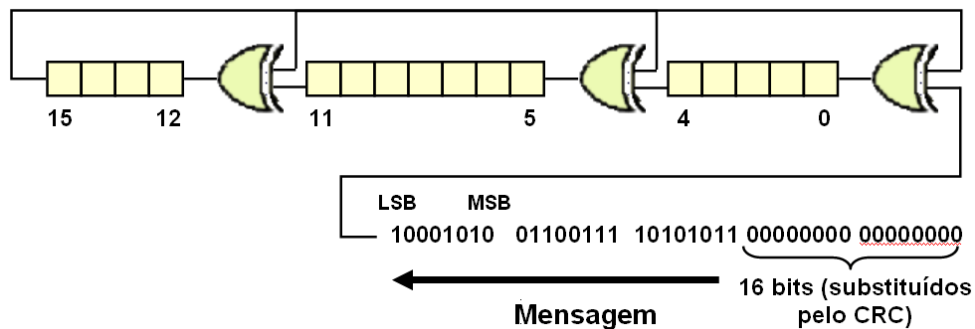


Figura 4.1. Codificador/descodificador para um CRC-16.

Norma	Polinómio Gerador $G(x)$
CRC-12	$x^{12} + x^{11} + x^3 + x^2 + x + 1$
CRC-16 (ANSI)	$x^{16} + x^{15} + x^5 + 1$
CRC-16	$x^{16} + x^{12} + x^2 + 1$
CRC-CCITT (V. 41)	$x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$
CRC-32	$x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$

Tabela 4.1. Polinómios geradores  $G(x)$  [3].

Segundo *T. Saadawi et al.* [3], a geração de um *CRC* numa mensagem  $M(x)$  com  $m$  *bits*, envolve os seguintes passos:

1. O emissor e o receptor determinam qual o polinómio gerador  $G(x)$ , que deve ter pelo menos dois termos não-nulos,  $x^r$  e 1, onde  $r$  é a ordem de  $G(x)$ ;
2. O emissor acrescenta  $r$  zeros no final da mensagem a ser transmitida, o que corresponde ao polinómio  $x^r \cdot M(x)$ ;

3. O emissor calcula o CRC, isto é, determina o resto da divisão de  $x^r M(x)$  por  $G(x) - R(x)$ ;
4. A mensagem  $T(x) = x^r \cdot M(x) + R(x)$  é transmitida.

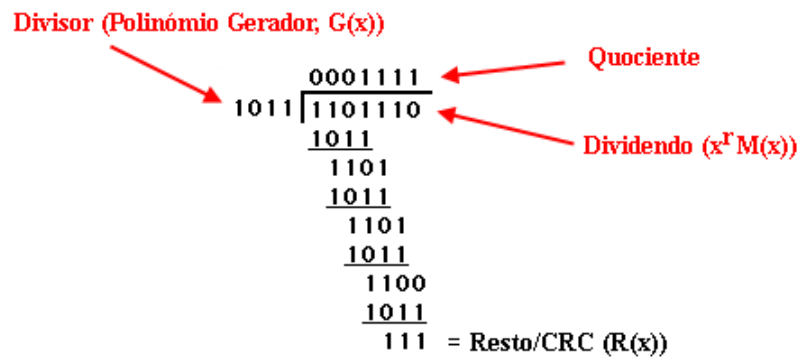


Figura 4.2. Exemplo de cálculo do resto R(x).

O polinómio  $T(x)$  é divisível por  $G(x)$ ,  $T(x) = G(x) \cdot Z(x)$ . No receptor, a mensagem transmitida pode conter erros,  $T(x) + E(x)$ , onde  $E(x)$  é o polinómio que representa os erros. Efectuando a divisão do polinómio recebido pelo polinómio gerador,  $[T(x) + E(x)]/G(x)$ , os erros não serão detectados se e só se  $E(x) = G(x) \cdot Z(x)$ .

O código CRC permite detectar:

1. Todos os erros de 1 bit;
2. Todos os erros de 2 bit, se  $G(x)$  tiver um factor com pelo menos 3 termos;
3. Qualquer número ímpar de erros, se  $G(x)$  tiver um factor  $x + 1$ ;
4. Todas as rajadas de erros com um comprimento inferior a  $r + 1$ .

Segundo V. Cavanna<sup>[4]</sup>, além dos quatro casos enumerados anteriormente, o CRC-32 permite detectar 99,999999767 % de todos os erros com comprimento superior a 32 bits (1 erro em  $2^{32}$ ).

## 4.2 Correção de Erros

Os códigos descritos na secção anterior são utilizados apenas na detecção de erros. Nos casos em que é efectuada correção de erros sobre os pacotes corrompidos, é necessário implementar esquemas com outros códigos.

A correção de erros é normalmente realizada ao nível da camada de ligação de dados. Quando são detectados erros em pacotes, há duas formas básicas de corrigir esses erros:

- *ARQ (Automatic-Repeat-reQuest)* – o receptor descarta os pacotes corrompidos e pede o seu reenvio.
- *FEC (Forward Error Correction)* – o receptor tenta corrigir os erros existentes no pacote recebido, determinando/calculando a sequência de *bits* válida mais próxima, segundo a distância de *Hamming* (ver Anexo A).

O mais usual são esquemas de controlo e de correção de erros apenas do tipo *ARQ* ou híbridos, que incorporam ambos os procedimentos *ARQ* e *FEC*, de modo a otimizar as redes<sup>[6]-[11]</sup>. A combinação destes esquemas permite reduzir, em várias vezes, o número de pacotes retransmitidos e também a quantidade de pacotes sujeitos a correção, quando comparado com o caso de utilização apenas de cada um dos esquemas, *ARQ* ou *FEC*<sup>[6]</sup>.

No entanto, em certas redes, a propagação de atrasos é elevada devido à distância (por exemplo, comunicações via satélite) ou a taxas de erros elevadas (nomeadamente em redes sem fios), o que pode tornar o esquema *ARQ* não só ineficiente, mas totalmente inútil. Noutros casos, nem sequer é possível a retransmissão de dados.

Normalmente, o esquema *FEC* só é necessário em ligações que tenham uma elevada taxa de erros. Quando as taxas de erros são baixas, os esquemas do tipo *ARQ-Selective Request* permitem um bom desempenho da rede<sup>[6]</sup>.

#### 4.2.1 Automatic-Repeat-reQuest - ARQ

A implementação de esquemas de *ARQ* permitem efectuar a correção de erros através da retransmissão dos pacotes de dados corrompidos, pelo que é necessário estabelecer uma comunicação entre o emissor e o receptor. Por cada pacote de dados recebido, o receptor envia ao emissor uma mensagem de confirmação (*ACK – Acknowledge*). Cada pacote de dados é identificado com um número de sequência. Dentro deste tipo de procedimento há diferentes esquemas, o *ARQ Stop-Wait*, o *ARQ Go-Back-N* e o *ARQ-SR (Selective Repeat)*, sendo este último o mais utilizado devido à sua maior eficiência<sup>[6]</sup>.

O procedimento do esquema *ARQ Stop-Wait*, caso não se registem erros de transmissão, compreende os seguintes passos: (i) o emissor envia o pacote de dados com o número de sequência  $i$  ( $i = 0, 1, 2, \dots, N$ , onde  $N = 2^n$ ); (ii) o receptor recebe esse pacote de dados e envia uma mensagem de confirmação; (iii) o emissor recebe a mensagem de confirmação e envia o próximo pacote de dados com o número de sequência  $i+1$  (se  $i < N$ ) ou 0 (se  $i = N$ ). Na figura 4.3 encontram-se ilustrados os casos de transmissão sem erros (figura 4.3.a) e em que um dos pacotes de dados é descartado ou perdido devido a erros de transmissão; após o *time-out* ele é retransmitido (figura 4.3.b). Como se pode observar,

este esquema é bastante ineficiente, dado que cada pacote de dados só é transmitido após o anterior o ter sido com sucesso, resultando em elevados tempos de espera, em que ambos o emissor e o receptor aguardam a chegada de uma mensagem de confirmação ou de um pacote de dados, respectivamente.

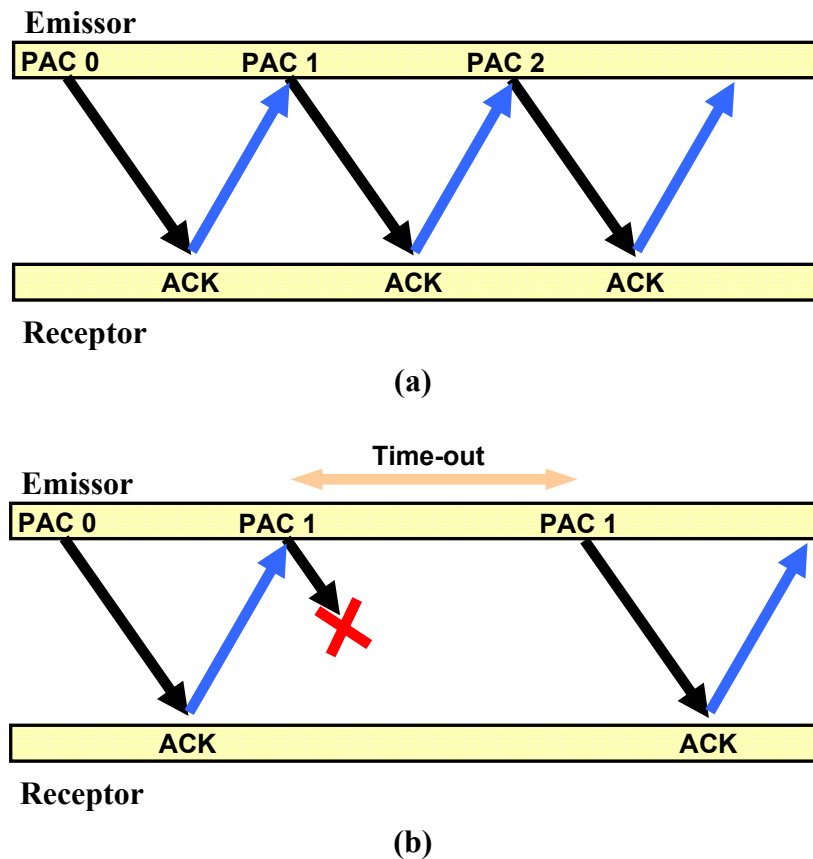


Figura 4.3. Procedimento do esquema ARQ Stop-Wait. (a) Sem erros. (b) Com erros.

Para melhorar a eficiência do processo, o esquema de *ARQ Go-Back-N* (ou *ARQ de Janela Deslizante*) permite a transmissão de novos pacotes de dados antes de o emissor receber uma mensagem de confirmação dos pacotes anteriores. Neste esquema o emissor pode enviar pacotes que estão dentro de uma janela<sup>viii</sup> e esta avança à medida que as mensagens de confirmação dos pacotes já enviados chegam ao emissor, como se pode observar na figura 4.4, em que a janela tem uma dimensão de 3 pacotes. Por exemplo, o pacote *PAC 3* só é enviado depois de o emissor receber a mensagem de confirmação do pacote *PAC 0* e a janela passa a incluir os pacotes *PAC 1*, *PAC 2* e *PAC 3*, ou seja, os pacotes *PAC 1* e *PAC 2* podem ser transmitidos imediatamente a seguir ao *PAC 0*.

<sup>viii</sup> Janela define-se como uma sequência ordenada de N pacotes.

Neste caso, o emissor deve ter capacidade de armazenamento, para armazenar os  $N$  pacotes pertencentes à janela actual até que receba a respectiva mensagem de confirmação. O receptor, tal como no esquema *ARQ Stop-Wait*, não requer capacidade de armazenamento, e não pode aceitar pacotes fora de ordem, isto é, após a ocorrência de um erro, a janela deve ser retransmitida (caso ilustrado na figura 4.4.b). Esta última característica é o aspecto mais negativo deste esquema *ARQ*. Normalmente, o *time-out* é igual ao tempo necessário para transmitir uma janela na sua totalidade.

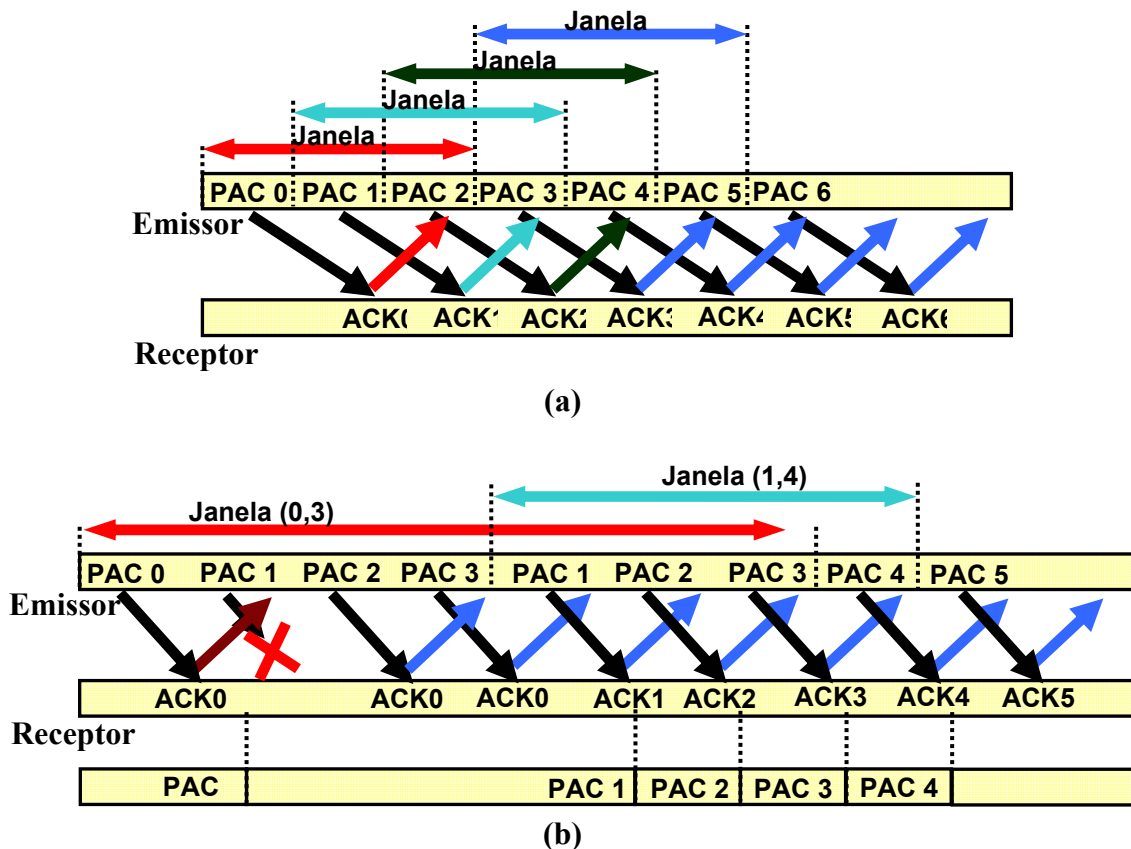


Figura 4.4. Procedimento do esquema ARQ Go-Back-N. (a) Sem erros. (b) Com erros.

Finalmente, o esquema *ARQ-SR* (ou *ARQ* de Repetição Selectiva) procura retransmitir apenas os pacotes que são realmente perdidos. O receptor deve ter a capacidade de aceitar pacotes fora de ordem, ordená-los para entregar à camada superior. Da mesma forma, o receptor deve ter também capacidade de armazenamento de um número de pacotes equivalente ao tamanho da janela, permitindo armazenar os pacotes até que possam ser entregues ordenadamente.

Os pedidos de retransmissão têm duas modalidades: implícito – o receptor confirma a validade do pacote, e os pacotes que não são confirmados antes do *time-out* são considerados perdidos ou com erros; e explícito - o receptor envia uma mensagem de erro, *NACK*, para pedir o reenvio de um pacote e, por outro lado, tem o objectivo de tornar o

processo de retransmissão mais rápido. Este esquema utiliza também o conceito de janela, isto é, o emissor pode transmitir novos pacotes desde que os seus números de sequência pertençam à janela actual. A figura 4.5 ilustra um exemplo do procedimento do esquema *ARQ-SR* no caso de ocorrência de erro na transmissão de um pacote.

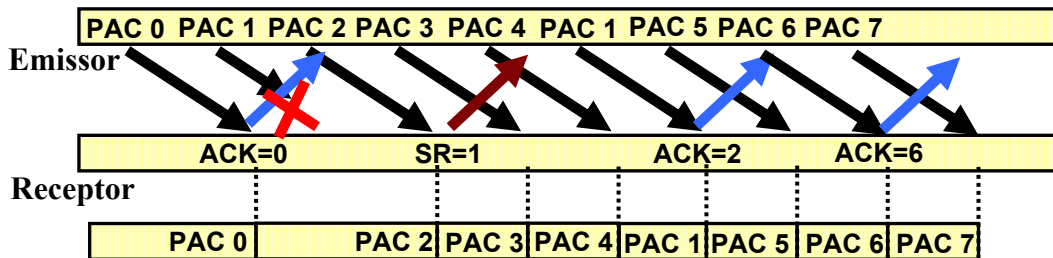


Figura 4.5. Procedimento do esquema ARQ SR com erros.

#### 4.2.2 Forward Error Correction - FEC

A essência da correcção de erros através do esquema de *FEC* é uma técnica que permite melhorar o desempenho de um canal de transmissão digital através da adição de redundância na informação, permitindo a reconstrução das sequências de *bits* que constituem os dados, através da correcção de erros que ocorram durante a transmissão desses dados.

Normalmente, o processo de reconstrução da sequência de *bits* original é complexo e os erros existentes podem propagar-se ao longo desse processo, resultando em erros noutros *bits* <sup>[13]</sup>. A função das técnicas de controlo de erros é introduzir redundância controlada, que permita ultrapassar estes e outros problemas, sendo as sequências de *bits* corrigidas antes de qualquer processamento. No entanto, há uma probabilidade de um erro não detectado passar o processo de correcção, e existe uma probabilidade de haver erros suficientes que permitam transformar uma sequência de *bits* noutra, aparentemente correcta, mas que na realidade é igualmente falsa.

Um exemplo de código de *FEC* é o código de *Hamming* ou de bloco linear <sup>[2], [6]</sup>, que permite detectar e corrigir um ou mais *bits* corrompidos, e determinar o seu posicionamento na sequência. Por exemplo, este código pode utilizar  $m$  *bits* de paridade com uma mensagem de  $n$  *bits*, sendo  $n = 2m - 1$  e  $d = n - m$  (figura 4.6). Para realizar controlo e correcção de erros existem dois tipos de códigos: códigos de blocos (concatenados) ou convolucionais <sup>[13]</sup>. No caso de códigos de blocos são exemplos os códigos de repetição, de blocos lineares, cíclicos <sup>[12], [13]</sup>, de *Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH)* <sup>[14]</sup>, de *Reed-Solomon (RS)* <sup>[14]</sup>, de *Low-Density Parity-Check (LDPC)* <sup>[15]-[17]</sup> e Turbo (*BTC – Block Turbo Codes*) <sup>[25], [26]</sup>. Os códigos *RS* são uma subclasse de códigos *BCH* <sup>[13]</sup>.



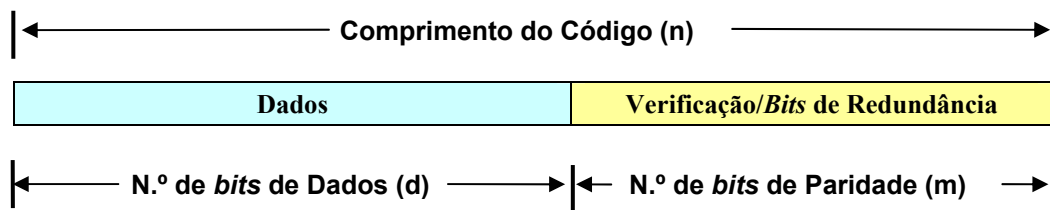


Figura 4.6. Código de Hamming.

O *FEC* é bastante utilizado em sistemas de comunicação por fios e móveis, via satélite e em sistemas de armazenamento de dados. Recentemente, surgiram aplicações de *FEC* em sistemas de comunicação por fibra óptica<sup>[15], [20]</sup>. Os *FECs* utilizados em sistemas de comunicação por fibra óptica existem implementados em electrónica (e não ao nível óptico), sendo essencialmente inseridos em ligações de grandes distâncias (por exemplo, em ligações transatlânticas), o que significa que estes são utilizados em nós fronteira das redes ópticas<sup>[18] - [19]</sup>.

Nos sistemas de comunicação por fibra óptica que funcionam a taxas elevadas de transferência, os códigos utilizados devem ser relativamente pequenos e capazes de corrigir erros aleatórios devido ao ruído, e erros de rajada devido a dispersão e a modulação cruzada, tendo em conta a complexidade e o seu custo. Os códigos pequenos, 7 a 25% de *bits* a mais para taxas de transferência de 10 Gb/s, apenas necessitam de electrónica operacional entre 10,7 e 12,5 GHz<sup>[19]</sup>. Existem códigos que permitem obter melhor desempenho. No entanto, são impraticáveis devido às limitações da electrónica, em termos de frequência e de largura de banda de funcionamento. Por outro lado e pela mesma razão, é difícil implementar códigos convulocionais para operar a taxas elevadas de transferência em sistemas de comunicação por fibra óptica.

Existem duas normas que são recomendadas pela *ITU (International Telecommunications Union)*, a norma *ITU-T G.709* e a norma *ITU-T G.975*<sup>[18]</sup>, destinadas aos sistemas de comunicação por fibra óptica. A norma *ITU-T G.709* define a interface de nó da rede para o transporte de dados através de fibra óptica a 2.5, 10 e 40 Gb/s e uma secção de *FEC*<sup>[18]</sup>. Em sistemas ópticos submarinos de longa distância, a norma *ITU-T G.975* recomenda *FECs* em sistemas a taxas de transferência superiores ou iguais a 2.5 Gb/s<sup>[20] - [24]</sup>. Como exemplo, o *FEC* série é utilizado em redes *SONET/SDH* e os *bits* de redundância são inseridos nos *bytes* disponíveis nos respectivos pacotes<sup>[24]</sup>. Devido ao número limitado de *bytes* disponíveis, o código utilizado é baseado no código *BCH* de correcção até 3 *bits* (*BCH-3*).

Outra abordagem é baseada num código *RS*, mais concretamente, o código *RS(255,239)*<sup>ix</sup>, de acordo com as especificações da norma *ITU-T G. 975*, o que aumenta em 7% a taxa de dados transmitidos numa ligação. O código *RS(255,239)* permite corrigir até 8 erros aleatórios e corrigir erros de rajada até 64 *bits*<sup>[24]</sup>. Para aumentar a capacidade de correcção de erros de rajada até 1024 *bits*, o *ITU* recomenda a utilização do código *RS(255, 239)* intercalado em 16 canais. Nos artigos<sup>[20] - [24]</sup> encontram-se alguns exemplos de utilização de *FECs* com o código *RS(255,239)*.

*J. Faucher et al.*<sup>[27]</sup> realizaram uma análise para sistemas com ligações ópticas de dados bidimensionais (*2-D-ODLs – Two-Dimensional Optical Data Links*), e chegaram à conclusão de que os códigos *BCH-3* e *RS(255,239)* não são os mais apropriados para utilização em *2-D-ODLs*. Como alternativas, consideram outros códigos de correcção de erros com um tamanho das sequências de *bits* mais pequenas, que permitem uma maior flexibilidade de projecto e de implementação, nomeadamente, *Golay(24,12)*, *RS(15,9)*, *RS(15,7)*, *BCH(15,7)* e *BCH(31,16)*<sup>[27]</sup>.

No entanto, a implementação de *FECs* para taxas de transmissão da ordem de 10 Gb/s torna-se extremamente complicada devido à excessiva complexidade e ao consumo de potência. Uma das alternativas ao código *RS* são os códigos *BTC*<sup>[25], [26]</sup>. Recentemente, provou-se que os códigos *BTC* podem ser superados pelos códigos *LDPC*, ao mesmo tempo que a complexidade do *hardware* é significativamente inferior<sup>[15]</sup>.

Os códigos *FEC* também podem ser analisados em função do *BER* do sistema, dado que estes códigos permitem melhorar o seu desempenho, isto é, baixar os seus níveis de *BER*. Os sistemas de comunicação ópticos são projectados respeitando certas especificações. Uma das especificações mais comuns é o sistema ter o *BER* inferior a um determinado valor, *BER<sub>MAX</sub>*, que é bastante baixo, normalmente, na ordem de 1 erro em 10<sup>15</sup><sup>[22]</sup>. Ou seja, o sistema é projectado para ser “livre de erros”, o que significa que deve acontecer um *bit* com erro por dia a uma taxa de transferência de 10 Gb/s<sup>[28]</sup>.

A utilização de códigos *FEC* permite relaxar as especificações de *OSNR (Optical Signal-Noise Ratio)* do sistema em questão; ou seja, num sistema *WDM* os níveis de atenuação de dispersão e/ou de ruído podem ser mais elevados, o espaçamento entre canais pode ser inferior ou o número de amplificadores necessários nas ligações pode ser menor. Portanto, o código *FEC* pode ser avaliado em termos de ganho. Como exemplo, a utilização do código normalizado *RS(255, 239)* tem um ganho de aproximadamente 6 dB para *BER* igual a 10<sup>-12</sup><sup>[20]</sup>.

---

<sup>ix</sup> Os códigos Reed-Solomon são descritos por  $(N,K)$ , onde  $N$  é o número total de *bits* por sequência de *bits* desse código e  $K$  é o número de *bits* de dados. Neste caso, *RS(255,239)*,  $N = 255$  *bits* e  $K = 239$  *bits*, ou seja, tem  $R = 16$  *bits* de redundância<sup>[13]</sup>.

### 4.2.3 Esquemas Híbridos ARQ-FEC

Os esquemas híbridos *ARQ-FEC* são indicados para sistemas de comunicação em que: o emissor e o receptor têm capacidade de armazenamento de pacotes de dados (tendo em conta as taxas de transferência do sistema e o tamanho dos pacotes de dados), permitindo assim o controlo de erros através do esquema *ARQ*; o canal de transmissão através do qual se estabelece tem condições de funcionamento (muito) variáveis (como é o exemplo das redes sem fios) e, conseqüentemente, registam-se flutuações assinaláveis e aumento do *BER*. Quando o *BER* é relativamente baixo, o controlo de erros é efectuado via *FEC*; caso contrário, como o *FEC* não consegue corrigir todos os erros, esse processamento torna-se inútil e é efectuada a retransmissão do pacote de dados. Portanto, neste caso, em função das condições do canal de transmissão ou do tráfego na rede, são utilizados os esquemas *ARQ* ou *FEC*.

Na figura 4.7 encontra-se um esquema do modelo híbrido *FEC/ARQ-SR* utilizado em redes sem fios. Neste caso, quando é utilizado o esquema *FEC*, os pacotes *IP* são fragmentados em pacotes de  $K$  bits e são adicionados a esses fragmentos  $N-K$  bits de redundância, através de um código de bloco *FEC*. A relação entre o número de bits do pacote *IP* e número de bits do código correspondente,  $K/N$ , é denominada taxa do código. Geralmente, quanto menor for essa taxa, maior será a sua capacidade de detecção e correção de erros.

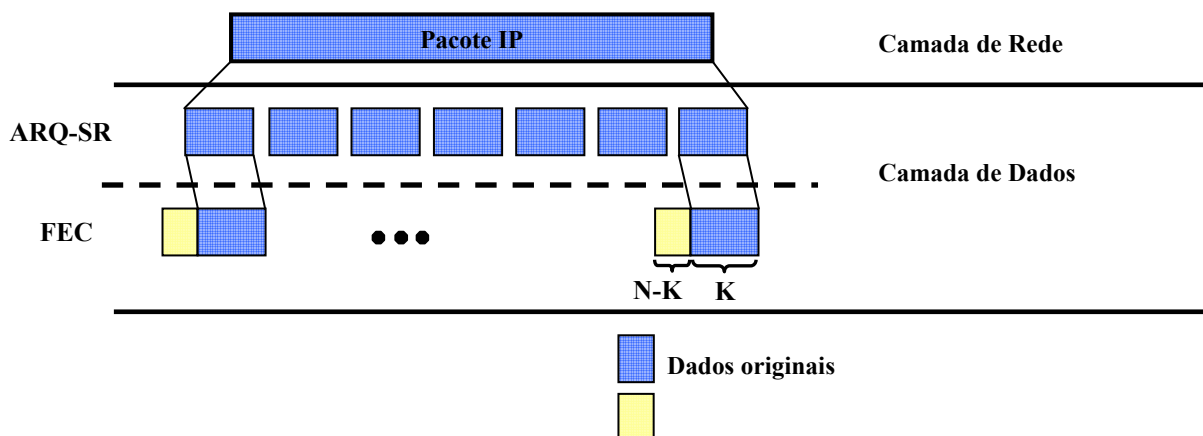


Figura 4.7. Um Modelo Híbrido FEC/ARQ-SR utilizado em redes sem fios <sup>[6]</sup>.

Se o *FEC* não conseguir corrigir erros em algum desses fragmentos, a camada de ligação de dados acede ao esquema de *ARQ-SR* para sua retransmissão. De notar que, após a transmissão e recepção de todos os fragmentos, estes são colocados na sequência certa, antes de serem entregues à camada de rede.

Como exemplo, numa ligação de dados óptica de longa distância é considerado um esquema híbrido *ARQ-FEC* com dois níveis de codificação: no primeiro nível, o código *CRC-32* permite detecção e correcção de erros através do esquema de *ARQ*; no segundo nível, recorre-se ao *FEC* para correcção de erros, sendo escolhido um código *BCH* relativamente pequeno <sup>[20]</sup>. Os esquemas híbridos *ARQ-FEC* são mais rápidos algumas vezes do que os esquemas unicamente *FEC* <sup>[20]</sup>. No entanto, em ligações ópticas é mais aconselhável a utilização de esquemas *FEC*, dado que em muitos casos não é viável a retransmissão de pacotes de dados devido às elevadas taxas de transferência e ao facto de os emissores não terem capacidade de armazenamento efectiva.

### 4.3 Conclusões

Neste capítulo foram descritos e analisados os códigos de detecção e correcção de erros em sequências de *bits*. Os códigos de detecção de erros apenas permitem verificar e descartar pacotes de dados caso sejam detectados erros, enquanto que os códigos de correcção ou controlo de erros são utilizados para garantir a entrega dos dados sem erros no destino.

Podemos comprovar que, tendo em conta as condições actuais da tecnologia associada aos sistemas de comunicação ópticos, a utilização de esquemas de correcção de erros do tipo *FEC* parece ser uma opção mais acertada do que utilizar esquemas *ARQ* ou híbridos *ARQ-FEC*. No entanto, estes últimos têm melhor desempenho nas condições de aplicabilidade mais complexas, devido à necessidade de, quer o emissor quer o receptor terem unidades de armazenamento e, em muitos casos, não ser viável a retransmissão de pacotes de dados. De facto, a utilização de *FECs* em redes ópticas tem o objectivo de garantir um valor mínimo da *OSNR* ou o *BER* das ligações abaixo de um determinado valor.

### 4.4 Referências

- [1] R. Braden, D. Borman and C. Partridge. “Computing the Internet Checksum”. RFC 1071. BBN Laboratories, September 1988.
- [2] Gilbert Held, “Data Communications Networking Devices – 4th edition: Operation, utilization and LAN and WAN Internetworking”. Wiley. pp. 54-57, 1999.
- [3] T. Saadawi, M. Ammar and A. El Hakeem. “Fundamentals of Telecommunications Networks”. Wiley. pp. 67-74, 1994.

- 
- [4] V. Cavanna. "CRC or Checksum?". RFC 2026. Agilent Technologies, March 2, 2001.
- [5] J. Stone, M. Greenwald, J. Huges and C. Partridge. "Performance of checksums and CRCs over real data". IEEE Trans. on Networks, October 1998.
- [6] C. Barakat and A. Al Fawal. "Analysis of link-level hybrid FEC/ARQ-SR for wireless links and long-lived TCP traffic". Performance Evaluation - Selected Papers from the First Workshop on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks (Wi Opt'2003). Vol. 57, Issue 4, pp. 453-476, August 2004..
- [7] D. Barman, I. Matta, E. Altman and R. El Azouzi. "TCP Optimization through FEC, ARQ and Transmission Power Tradeoffs". Proceedings 2nd international Conference on Wired/Wireless Internet Communications WWIC 2004, Frankfurt, Germany. 05-07, February 2004.
- [8] J. Macker. Reliable Multicast Transport and Integrated Erasure-based Forward Error Correction. Proc. IEEE MILCOM 97. October 1997.
- [9] J. Zhu and S. Roy. "Performance of land mobile satellite communication (LMSC) channel with hybrid FEC/ARQ". Global Telecommunications Conference, 2002. GLOBECOM '02, IEEE. Vol. 3, pp.:2851-2854, 17-21, November 2002.
- [10] J. Tovirac and W. Zhang. A Simulation Study of P\_Mul Multicasting Protocol Enhanced by Ideal FEC Code. In Proceedings of the IASTED International Conference on Wireless and Optical Communications (WOC2002), Banff, Canada. pp. 493-498, July 2002.
- [11] Nilo Casimiro Ericsson, Sorour Falahati, Arne Svensson, Anders Ahlén. "Hybrid type-II ARQ/AMS supported by channel predictive scheduling in a multi-user scenario". Proceedings IEEE Vehicular Technology Conference Fall, Boston, MA, USA. pp. 1804-1811, September 2000.
- [12] T. Kasami. "A Decoding Procedure for Multiple-Error-Correcting Cyclic Codes". IEEE Transactions on Information Theory. Vol. 10, pp. 134-138, April, 1964
- [13] Michael Purser, "Introduction to error correcting codes". Artech House. pp. 1-10 and pp. 42-44, 1995.
- [14] L.H. Charles Lee. "Error-Control Block Codes for Communications Engineers". Artech House, 2000.
- [15] O. Milenkovic, I. B. Djordjevic and B. Vasic. "Block-Circulant Low-Density Parity-Check Decoder Codes for Optical Communication Systems". IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics. Vol. 10, No. 2. pp. 294-299, March/April, 2004.

- [16] A. Selvarathinam, E. Kim and G. Choi. "Low-Density Parity-Check Decoder Architecture for High Throughput Optical Fiber Channels". Proceedings of the 21<sup>st</sup> International Conference on Computer Design (ICCD'03). 2003.
- [17] B. Vasic and I. B. Djordjevic. "Low-Density Parity-Check for long-haul Optical Communications Systems". IEEE Photonic Technology Letters. Vol. 14, No. 8, pp. 1208-1210, August 2002.
- [18] White Paper. "Enhancing High-Speed Telecommunications with FEC". Altera. February 2001.
- [19] N. Ramanujam, A. B. Puc, G. Lenner, H. D. Kidorf, C. R. Davidson, I. Hayee, J. Cai, M. Nissov, A. Pilipetskii, C. Rivers and N. S. Bergano. "Forward Error Correction (FEC) Techniques in Long-haul Optical Transmission Systems". Lasers and Electro-Optics Society 2000 Annual Meeting. LEOS 2000. 13<sup>th</sup> Annual Meeting. 13–16. Vol. 2, pp. 405 – 406, November 2000.
- [20] Ted H. Szymanski. "Optical Link Optimization Using Embedded Forward Correcting Codes". IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics. Vol. 9, N.º 2, pp. 647–456, March/April, 2003.
- [21] H. Lundqvist. "Error Correction Coding for Optical CDMA", Licentiate Thesis. pp. 29-39, September 2003.
- [22] M. Bolig. "Systemic Considerations of Forward-Error Correction Codes in an Optical Transport Network". Vitesse Semiconductor Corporation. February 2004.
- [23] B. Xie, Z. Li, Y. L. Guan, and C. Lu. "FEC Performance of PMD-Impaired Optical Communication System With Multiple-Wavelength Interleaving". IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 16, No. 3, pp. 936-938, March 2004.
- [24] K. Azadet, E. F. Haratsch, H. Kim, F. Saibi, J. H. Saunders, M. Shaffer, L. Song and M. Yu. "Equalization and FEC Techniques for Optical Transceivers". IEEE Journal of Solid-State Circuits. Vol. 37, N.º 3, pp. 317-326, March 2002.
- [25] M. Puzio, Z. Zhu, R. Blum, P. A. Andrekson, T. J. Li and H. Sadjadpour. "Channel Coding for Polarization-Mode Dispersion Limited Optical Fiber Transmission", Optics Express. Vol. 12, pp. 4333 - 4338, September 6, 2004.
- [26] J. D. Andersen. "Product Codes for Optical Communication". Proceedings ECOC 2002, P3.20, Copenhagen. September 2002.
- [27] J. Faucher, M. B. Venditti and D. V. Plant. "Application of Parallel Forward-Error Correction in Two-Dimensional Optical-Data Links". IEEE Journal of Lightwave Technology. Vol. 21, N.º 2, pp. 466-476, February 2003.
- [28] Manual "Module Availability, VPItransmissionMaker™ and VPIcomponentMaker™". VPIsystems, 2003.

# Capítulo V

## Modelação da Fibra Óptica e Análise do BER em Sistemas de Comunicação Óptica

### 5.0 Introdução

A fibra óptica é o elemento central nos sistemas de comunicações ópticas, sendo constituída por uma fina estrutura cilíndrica de vidro, o núcleo, rodeada por uma outra camada concêntrica também de vidro, a bainha, com um índice de refração inferior. Tipicamente, a ligação óptica ou linha de transmissão é constituída por um conjunto de troços de fibra, intercalados por amplificadores e filtros.

Há várias formas de avaliar o desempenho dos sistemas de comunicação, em particular os sistemas de comunicação ópticos, por exemplo, através do *BER*, do factor  $Q$  ou do diagrama de olho.

Neste capítulo procura-se estudar, de forma relativamente aprofundada, a fibra óptica, especialmente, a fibra monomodo (por ser a mais utilizada actualmente) <sup>[4]</sup>. Na secção 5.1 são descritas as propriedades lineares da fibra óptica, como a atenuação, a dispersão cromática e a birrefringência, enquanto que na secção 5.2 são descritos e estudados os seus efeitos não-lineares: a auto-modulação de fase, a modulação cruzada de fase, a mistura de quatro ondas e as dispersões de *Brillouin* e de *Raman* estimuladas.

A secção 5.3 contém uma tabela com os valores típicos de alguns parâmetros da fibra óptica que serão considerados nas simulações numéricas. É ainda descrito o método numérico utilizado para resolver a equação de propagação na fibra.

Na secção 5.4 são descritos alguns métodos numéricos de estimação da probabilidade de erro binária em função dos efeitos da fibra óptica e de outros elementos constituintes dos sistemas de comunicação ópticos.

Finalmente, na secção 5.5 são apresentados resultados de simulações realizadas que permitem avaliar o desempenho dos sistemas de comunicação ópticos e caracterizá-los em termos de *BER* e de outros parâmetros (o factor *Q* e o diagrama de olho).

## 5.1 Propriedades Lineares da Fibra Óptica

As fibras ópticas distorcem linearmente os sinais transmitidos, devido a efeitos como a atenuação, a dispersão cromática e a birrefringência, que são todos dependentes do comprimento de onda de propagação, pelo que impõem uma limitação em termos de distância/ comprimento da fibra e do ritmo de transmissão <sup>[4]</sup>.

À medida que o sinal óptico se propaga através da fibra, é atenuado, tornando-se mais fraco. A atenuação pode ser definida como a diminuição da intensidade da energia de um sinal a propagar-se através de um meio.

A dispersão total resulta da dispersão intrínseca da sílica e da dispersão do guia de onda, dado que uma pequena parte da radiação se propaga na região da bainha, cujo índice de refração é menor do que no núcleo.

A birrefringência resulta da existência de estados de polarização ortogonais que variam aleatoriamente ao longo da propagação. Existe uma diferença de atraso de propagação entre esses dois estados de polarização, vulgarmente chamada de dispersão de modo de polarização ou *PMD*.



### 5.1.1 Atenuação

A atenuação quantifica a perda de energia do sinal óptico a propagar-se na fibra óptica. No caso das fibras ópticas, a atenuação tem várias contribuições: a dispersão de *Rayleigh*, a absorção da sílica e as impurezas existentes na fibra. Existem outros efeitos de atenuação menos importantes, as deformações mecânicas de microcurvatura e de macrocurvatura, que ocorrem ao longo da fibra, devido à aplicação de esforços sobre estas durante a sua confecção e instalação.

Por exemplo, as (primeira, segunda e terceira) janelas de transmissão utilizadas correspondem a zonas espectrais com mínimos locais de atenuação a 800 nm, 1310 nm e 1550 nm (respectivamente).

Uma forma de contabilizar ou medir a atenuação é através da potência de perdas. A potência transmitida,  $P_T$ , é dada por <sup>[1]</sup>:

$$P_T = P_0 \cdot \exp(-\alpha \cdot L) \quad (5.1)$$

onde  $\alpha$  é o coeficiente de atenuação (constante para um determinado comprimento de onda) expresso em  $m^{-1}$ ,  $L$  é o comprimento da fibra em km e  $P_0$  é a potência de entrada. Normalmente, o coeficiente de atenuação é quantificado em dB/km:

$$\alpha_{(dB/km)} = \frac{10}{L} \log\left(\frac{P_T}{P_0}\right) = \frac{4.343}{L} \cdot \alpha \quad (5.2)$$

A dispersão de *Rayleigh* é um mecanismo fundamental de atenuação, que resulta de flutuações microscópicas da densidade da sílica no processo de fabrico e que originam flutuações aleatórias do índice de refração da fibra. Em termos de atenuação, esta consiste na transferência de parte da energia óptica contida em modos de propagação guiados, para modos de propagação não-guiados, preservando o estado de polarização da radiação incidente. A atenuação devida à dispersão de *Rayleigh* é dada pela seguinte expressão:

$$\alpha_R = \frac{C_R}{\lambda^4} \quad (5.3)$$

em que  $C_R$  varia entre 0.7 e 0.9 [dB/km· $\mu m^4$ ] <sup>[1]</sup>. A atenuação devida à dispersão de *Rayleigh* é dominante e, por exemplo, varia entre 0.12 e 0.15 dB/km para um comprimento de onda de 1550 nm, ou entre 0.25 e 0.32 dB/km para um comprimento de onda de 1310 nm.

Outros factores contribuem para as perdas na fibra, como as imperfeições na fronteira entre o núcleo e a bainha da fibra e as curvaturas microscópicas ou macroscópicas da fibra. Tipicamente, estas perdas são inferiores a 0.03 dB/km.

A contribuição de todos estes mecanismos de perdas implica que a atenuação tenha uma dependência do comprimento de onda propagado (no entanto, dentro da mesma janela, a variação é baixa). Em termos práticos, a atenuação total é inferior a 0.2 dB/km e 0.4 dB/km, para os comprimentos de onda de 1550 nm e de 1310 nm, respectivamente [4]. De notar que estes mecanismos de atenuação são independentes da intensidade do campo electromagnético e, por isso, são lineares, ao contrário de outros mecanismos, como as dispersões de *Raman* e de *Brillouin*.

### 5.1.2 Dispersão Cromática

A dispersão é uma característica de transmissão que resulta no alargamento dos pulsos transmitidos, devido à diferente velocidade de propagação de diferentes comprimentos de onda. Existem vários efeitos distintos de dispersão, nomeadamente, a dispersão modal, a dispersão do material e a dispersão do guia de onda. A dispersão modal é devida ao facto de as ondas percorrerem diferentes caminhos ópticos e, por isso, demorarem tempos diferentes. A fibra monomodo permite eliminar esta limitação. A dispersão material está relacionada com a existência de impurezas e imperfeições no perfil da fibra. A dispersão do guia de onda resulta da diferença entre os índices de refração do núcleo e da bainha.

Se uma onda electromagnética interage com os electrões da fronteira de um dieléctrico, normalmente, a resposta do meio depende da frequência óptica,  $\omega$ , que se traduz numa dependência do índice de refração relativamente à frequência óptica,  $n(\omega)$ . Esta propriedade é tida como a dispersão cromática. O índice de refração pode ser aproximado pela equação de *Sellmeier* [1]:

$$n^2(\omega) = 1 + \sum_{j=1}^m \frac{B_j \cdot \omega_j^2}{\omega_j^2 - \omega^2} \quad (5.4)$$

em que  $\omega_j$  é a frequência de ressonância e  $B_j$  é a amplitude da *j*-ésima ressonância. A expressão (5.4) permite calcular com bastante precisão (erro < 0.5%) o índice de refração da sílica dopada com vários elementos químicos [4].

A dispersão cromática é devida a dois efeitos distintos: a dispersão do material (menos penalizante do que a dispersão modal), que está relacionada com o facto de diferentes comprimentos de onda terem diferentes velocidades de propagação, o que provoca o

alargamento dos impulsos transmitidos; e a dispersão de guia de onda devida à diferença entre os índices de refração do núcleo e da bainha da fibra óptica.

Matematicamente, os efeitos da dispersão são contabilizados através da expansão do coeficiente de dispersão numa série de *Taylor*, centrada na frequência  $\omega_0$ , ou seja,

$$\beta(\omega) = n(\omega) \frac{\omega}{c} = \beta_0 + \beta_1(\omega - \omega_0) + \beta_2(\omega - \omega_0)^2 + K \quad (5.5)$$

onde

$$\beta_m = \left[ \frac{d^m \beta}{d\omega^m} \right]_{\omega=\omega_0} \quad (m = 1, 2, \dots) \quad (5.6)$$

Portanto, a dispersão cromática é a variação da velocidade de grupo em função da frequência da portadora e é quantificada por  $\beta_2$ . A velocidade de grupo é dada por  $v_g = c/n_g$ , sendo  $n_g$  o índice de refração de grupo e  $c$  a velocidade da luz. O termo  $\beta_3$  é o coeficiente de dispersão de segunda ordem. Os termos de primeira e segunda ordem são dados, respectivamente, pelas seguintes expressões:

$$\beta_1 = \frac{1}{c} \left[ n + \omega \cdot \frac{dn}{d\omega} \right] = \frac{n_g}{c} = \frac{1}{v_g} \quad (5.7)$$

$$\beta_2 = \frac{1}{c} \left[ 2 \frac{dn}{d\omega} + \omega \cdot \frac{d^2n}{d\omega^2} \right] \approx \frac{\omega}{c} \cdot \frac{d^2n}{d\omega^2} = \frac{\lambda^3}{2\pi c^2} \cdot \frac{d^2n}{d\lambda^2} \quad (5.8)$$

O parâmetro  $\beta_1^{-1}$  é a velocidade de grupo e  $\beta_2$  é responsável pelo alargamento do impulso e, normalmente, referido como o parâmetro *GVD* (*Group-Velocity Dispersion*).

Uma das formas mais usuais de quantificar a dispersão cromática é através do parâmetro de dispersão  $D$  ( $\text{ps} \cdot \text{nm}^{-1} \cdot \text{km}^{-1}$ ). Este descreve o atraso temporal relativo entre dois impulsos separados de 1 nm, no domínio espectral, após um 1 km de propagação:

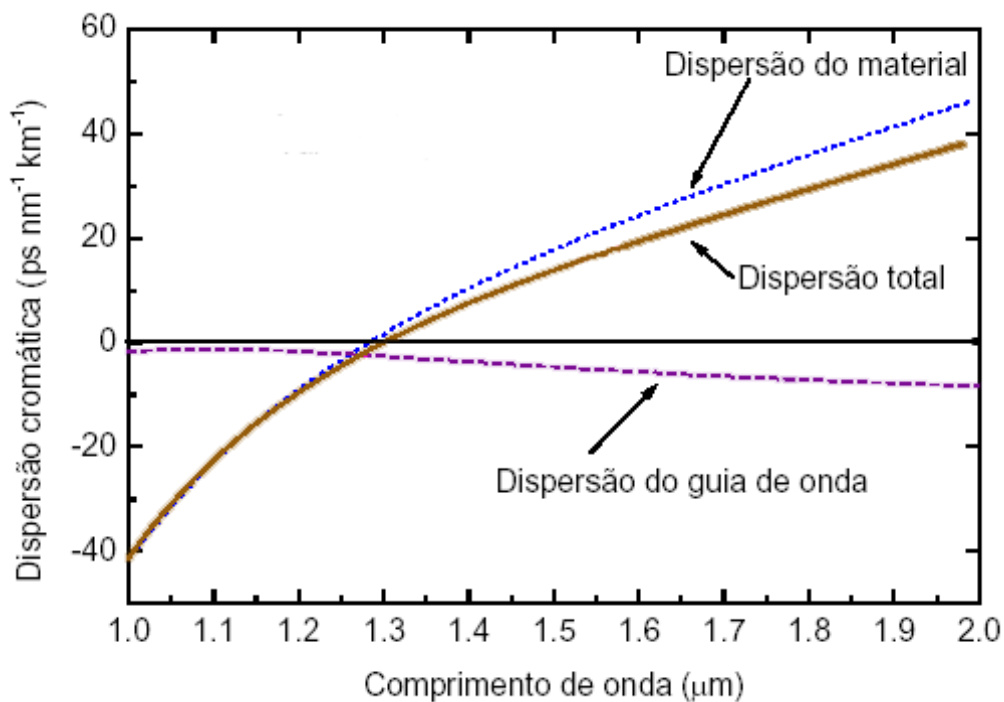
$$D = \frac{d\beta_1}{d\lambda} = -\frac{2\pi c}{\lambda^2} \beta_2 = -\frac{\lambda}{c} \cdot \frac{d^2n}{d\lambda^2} \quad (5.9)$$

Quando  $\beta_2$  é positivo,  $D$  é negativo e denomina-se de regime de dispersão normal. Caso contrário, é o chamado regime de dispersão anómalo, que corresponde ao caso de fibras normais a operarem na janela de 1550 nm.

A derivada da dispersão em ordem ao comprimento de onda,  $dD/d\lambda$ , designada como dispersão de segunda ordem, está relacionada com  $\beta_2$  e  $\beta_3$  por:

$$\frac{dD}{d\lambda} = \frac{2\pi c}{\lambda^3} \cdot \left[ 2 \cdot \beta_2 + \frac{2\pi c}{\lambda} \beta_3 \right] \quad (5.10)$$

A dispersão total é dada pela soma da dispersão do material com a dispersão do guia de onda, como se pode observar na figura 5.1. O comprimento de onda para  $\beta_2 = 0$  é o chamado comprimento de onda de dispersão nula,  $\lambda_D$ , para um valor próximo de 1310 nm. De notar que, quando  $\lambda \cong \lambda_D$ , é necessário considerar o termo de terceira ordem da série de Taylor (expressão (5.5)). Alterando o perfil do índice de refração da bainha, é possível deslocar o comprimento de onda de dispersão nula para valores mais elevados, como acontece, por exemplo, nas fibras de dispersão deslocada, situando-se esse nulo da dispersão no comprimento de onda de 1550 nm.



**Figura 5.1. Dispersão cromática, devida à contribuição da dispersão do guia de onda e do material, em função do comprimento de onda.**

Apesar de a dispersão impor um limite à distância máxima possível sem o recurso a regeneração, é importante haver um nível residual de dispersão em sistemas *WDM*, de modo a tornar menos efectivo o efeito de mistura de quatro ondas <sup>[5]</sup>.

### 5.1.3 Birrefringência

Todos os sinais ópticos podem ser representados pela sobreposição linear de dois modos polarizados ortogonalmente. Por exemplo, uma fibra óptica monomodo ideal é caracterizada por uma simetria cilíndrica do guia de onda, onde esses dois modos mantêm as suas propriedades de propagação. No entanto, em fibras ópticas reais essa simetria não se verifica, devido a deformações provocadas durante o processo de fabrico. A assimetria origina um alargamento temporal dos impulsos propagados e um aumento da interferência entre símbolos e degradação do desempenho do sistema.

Em sistemas de comunicação ópticos, os efeitos de polarização são dependentes do comprimento do troço de fibra. Considerando um pequeno troço de fibra com perturbações constantes ao longo da propagação, os modos de propagação tornam-se ligeiramente diferentes para os modos de polarização ortogonais (segundo as direcções  $l$  e  $r$ ). O ângulo modal de birrefringência  $B$  é dado por:

$$B = \frac{\beta_l - \beta_r}{k_0} = |n_l - n_r| = \Delta n_B \quad (5.11)$$

onde  $k_0 = c/\omega$  e  $n_l$  e  $n_r$  são os índices de refração dos dois modos de polarização lento e rápido e  $\Delta n_B$  é o índice de refração diferencial. Tipicamente,  $\Delta n_B$  varia entre  $10^{-5}$  e  $10^{-7}$ .

A diferença de fase entre os campos, com comprimento de onda  $\lambda$ , projectados nos eixos lento e rápido birrefringentes resulta numa propagação cíclica do estado de polarização ao longo de vários estados elípticos. Após uma propagação ao longo de uma dada distância,  $L_B$ , a diferença de fase entre os dois modos é de  $2\pi$ , o que significa que o campo resultante é novamente linear e com um ângulo entre o plano de polarização e um dos eixos birrefringentes igual ao inicial. Esta distância de propagação característica é designada como comprimento de batimento.

A diferença de fase entre os campos, com comprimento de onda  $\lambda$ , projectados nos eixos lento e rápido birrefringentes, resulta numa propagação cíclica do estado de polarização ao longo de vários estados elípticos. Depois de uma propagação ao longo de uma determinada distância,  $L_B$ , designada de comprimento de batimento, a diferença de fase entre os dois modos de polarização é  $2\pi$ , pelo que o campo resultante é novamente linear e com um ângulo entre o plano de polarização e um dos eixos birrefringentes igual ao inicial. O comprimento de batimento é dado pelas seguinte expressão:

$$L_B = \frac{\lambda}{\Delta n_B} = \frac{\lambda}{B} = \frac{2\pi}{\beta_l - \beta_r} \quad (5.12)$$

Derivando a expressão (5.11) em ordem à frequência, obtém-se a velocidade de grupo diferencial ou o atraso de grupo por unidade de comprimento:

$$\frac{\Delta\tau}{L} = \frac{d}{d\omega}(\beta_l - \beta_r) = \frac{\Delta n_B}{c} + \frac{\omega}{c} \cdot \frac{d\Delta n_B}{d\omega} \quad (5.13)$$

sendo  $\Delta\tau/L$  designada de dispersão devido a *PMD* intrínseca da fibra ou a *PMD* de curta distância. O atraso de grupo diferencial,  $\Delta\tau$ , é resultante da *PMD* no domínio temporal. No domínio da frequência, após uma variação da frequência do sinal de  $\Delta\omega_c$ , o estado de polarização retorna ao valor inicial quando se verifica:

$$\Delta\omega_c = \frac{2\pi}{\Delta\tau} \quad (5.14)$$

Do ponto de vista de análise, pode-se considerar um troço de fibra longo como o encadeamento de vários troços pequenos. Devido às orientações aleatórias das perturbações nos troços de fibra, os efeitos de cada troço podem ser adicionados ou subtraídos. Por isso, os atrasos de grupo diferencial devido à *PMD* são acumulados num processo aleatório que varia com a raiz quadrada da distância de propagação. Na análise das propriedades de polarização de um troço longo, o atraso de grupo diferencial é obtido em termos de um valor estatístico espectável.

Para distinguir entre os regimes de propagação curto e longo, é utilizado o parâmetro comprimento de correlação,  $l_c$ . Tipicamente, o comprimento de correlação é 1 m para fibras enroladas em bobines de laboratórios e 1 km para cabos extendidos<sup>[4]</sup>. Este é definido como o comprimento da fibra para a qual a potência óptica média no modo de polarização ortogonal,  $\langle P_{\perp}(l_c) \rangle$ , é  $1/e^2$  da potência óptica média do modo inicial,  $\langle P_{\parallel}(l_c) \rangle$ , isto é:

$$\frac{\langle P_{\parallel}(l_c) \rangle - \langle P_{\perp}(l_c) \rangle}{P_{Total}} = \frac{1}{e^2} \quad (5.15)$$

Portanto, no caso de regime longo, a variação estatística das propriedades de polarização é:

$$D_{PMD} = \frac{\langle \Delta\tau \rangle}{\sqrt{L}} \quad (5.16)$$

onde  $L$  é a distância de propagação e  $\langle \Delta\tau \rangle$  é o valor expectável do tempo de atraso diferencial. A dispersão do modo de polarização,  $D_{PMD}$ , é medida em ps/km<sup>-1/2</sup>.

## 5.2 Propriedades Não-Lineares da Fibra Óptica

Quando sinais ópticos de elevada intensidade se propagam através de um material dieléctrico, ocorrem fenómenos não-lineares. Podem considerar-se duas categorias de efeitos não-lineares: fenómenos de dispersão estimulada e não-linearidades de *Kerr*.

Os fenómenos de dispersão estimulada (dispersões de *Brillouin* e de *Raman* estimuladas) resultam da interacção dos sinais ópticos e dos vibracionais do meio ou das vibrações acústicas. As não-linearidades de *Kerr* estão subjacentes à modulação do índice de refração da sílica pela variação da intensidade do sinal óptico.

### 5.2.1 Dispersão Inelástica Estimulada

A dispersão inelástica estimulada consiste na excitação de modos vibracionais da sílica, o que resulta na transferência de energia do sinal óptico para o meio dieléctrico. O quantum de energia para o movimento vibracional de uma rede cristalina é o fonão, de modo semelhante ao fóton para a energia electromagnética. Os fenómenos de dispersão inelástica são pouco intensos e dependem do acoplamento inarmónico do campo electromagnético com a estrutura atómica do dieléctrico.

A dispersão de um fóton pela criação ou pela aniquilação de um fonão óptico com vector de onda nulo é o efeito de dispersão de *Raman* de primeira ordem. Os fótons que criam fonões e que perdem energia denominam-se de *Stokes* e os fótons que aniquilam fonões e ganham energia são chamados de anti-*Stokes*. A dispersão de fótons na criação de fonões acústicos é o fenómeno de dispersão de *Brillouin*. A perda de energia no efeito de *Raman* é muito superior à do efeito de *Brillouin*.

Estes fenómenos de dispersão inelástica são uma espécie de atenuação não-linear, dependente da intensidade do campo electromagnético do sinal óptico propagado. Em sistemas de comunicação ópticos com largura de banda e níveis de potência moderadas, os efeitos de *Brillouin* e de *Raman* são desprezáveis <sup>[3]</sup>.

#### 5.2.1.1 Dispersão de Brillouin Estimulada

A dispersão de *Brillouin* (*SBS – Stimulated Brillouin Scattering*) pode ocorrer nas fibras ópticas para níveis de potência de entrada muito inferiores aos necessários para ocorrer a dispersão de *Raman* estimulada. Quando a potência do sinal óptico transmitido excede o limiar de *Brillouin*, uma parte desse sinal óptico é convertida em radiação *Stokes*, que se propaga no sentido contrário, o que constitui um facto duplamente indesejável, porque a potência do sinal no receptor será inferior e o campo de *Stokes* constitui uma

realimentação externa para o laser emissor, o que pode perturbar o seu funcionamento (caso este não esteja devidamente protegido por um isolador ou outro mecanismo).

O fenómeno de dispersão de *Brillouin* pode ser descrito como a interacção paramétrica entre a onda de bombeamento, uma onda de *Stokes* e uma onda acústica. A onda de bombeamento gera ondas acústicas por processos de electrostricção<sup>x</sup>, provocando uma modulação periódica do índice de refração do núcleo da fibra e criando, consequentemente, uma rede induzida de *Bragg* que se propaga com uma velocidade  $v_a$ . O sinal óptico bombeado sofre uma dispersão através de um processo de difracção de *Bragg*. Por causa do efeito de *Doppler*, a frequência da radiação dispersa é inferior e de sentido contrário ao sinal de bombeamento. Em termos quântico-mecânicos, esta dispersão pode ser vista como a aniquilação de um fóton incidente e consequente criação de um fóton acústico e de um fóton *Stokes*. Como neste processo existe conservação da energia e do momento, as frequências angulares e os vectores de onda das três ondas relacionam-se por:

$$\omega_A = \omega_B - \omega_S \quad (5.17)$$

$$k_A = k_B - k_S \quad (5.18)$$

sendo  $\omega_A$ ,  $\omega_B$  e  $\omega_S$  as frequências angulares e  $k_A$ ,  $k_B$  e  $k_S$  os vectores das ondas acústica, de bombeamento e de *Stokes*, respectivamente. Por outro lado, as frequências e os vectores de onda satisfazem as condições de dispersão, pelo que, considerando  $|k_B| \approx |k_S|$  e  $\theta$  o ângulo entre as ondas de bombeamento e de *Stokes*, tem-se que:

$$\omega_A = |k_A| \cdot v_A = 2 \cdot v_A \cdot |k_B| \cdot \text{sen}\left(\frac{\theta}{2}\right) \quad (5.19)$$

A frequência da onda acústica é máxima se o sinal de *Stokes* é disperso no sentido contrário do sinal de bombeamento ( $\theta = \pi$ ), sendo nula se o sinal de *Stokes* é disperso no mesmo sentido do sinal de bombeamento ( $\theta = 0$ ). O desvio em frequência do sinal de *Stokes* relativamente ao sinal de bombeamento,  $\nu_B$ , denomina-se de desvio de *Brillouin* e é dado pela expressão (5.20).

$$\nu_B = \frac{2 \cdot n \cdot v_A}{\lambda_B} \quad (5.20)$$

em que  $\lambda_B$  é o comprimento de onda do sinal bombeado,  $v_A$  é a velocidade acústica e  $n$  é o índice de refração.

---

<sup>x</sup> Electrostricção é uma propriedade de todos os materiais dieléctricos que, quando lhe é campo eléctrico, produz uma mudança de forma relativamente pequena ou uma deformação mecânica.



Para caracterizar o incremento da potência de sinal de *Stokes* na direcção contra-propagante, o chamado ganho de *Brillouin*,  $g_B(\nu)$ , em função da frequência, é obtido através da seguinte expressão:

$$g_B(\nu) = \frac{\left(\frac{\Delta\nu_B}{2}\right)^2}{(\nu - \nu_B)^2 + \left(\frac{\Delta\nu_B}{2}\right)^2} \cdot g_B(\nu_B) \quad (5.21)$$

onde  $\Delta\nu_B$  é a largura de banda a meia altura do ganho, que por sua vez está relacionada com o tempo médio de vida dos fonões acústicos gerados,  $T_B$ , ou com a viscosidade da sílica,  $\eta$ , e a sua densidade volúmica,  $\rho_0$ :

$$\Delta\nu_B = \frac{1}{\pi \cdot T_B} = \frac{8 \cdot \pi \cdot \eta}{\rho_0 \cdot \lambda_B^2} \quad (5.22)$$

Na sílica pura, a largura a meia altura do ganho é de 17 MHz, mas nas fibras esse valor é aproximadamente 35 MHz <sup>[4]</sup>. O ganho de *Brillouin* máximo é dado por:

$$g_B(\nu_B) = \frac{2 \cdot \pi \cdot n^7 \cdot p_{12}^2 K_P}{c \cdot \lambda_B^2 \rho_0 \cdot \nu_A \cdot \Delta\nu_B} \quad (5.23)$$

onde  $p_{12}$  é o coeficiente elasto-óptico e  $K_P$  é uma constante do efeito do estado de polarização relativa do sinal de bombeamento e do sinal de *Stokes* (é igual a 1 para sinais polarizados linearmente segundo o mesmo plano, a  $\frac{1}{2}$  para sinais com polarização aleatória; e nula para sinais linearmente polarizados segundo planos de polarização perpendiculares). No entanto, devido à birrefringência,  $K_P$  pode variar entre  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{2}{3}$ .

Tipicamente, o ganho de *Brillouin* é de  $2.5 \times 10^{-11}$  m/W <sup>[4]</sup>. Para potências ópticas de bombeamento elevadas verifica-se um alargamento espectral. Normalmente, este alargamento ocorre para valores de potência de bombeamento acima do dobro da potência óptica de limiar necessária para iniciar o processo de *SBS*, que é dado pela expressão:

$$P_B^{th} = \frac{21 \cdot A_{eff}}{g_B \cdot L_{eff}} \cdot \left(1 + \frac{\Delta\nu_f}{\Delta\nu_B}\right) \quad (5.24)$$

em que  $A_{eff}$  é a área eficaz da fibra,  $\Delta\nu_f$  é a largura espectral do sinal de bombeamento e  $L_{eff}$  é o comprimento eficaz dado pela expressão (5.25), em função da atenuação e do comprimento da fibra,  $\alpha$  e  $L$ , respectivamente.

$$L_{eff} = \frac{1}{\alpha} \cdot (1 + \exp(-\alpha \cdot L)) \quad (5.25)$$

Isto significa que a *SBS* limita a potência máxima que é possível transmitir através de uma fibra óptica. Quando a potência transmitida numa fibra excede esse limiar, uma parte significativa dela é convertida em radiação de *Stokes* e propaga-se no sentido contrário. Pela expressão (5.24), pode-se observar que a potência de limiar de *Brillouin* é directamente dependente da largura espectral da fonte.

Normalmente, a dispersão de *Brillouin* estimulada não é limitativa de sistemas de comunicação ópticos com elevadas taxas de transmissão, dado que o sinal é modulado com a informação a transmitir, resultando no incremento da sua largura espectral, deslocando a potência de limiar do processo de *Brillouin* para muito além dos valores de potência óptica utilizados <sup>[4]</sup>. No entanto, nos casos em que este tipo de dispersão representa um constrangimento ao desempenho dos sistemas de comunicação ópticos, é possível optar por arquitecturas que atenuam este problema, como a intercalação de isoladores ópticos nos troços de fibra ou o encadeamento de troços de fibra com desvios de *Brillouin* diferentes, originando um aumento da potência de limiar do conjunto, ou alterar a dopagem da fibra <sup>[4]</sup>.

### 5.2.1.2 Dispersão de Raman Estimulada

O fenómeno de dispersão estimulada de *Raman* (*SRS – Stimulated Raman Scattering*) é semelhante ao processo de *Brillouin*, sendo a função do fonão acústico desempenhada por um fonão óptico. É também um fenómeno não-linear com origem na interacção entre o sinal bombeado e as vibrações ao nível molecular da sílica. O sinal bombeado sofre um processo de dispersão e é parcialmente desviado para uma frequência inferior. A *SRS* difere da *SBS* dado que o processo de *Raman* pode ocorrer quer no sentido da propagação do sinal quer no sentido contrário.

O processo de *Raman* pode ser descrito como a aniquilação de um fotão incidente com a criação de um fotão de *Stokes* (de frequência inferior) ou de um fotão anti-*Stokes* (de frequência superior). Em simultâneo, dá-se a criação ou aniquilação de um fonão (de frequência igual à diferença entre os dois estados vibracionais da sílica).

No caso de interacção entre os sinais de bombeamento e de *Stokes*, ao longo da direcção de propagação,  $z$ , pode ser descrita pelas seguintes equações diferenciais acopladas <sup>[1]</sup>:

$$\frac{dI_S}{dz} = g_R \cdot I_S \cdot I_B - \alpha_S \cdot I_S \cdot \quad (5.26)$$

$$\frac{dI_B}{dz} = -\frac{\omega_B}{\omega_S} g_R \cdot I_S \cdot I_B - \alpha_B \cdot I_B \cdot \quad (5.27)$$

sendo  $I_S$ ,  $\omega_S$  e  $\alpha_S$  a intensidade, a frequência e o coeficiente de absorção do sinal de *Stokes*, respectivamente, e  $I_B$ ,  $\omega_B$  e  $\alpha_B$  a intensidade, a frequência e o coeficiente de absorção do sinal de bombeamento, respectivamente. O parâmetro  $g_R$  é o coeficiente de ganho de *Raman*.

Resolvendo as equações (5.26) e (5.27), e considerando a depleção do sinal de *Stokes* desprezável, pode obter-se a intensidade do sinal de *Stokes*,  $I_S$ , dada por:

$$I_S(L) = I_S(0) \cdot \exp(g_R \cdot I_B(0) \cdot L_{eff} - \alpha_S \cdot L) \quad (5.28)$$

sendo  $L_{eff}$  o comprimento não-linear efectivo dado pela expressão (5.25).

A intensidade dos sinais ópticos e o coeficiente de ganho de *Raman* na fibra podem ser calculados em função da área eficaz da fibra, através das equações (5.29) e (5.30), respectivamente:

$$P = I \cdot A_{eff} \quad (5.29)$$

$$g_R^{fibra} = \frac{g_R}{A_{eff}} \quad (5.30)$$

Define-se a potência de limiar do processo de *Raman* como a potência óptica do sinal de bombeamento à entrada da fibra para a qual as potências de sinais de *Stokes* e de bombeamento à saída da fibra são iguais. Assumindo que o espectro de ganho de *Raman* tem um perfil lorentziano com um valor máximo,  $g_R^{max}$ , é dada por <sup>[4]</sup>:

$$P_B^{th} = \frac{16 \cdot A_{eff}}{K_P \cdot L_{eff} \cdot g_R^{max}} \quad (5.31)$$

em que  $K_P$  é o factor de polarização (1 ou  $\frac{1}{2}$ , conforme os estados de polarização dos sinais de *Stokes* e de bombeamento são paralelos e preservados ao longo da propagação, ou são completamente aleatórios, respectivamente).

A *SRS* é um dos efeitos não-lineares dominante, que restringe a potência óptica máxima que é possível injectar na fibra, limitando a transmissão de sinais ópticos intensos. Nos sistemas multi-comprimento de onda (por exemplo, em sistemas *WDM*), o *SRS* é responsável pela transferência de energia de canais de menor comprimento de onda para

canais de maior comprimento de onda. Por outro lado, o fenómeno de *SRS* pode ser utilizado na implementação e no fabrico de amplificadores de *Raman*, tendo algumas características melhores do que os amplificadores ópticos de fibra dopada com érbio [4].

### 5.2.2 Não-linearidades de Kerr

Qualquer meio dieléctrico tem uma resposta não-linear para valores elevados de intensidade de um campo electromagnético. As fibras ópticas não são uma excepção, pelo que o vector de polarização induzida,  $P$ , não varia linearmente com o campo eléctrico,  $E$ , e pode ser aproximado pela seguinte expressão:

$$P = \varepsilon_0 \cdot \{ \chi^{(1)} \cdot E + \chi^{(2)} \cdot EE + \chi^{(3)} \cdot EEE + K \} \quad (5.32)$$

onde  $\varepsilon_0$  é a permissividade em vazio,  $E$  é o campo eléctrico e  $\chi^{(d)}$  ( $d = 1, 2, 3, \dots$ ) é a susceptibilidade eléctrica de ordem  $d$ . De modo a contabilizar o efeito de polarização do campo eléctrico,  $\chi^{(i)}$  é transformado num tensor de ordem  $i+1$ . A susceptibilidade de primeira ordem ou linear,  $\chi^{(1)}$ , é a principal contribuição para o vector polarização e é responsável pelas propriedades lineares da fibra. Os seus efeitos são incluídos através do índice de refração linear,  $n$ , e do coeficiente de atenuação,  $\alpha$ . Devido à susceptibilidade de segunda ordem,  $\chi^{(2)}$ , são gerados harmónicos de segunda ordem, que, devido à simetria das moléculas de sílica, são desprezáveis nas fibras ópticas actuais. Portanto, os efeitos não-lineares de mais baixa ordem na fibra óptica são gerados pela susceptibilidade de terceira ordem,  $\chi^{(3)}$ , que é responsável pelos harmónicos de terceira ordem, a mistura de quatro ondas e a refração não-linear.

A polarização pode ser decomposta em duas componentes, uma linear,  $P_L$ , e outra não-linear,  $P_{NL}$ , tal que  $P_{NL} \ll P_L$ :

$$P = P_L + P_{NL} \quad (5.33)$$

Considerando as respostas linear e não-linear locais e desprezando a susceptibilidade de segunda ordem, temos:

$$P_L = \varepsilon_0 \cdot \chi^{(1)} \cdot E \quad (5.34)$$

$$P_{NL} = \varepsilon_0 \cdot \chi^{(3)} \cdot EEE \quad (5.35)$$

Assumindo que a resposta não-linear é instantânea e que o campo eléctrico está linearmente polarizado, a componente não-linear do vector polarização pode ser traduzida por um valor escalar, sendo dada por:

$$P_{NL} = \epsilon_0 \cdot \chi^{(3)} \cdot E^3 \quad (5.36)$$

Se o campo eléctrico for descrito por uma função do tipo  $|E| \cdot \cos(\omega_0 t)$ , obtém-se:

$$P_{NL} = \epsilon_0 \cdot \chi^{(3)} \cdot |E|^3 \left[ \frac{1}{4} \cos(3 \cdot \omega_0 \cdot t) + \frac{3}{4} \cos(\omega_0 \cdot t) \right] \quad (5.37)$$

Assim, a equação (5.36) pode ser reescrita da seguinte forma:

$$P_{NL} = \epsilon_0 \cdot \epsilon_{NL} \cdot E \quad (5.38)$$

em que  $\epsilon_{NL}$  é a permitividade relativa não-linear, obtida pela expressão:

$$\epsilon_{NL} = \frac{3 \cdot \chi^{(3)}}{4} \cdot |E|^2 \quad (5.39)$$

Partindo das equações de *Maxwell*<sup>[1]</sup>, para um meio dieléctrico sem cargas, sem correntes eléctricas e não-magnético e considerando a equação (5.33), obtém-se:

$$\nabla^2 E - \frac{1}{c^2} \cdot \frac{\partial^2 E}{\partial t^2} = \mu_0 \frac{\partial^2 P_L}{\partial t^2} + \mu_0 \frac{\partial^2 P_{NL}}{\partial t^2} \quad (5.40)$$

sendo  $\mu_0$  a permeabilidade do vazio.

Assumindo o campo linearmente polarizado, as não-linearidades como uma pequena perturbação e  $\epsilon_{NL}$  constante, pode-se escrever a equação (5.40) no domínio da frequência:

$$\nabla^2 E - \epsilon(\omega) \cdot k_0^2 \cdot E = 0 \quad (5.41)$$

com a permitividade dieléctrica relativa do meio, no domínio da frequência,  $\epsilon(\omega)$ , dada por:

$$\epsilon(\omega) = 1 + \chi^{(1)} + \epsilon_{NL} \quad (5.42)$$

em que  $k_0$  é a constante de propagação no vazio, dada por  $2\pi/\lambda$ .

A permitividade eléctrica pode ser definida por<sup>[1]</sup>:

$$\epsilon(\omega) = \left( n_{eff} + j \frac{\alpha_{eff} \cdot c}{2 \cdot \omega} \right)^2 \quad (5.43)$$

onde  $n_{eff}$ , e  $\alpha_{eff}$ , são o índice de refração e o coeficiente de atenuação efectivos, respectivamente, dados por:

$$n_{eff} = n + n_2 \cdot |E|^2 \quad (5.44)$$

$$\alpha_{eff} = \alpha + \alpha_2 \cdot |E|^2 \quad (5.45)$$

sendo  $n$ ,  $\alpha$ ,  $n_2$  e  $\alpha_2$  o índice de refração linear, o coeficiente de atenuação linear, o índice de refração não-linear e o coeficiente de atenuação não-linear, respectivamente. Igualando a parte real e imaginária das expressões (5.42) e (5.43) e tendo em conta as expressões (5.44) e (5.45), obtêm-se as contribuições lineares e não-lineares do índice de refração e do coeficiente de atenuação <sup>[4]</sup>:

$$n(\omega) \approx 1 + \frac{1}{2} \cdot \text{Re}[\chi^{(1)}(\omega)] \quad (5.46)$$

$$n_2(\omega) \approx 1 + \frac{3}{8 \cdot n} \cdot \text{Re}[\chi^{(3)}(\omega)] \quad (5.47)$$

$$\alpha(\omega) \approx \frac{\omega}{n \cdot c} \cdot \text{Im}[\chi^{(1)}(\omega)] \quad (5.48)$$

$$\alpha_2(\omega) \approx \frac{3 \cdot \omega}{4 \cdot n \cdot c} \cdot \text{Im}[\chi^{(3)}(\omega)] \quad (5.49)$$

Usualmente, em sistemas de comunicação ópticos despreza-se a contribuição não-linear da atenuação e considera-se que a componente não-linear do índice de refração não varia com a frequência da radiação <sup>[1]</sup>.

A equação (5.70) pode ser resolvida pelo método de separação das variáveis, no domínio da frequência, desde que a solução seja da forma:

$$E(x, y, z, \omega - \omega_0) = F(x, y) \cdot A(z, \omega - \omega_0) \cdot \exp(j \cdot \beta_0 \cdot z) \quad (5.50)$$

Assim, a substituição da equação (5.50) em (5.40) resulta nas duas equações diferenciais:

$$\frac{\partial^2 F(x, y)}{\partial x^2} + \frac{\partial^2 F(x, y)}{\partial y^2} + [\mathcal{E}(\omega) \cdot k_0^2 - \beta_{eff}^2] F(x, y) = 0 \quad (5.51)$$

$$j \cdot 2 \cdot \beta_0 \cdot \frac{\partial A(z, \omega - \omega_0)}{\partial z} + (\beta_{eff}^2 - \beta_0^2) \cdot A(z, \omega - \omega_0) = 0 \quad (5.52)$$

onde  $A(z, \omega)$  é uma função normalizadora com uma variação lenta ao longo da direcção de propagação  $z$ , pelo que a segunda derivada de  $A(z, \omega - \omega_0)$  é desprezada. A constante  $\beta_{eff}$  é determinada considerando a continuidade do campo eléctrico na transição entre o núcleo e a bainha.

A distribuição transversal do campo é obtida resolvendo a equação (5.51). Fazendo a aproximação  $\varepsilon(\omega) \approx n^2(\omega)$  (desprezando a atenuação e a componente não-linear do índice de refração na expressão (5.43), e considerando as condições fronteira para uma fibra óptica), verifica-se que a função  $F(x, y)$ , no interior do núcleo, assume a forma de uma função de *Bessel* e na bainha a forma de uma função de *Bessel* modificada <sup>[1]</sup>. No caso de fibras ópticas monomodo, a função  $F(x, y)$  pode ser aproximada por uma função gaussiana <sup>[1]</sup>. Resolvendo a equação (5.51) e tendo em conta a inclusão da atenuação e do índice de refração não-linear, estes factores não afectam significativamente a distribuição transversal do campo eléctrico, o que permite obter a função  $F(x, y)$  e a respectiva constante de propagação  $\beta_{eff}$ , que é dada por:

$$\beta_{eff} = \beta + \Delta\beta \quad (5.53)$$

onde

$$\Delta\beta = \frac{k_0 \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} \Delta n \cdot |F(x, y)|^2 dx dy}{\int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy} \quad (5.54)$$

com

$$\Delta n = n_2 \cdot |E|^2 + j \cdot \frac{\alpha}{2 \cdot k_0} \quad (5.55)$$

Aproximando  $\beta_{eff}^2 - \beta_0 \approx 2 \cdot \beta_0 (\beta_{eff} - \beta_0)$ , a expressão (5.52), que traduz a variação da amplitude do campo eléctrico ao longo da distância de propagação, pode ser reescrita como <sup>[1]</sup>:

$$\frac{\partial A(z, \omega - \omega_0)}{\partial z} = j \cdot [\beta(\omega) + \Delta\beta - \beta_0] \cdot A(z, \omega - \omega_0) \quad (5.56)$$

Substituindo (5.5) em (5.56) e aplicando a transformada inversa de *Fourier*, de modo a passar ao domínio temporal, obtém-se:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = -\beta_1 \frac{\partial A}{\partial t} - \frac{j}{2} \beta_2 \frac{\partial^2 A}{\partial t^2} + \frac{1}{6} \beta_3 \frac{\partial^3 A}{\partial t^3} + j \cdot \Delta\beta \cdot A \quad (5.57)$$

O último termo da equação,  $j \cdot \Delta\beta \cdot A$ , inclui os efeitos não-lineares e a atenuação óptica. Atendendo às equações (5.54) e (5.55), a equação anterior pode ser reescrita (considerando apenas de forma explícita os termos resultantes da expansão da última parcela) como:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = K - \frac{\alpha}{2} \cdot A + j \cdot \frac{\omega_0 \cdot n_2}{c \cdot A_{eff}} |A|^2 \cdot \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy \cdot A \quad (5.58)$$

onde a área efectiva,  $A_{eff}$ , é dada por

$$A_{eff} = \frac{\left( \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy \right)^2}{\int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^4 dx dy} \quad (5.59)$$

No caso de fibras monomodo, cuja distribuição modal pode ser representada por uma função gaussiana, a expressão (5.59) pode ser resolvida analiticamente, resultando em <sup>[4]</sup>:

$$A_{eff} = \pi \cdot w^2 \quad (5.60)$$

Dado que o índice de refração é uma grandeza adimensional, de acordo com a expressão (5.44), o índice de refração não-linear,  $n_2$ , vem expresso em  $m^2/V^2$ . No entanto, é costume definir-se o índice de refração não-linear em  $m^2/W^2$ , rescrevendo-se a expressão (5.44) da forma seguinte:

$$n_{eff} = n + n_2^* \cdot I \quad (5.61)$$

onde  $I$  é a intensidade do campo eléctrico dada por:

$$I = \frac{1}{2} \cdot \epsilon_0 \cdot n \cdot c \cdot |E|^2 \quad (5.62)$$

e, conseqüentemente,

$$n_2 = \frac{1}{2} \cdot \epsilon_0 \cdot n \cdot c \cdot n_2^* \quad (5.63)$$

Substituindo (5.63) em (5.58) obtém-se:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = K - \frac{\alpha}{2} \cdot A + j \cdot \gamma \cdot \frac{1}{2} \cdot \epsilon_0 \cdot n \cdot c \cdot |A|^2 \cdot \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy \cdot A \quad (5.64)$$

onde  $\gamma$  é o coeficiente não-linear da fibra, cujas unidades são  $W^{-1}m^{-1}$ , sendo dado por:

$$\gamma = \frac{\omega_0 \cdot n_2^*}{c \cdot A_{eff}} \quad (5.65)$$

sendo  $\omega_0$  a frequência de trabalho,  $n_2^*$  o índice de refração não-linear (ao longo deste documento será designado por  $n_2$ ),  $A_{eff}$  a área efectiva do núcleo e  $c$  a velocidade da luz.



Sabendo que a potência óptica é dada por <sup>[1]</sup>:

$$P(z, t) = \frac{1}{2} \cdot \varepsilon_0 \cdot n \cdot c \cdot |A(z, t)|^2 \cdot \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy \quad (5.66)$$

então, a expressão (5.58) pode ser rescrita por:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = K - \frac{\alpha}{2} \cdot A + j \cdot \gamma \cdot P(z, t) \cdot A \quad (5.67)$$

Utilizando a normalização, tal que

$$\frac{1}{2} \cdot \varepsilon_0 \cdot n \cdot c \cdot \int_{-\infty-\infty}^{+\infty+\infty} |F(x, y)|^2 dx dy = 1 \quad (5.68)$$

Finalmente, pode-se rescrever a expressão (5.67) da seguinte forma <sup>[1]</sup>:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = -\beta_1 \frac{\partial A}{\partial t} - \frac{j}{2} \beta_2 \frac{\partial^2 A}{\partial t^2} + \frac{1}{6} \beta_3 \frac{\partial^3 A}{\partial t^3} - \frac{\alpha}{2} \cdot A + j \cdot \gamma \cdot |A|^2 \cdot A \quad (5.69)$$

### 5.2.2.1 Índice de Refracção Não-linear

Recapitulando, na presença de um campo electromagnético de elevada intensidade, a resposta de um meio dieléctrico torna-se não-linear, que se traduz no comportamento não-linear do índice de refração, que é dado por:

$$n_{eff} = n + n_2 \cdot |E|^2 \quad (5.70)$$

Portanto, da expressão (5.70) extrai-se que o índice de refração pode ser dividido em duas parcelas: uma linear,  $n$ , e outra não-linear, variável com a intensidade do campo eléctrico,  $n_2$ , que origina fenómenos de auto-modulação de fase, modulação cruzada de fase e mistura de quatro ondas.

### 5.2.2.2 Auto-modulação de Fase

A auto-modulação de fase (*SPM – Self-Phase Modulation*) é um dos resultados da não-linearidade de *Kerr*, que se traduz na introdução de uma variação de fase no campo eléctrico do sinal que depende do próprio campo, resultando num alargamento dos impulsos ópticos <sup>[4]</sup>. Sendo  $P(z, t)$  a potência óptica dos impulsos,  $\gamma$  o coeficiente não-linear da fibra dado pela expressão (5.65) e  $n_2$  o índice de refração não-linear, então, durante a propagação, o campo eléctrico sofre um desvio não-linear de fase,  $\Phi(z, t)$ , dado pela expressão (5.71) <sup>[1]</sup>.

$$\Phi_{NL}(z, t) = \gamma \cdot P(z, t) \cdot z \quad (5.71)$$

Este desvio de fase provoca uma variação da frequência instantânea ao longo do impulso e o pico dos impulsos acumula desvios não-lineares de fase mais rapidamente do que as caudas. Em termos de comprimento de onda, isto resulta numa expansão na região ascendente do impulso e uma compressão na zona descendente, pelo que, no domínio temporal, a propagação de um impulso no regime normal origina um alargamento dos impulsos e provoca a compressão destes na região de dispersão anómala (sendo que este último efeito pode ser utilizado na compensação de dispersão cromática) <sup>[4]</sup>.

### 5.2.2.3 Modulação Cruzada de Fase

A modulação cruzada de fase (*XPM – Cross-Phase Modulation*) é muito semelhante à auto-modulação de fase, pois deve-se à variação de intensidade de um sinal. No entanto, neste caso, a fase de um sinal óptico com um comprimento de onda é afectado pela presença de outros sinais ópticos com diferentes comprimentos de onda ou pelo modo de polarização ortogonal do mesmo sinal.

Considerando dois canais com diferentes comprimentos de onda a propagarem-se na mesma fibra, o campo eléctrico resultante (em função da velocidade angular das suas portadoras  $\omega_1$  e  $\omega_2$ ), pode ser descrito por:

$$E(z, t) = |A_1| \cdot \cos(\beta_{0,1} \cdot z - \omega_1 \cdot t + \phi_1) + |A_2| \cdot \cos(\beta_{0,2} \cdot z - \omega_2 \cdot t + \phi_2) \quad (5.72)$$

em que  $\phi_1$ ,  $\beta_{0,1}$ ,  $\phi_2$  e  $\beta_{0,2}$ , são a fase e a constante de propagação de cada um dos canais ópticos.

Da substituição da expressão (5.72) na equação (5.35), desprezando as contribuições do vector polarização em  $(\omega_1 + \omega_2)$ , por estar fora da banda de interesse, obtém-se a componente não-linear do vector polarização induzida:

$$P_{NL} = P_{NL}(\omega_1) + P_{NL}(\omega_2) + P_{NL}(2 \cdot \omega_1 - \omega_2) + P_{NL}(2 \cdot \omega_2 - \omega_1) \quad (5.73)$$

onde cada uma das parcelas é dada por:

$$P_{NL}(\omega_1) = \frac{3 \cdot \epsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \left\{ |A_1|^2 + 2 \cdot |A_2|^2 \right\} \cdot |A_1| \cdot \cos(\beta_{0,1} \cdot z - \omega_1 \cdot t + \phi_1) \quad (5.74)$$

$$P_{NL}(\omega_2) = \frac{3 \cdot \epsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \left\{ |A_2|^2 + 2 \cdot |A_1|^2 \right\} \cdot |A_2| \cdot \cos(\beta_{0,2} \cdot z - \omega_2 \cdot t + \phi_2) \quad (5.75)$$

$$P_{NL}(2 \cdot \omega_1 - \omega_2) = \frac{3 \cdot \varepsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \cdot |A_1| \cdot |A_2| \cdot |A_1| \times \\ \times \cos((2 \cdot \beta_{0,1} - \beta_{0,2}) \cdot z - (2 \cdot \omega_1 - \omega_2) \cdot t + 2 \cdot \phi_1 - \phi_2) \quad (5.76)$$

$$P_{NL}(2 \cdot \omega_2 - \omega_1) = \frac{3 \cdot \varepsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \cdot |A_2| \cdot |A_1| \cdot |A_2| \times \\ \times \cos((2 \cdot \beta_{0,2} - \beta_{0,1}) \cdot z - (2 \cdot \omega_2 - \omega_1) \cdot t + 2 \cdot \phi_2 - \phi_1) \quad (5.77)$$

A polarização tem componentes a novas frequências,  $2 \cdot \omega_1 - \omega_2$  e  $2 \cdot \omega_2 - \omega_1$ , como se pode verificar nas expressões (5.74) a (5.77), resultantes do efeito de mistura de quatro ondas (descrito na próxima subsecção). A fase não-linear de cada um dos sinais é dada por:

$$\Phi_{NL,i}(z,t) = \gamma \cdot [P_i(z,t) + 2 \cdot P_{3-i}(z,t)] \cdot z \quad (5.78)$$

sendo  $i = 1$  ou  $i = 2$ . Nas expressões (5.74) a (5.78) pode-se observar que as componentes  $\omega_1$  e  $\omega_2$  em têm duas contribuições, uma proporcional à potência do próprio campo, que origina o *SPM*, e outra proporcional ao dobro da potência do outro campo que se está a propagar na fibra, sendo esta responsável pelo *XPM*. Na prática, o efeito da *XPM* só é efectivo quando os impulsos se cruzam, devido à diferença na velocidade de propagação dos impulsos com diferentes comprimentos de onda.

Também pode ocorrer a *XPM* devido ao acoplamento entre as duas componentes de polarização ortogonais do mesmo canal. Neste caso, o vector de campo eléctrico a ser considerado inclui dois canais ortogonais e pode ser descrito por:

$$E(z,t) = \hat{x} \cdot |A_x| \cdot \cos(\beta_{0,x} \cdot z - \omega_0 \cdot t + \phi_x) + \hat{y} \cdot |A_y| \cdot \cos(\beta_{0,y} \cdot z - \omega_0 \cdot t + \phi_y) \quad (5.79)$$

onde  $\omega_0$  é a velocidade angular da portadora óptica,  $\phi_x$ ,  $\beta_{0,x}$ ,  $\phi_y$  e  $\beta_{0,y}$ , a fase e a constante de propagação de cada um dos canais ópticos ortogonais.  $\hat{x}$  e  $\hat{y}$  são os vectores unitários ortogonais orientados segundo os eixos das abcissas e das ordenadas, respectivamente.

Tal como no caso anterior, atendendo à expressão (5.35) e desprezando as contribuições resultantes do efeito de mistura de quatro-ondas (*FWM – Four-Wave Mixing*) e assumindo um meio isotrópico, as componentes não-linear do vector polarização induzida segundo os dois eixos ortogonais são <sup>[1]</sup>:

$$P_{NLx}(\omega_0) = \frac{3 \cdot \varepsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \left\{ |A_x|^2 + \frac{1}{3} \cdot 2 \cdot |A_y|^2 \right\} \cdot |A_x| \cdot \cos(\beta_{0,x} \cdot z - \omega_0 \cdot t + \phi_x) \quad (5.80)$$

$$P_{NLy}(\omega_0) = \frac{3 \cdot \varepsilon_0 \cdot \chi^{(3)}}{4} \left\{ |A_y|^2 + \frac{1}{3} \cdot 2 \cdot |A_x|^2 \right\} \cdot |A_y| \cdot \cos(\beta_{0,y} \cdot z - \omega_0 \cdot t + \phi_y) \quad (5.81)$$

Desprezando o termo correspondente ao batimento cruzado entre duas componentes de polarização, a fase não-linear de cada um dos canais ortogonais é dada por:

$$\Phi_{NLx}(z,t) = \gamma \cdot \left[ P_x(z,t) + \frac{2}{3} \cdot P_y(z,t) \right] \cdot z \quad (5.82)$$

$$\Phi_{NLy}(z,t) = \gamma \cdot \left[ P_y(z,t) + \frac{2}{3} \cdot P_x(z,t) \right] \cdot z \quad (5.83)$$

sendo  $P_x(z,t)$  e  $P_y(z,t)$  as potências ópticas de cada um dos canais ortogonais, ao longo do tempo e durante a propagação.

Nos constrangimentos provocados por este efeito da *XPM*, a dispersão cromática tem um contributo duplo: a dispersão reduz o acoplamento da interacção entre canais com diferentes comprimentos de onda, dado que viajam a velocidades de grupo diferentes, e a colisão dos impulsos de vários canais provoca um alargamento espectral que tem consequências no domínio do tempo, devido à dispersão cromática <sup>[4]</sup>.

#### 5.2.2.4 Mistura de Quatro Ondas

O *FWM* é de grande importância em sistemas de comunicação ópticos multicanal (por exemplo, em *WDM*) e é um efeito não-linear de terceira ordem que implica troca de energia entre canais com diferentes frequências e a possibilidade de gerar novas frequências.

A interacção de canais com diferentes frequências, devido à susceptibilidade eléctrica de terceira ordem, dá origem ao aparecimento de novos sinais ópticos, correspondentes ao batimento das frequências três a três, e as suas frequências são:

$$\omega_{ijk} = \omega_i + \omega_j - \omega_k \quad (5.84)$$

para todas as combinações de  $\omega_i$ ,  $\omega_j$  e  $\omega_k$ . A interacção entre três canais origina nove sinais novos. Genericamente, um sistema com  $N$  canais originará um total de  $M$  produtos de *FWM* (expressão (5.85)). Por exemplo, num sistema com 16 canais teremos 1920 produtos de *FWM*. Na figura 5.2 encontram-se todos os produtos de primeira ordem da *FWM* originados por quatro canais (1, 2, 3 e 4) igualmente espaçados.

$$M = \frac{N^2}{2}(N-1) \quad (5.85)$$

Considerando os sinais de bombeamento quasi-contínuos, todos com a mesma polarização, e não existência de depleção dos mesmos devido à geração de produtos de *FWM*, então a potência óptica dos produtos gerados é <sup>[4]</sup>:

$$P_{i,j,k}(L) = \left( \frac{D_{i,j,k}}{3} \cdot \gamma \cdot L_{eff} \right) \cdot P_i(0) \cdot P_j(0) \cdot P_k(0) \cdot \eta_{i,j,k} \cdot \exp(-\alpha \cdot L) \quad (5.86)$$

sendo a potência óptica à entrada dos canais *i*, *j* e *k*,  $L_{eff}$  o comprimento eficaz da fibra (expressão (5.25)),  $\gamma$  o coeficiente não-linear da fibra e  $\eta_{i,j,k}$  a eficiência do processo de *FWM*, dada pela expressão (5.87) <sup>[4]</sup>. Quando os produtos são degenerados, a constante  $D_{i,j,k}$  é de valor 3, caso contrário, quando os produtos não são degenerados, esta constante toma o valor 6.

$$\eta_{i,j,k} = \frac{\alpha^2}{\alpha^2 + \Delta\beta_{i,j,k}^2} \left[ 1 + \frac{4 \cdot \exp(-\alpha \cdot L) \cdot \text{sen} \left( \Delta\beta_{i,j,k}^2 \cdot \frac{L}{2} \right)}{(1 - \exp(-\alpha \cdot L))^2} \right] \quad (5.87)$$

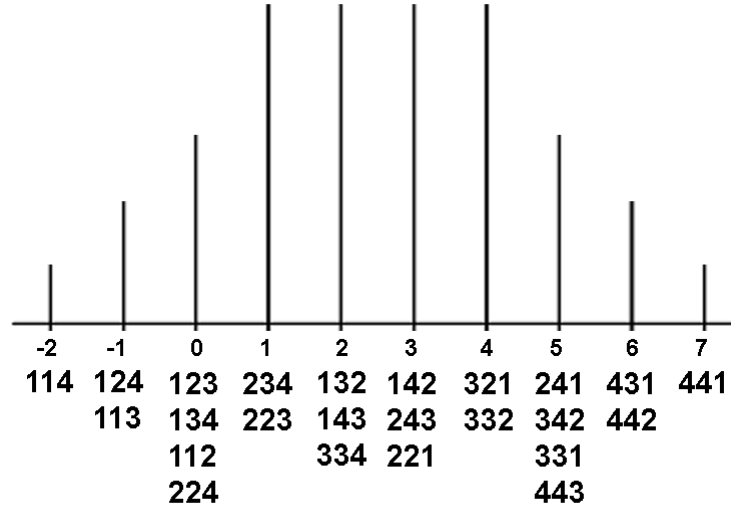


Figura 5.2. Produtos de FWM gerados por quatro canais igualmente espaçados.

Como se pode observar na expressão (5.87), a eficiência do processo de *FWM* é dependente da discrepância de fase entre os vários canais,  $\Delta\beta_{i,j,k}$ , que pode ser traduzida por <sup>[4]</sup>:

$$\Delta\beta_{i,j,k} = \beta_i + \beta_j - \beta_k = \frac{2 \cdot \pi \cdot c}{\lambda^2} \cdot \frac{dD}{d\lambda} \left( \frac{\lambda_i + \lambda_j}{2} - \lambda_D \right) \cdot (\lambda_i - \lambda_k) \cdot (\lambda_j - \lambda_k) \quad (5.88)$$

sendo  $D$  o parâmetro de dispersão,  $dD/d\lambda$  o declive da dispersão e  $\lambda_D$  o comprimento de onda com valor nulo dispersão cromática.

A expressão (5.88) só é válida se todos os canais tiverem o mesmo estado de polarização. Normalmente, os estados de polarização dos canais variam aleatoriamente ao longo da propagação, pelo que, esta expressão deve ser multiplicada por  $1/2$ , se os produtos gerados forem degenerados, e por  $3/8$ , caso os produtos gerados não sejam degenerados<sup>[4]</sup>.

A utilização de fibras com baixa dispersão cromática favorece o aparecimento de produtos *FWM*. No caso de sistemas *WDM* com canais igualmente espaçados e dispersão cromática reduzida, a sincronização de fase é facilmente conseguida e muitas das novas frequências geradas sobrepõem-se aos canais já existentes, o que torna o *FWM* um fenómeno crítico. Para minorar o impacto do *FWM* em sistemas *WDM* é frequentemente exigido um nível de dispersão residual que provoque o desfasamento de fase entre os vários canais e torne este fenómeno menos significativo e/ou utilização de uma técnica de atribuição dos canais com espaçamentos não iguais entre si.

## 5.3 Caracterização Física da Fibra Óptica

Nesta secção são apresentados valores típicos dos parâmetros que permitem caracterizar a fibra óptica. Por outro lado, são discutidos alguns aspectos sobre a propagação de sinais em fibras óptica, descritos pelas equação de propagação não-linear de *Schrödinger*, e de métodos de simulação numérica que permitem a sua resolução.

A equação de propagação não-linear de *Schrödinger* só pode ser resolvida analiticamente para casos específicos. Normalmente, utilizam-se métodos numéricos para estudar a propagação de um campo electromagnético no interior de uma fibra óptica.

### 5.3.1 Tipos de Fibra Óptica Utilizados em Sistemas de Comunicação

Um elemento fundamental nos sistemas de comunicação ópticos é a fibra. Actualmente, é dada cada vez mais importância ao fabrico de fibras ópticas que minimizem os seus efeitos atenuadores e dispersivos (lineares e não-lineares), de modo a possibilitar a implementação de sistemas com taxas de transferência mais elevadas e troços de fibra mais longos.

No final da década de 70 e início da década de 80, o tipo de fibra utilizada/comercializada era a fibra multimodo (*MMF – Multimode Fiber*), homologada pela União Internacional de Telecomunicações (*ITU – Internacional Telecommunications*

*Union*) segundo a norma *G.651*. Este tipo de fibra foi rapidamente substituída por fibras monomodo de dispersão padrão (*SMF – Singlemode Fiber*), devido à sua menor atenuação e maior capacidade de transporte de informação. Este tipo de fibra, conhecida pela norma da *ITU-T G.652*, é caracterizada por uma dispersão cromática nula muito próximo dos 1310 nm e  $16 \text{ ps}\cdot\text{nm}^{-1}\cdot\text{km}^{-1}$  para um comprimento de onda de 1550 nm. A sua atenuação é tipicamente 0.2 dB/km a 1550 nm e 0.4 dB/km a 1310 nm, com uma *PMD* inferior a 0.1 ps/km. O exemplo mais comum deste tipo de fibra é a *SMF-28* da *Corning* [13].

A fibra que obedece à norma *G.654* é uma fibra especial de elevado custo, baseada na fibra *SMF* que tem uma atenuação muito baixa na região de 1550 nm, tipicamente de 0.18 dB/km. Devido ao seu preço, é pouco utilizada, sendo-o apenas em sistemas submarinos sem amplificação óptica.

A *SMF* impõe algumas limitações em sistemas com elevadas taxas de transferência e de longa distância, pelo que, em 1985, foi introduzida a fibra de dispersão deslocada (*DSF – Dispersion-Shifter Fiber*), que tem o mínimo de dispersão cromática no comprimento de onda de 1550 nm. A *DSF* está otimizada para o funcionamento entre 1500 nm e 1625 nm. No entanto, com a introdução de sistemas multicanal *WDM*, verificou-se que os canais alocados na vizinhança de 1550 nm sofrem uma grande distorção devida aos efeitos não-lineares da *FWM*. Para minimizar os efeitos não-lineares da *FWM*, a dispersão deve ser reduzida, mas não nula. Essa é característica principal da fibra de dispersão deslocada não-nula (*NZDSF – Nonzero DSF*), por exemplo a *True Wave®* da *Lucent*, normalizada segundo a norma *G.655*. Tipicamente, a *NZDSF* tem uma dispersão de aproximadamente  $3 \text{ ps}\cdot\text{nm}^{-1}\cdot\text{km}^{-1}$ , uma atenuação de 0.2 dB/km para 1550 nm e uma *PMD* inferior a 0.1 ps/km.

Recentemente, segundo a norma *G.655* surgiram: a *TrueWave XL®* da *Lucent*, a *LEAF®* da *Corning* e a *FreeLight®* da *Pirelli*, que são caracterizadas por uma área eficaz superior, o que permite reduzir a densidade de potência na fibra e minimizar os efeitos das não-linearidades; e, *TrueWave RS®* da *Lucent* e a *TeraLight®* da *Alcatel* são fibras que se caracterizam por um declive da curva de dispersão cromática muito baixo ( $\approx 0.045 \text{ ps}\cdot\text{nm}^{-2}\cdot\text{km}^{-1}$ ), permitindo que todos os canais em sistemas *WDM* estejam sujeitos ao mesmo valor de dispersão, o que reduz os custos de compensação da dispersão [4].

### 5.3.2 Parâmetros da Fibra Óptica

A obtenção de uma estimativa do valor dos parâmetros da fibra óptica, baseada em medições experimentais, é por si só uma tarefa bastante complexa, pelo que nas simulações optamos por utilizar valores típicos, para um comprimento de onda de 1550 nm, que são apresentados na tabela 5.1.

Parâmetro	Símbolo	Valor Típico	Unidade
Coefficiente de atenuação	$\alpha$	0.2	dB/km
Dispersão	D	16.0	ps/(nm·km)
Derivada da dispersão	dD/d $\lambda$	0.08	ps/(nm <sup>2</sup> ·km)
Dispersão da velocidade de grupo	$\beta_2$	-21.4	ps <sup>2</sup> /km
Dispersão de segunda ordem	$\beta_3$	0.15	ps <sup>3</sup> /km
Coefficiente não-linear	$\gamma$	1.9	-
Área eficaz	A <sub>eff</sub>	80	μm <sup>2</sup>
Índice de refração linear	n	1.45	-
Índice de refração não-linear	n <sub>2</sub>	2.6×10 <sup>-20</sup>	m <sup>2</sup> /W

Tabela 5.1. Valores típicos dos parâmetros da SMF para o comprimento de onda de 1550 nm.

### 5.3.3 Equação de Modelação da Fibra Óptica

Para descrever com exactidão a propagação de impulsos de elevada potência numa fibra óptica através de uma equação, devem considerar-se os efeitos dispersivos e os fenómenos não-lineares que afectam esses impulsos, quer na sua forma temporal, quer o seu conteúdo espectral. Partindo das equações de *Maxwell*, no caso de fibras monomodo, a equação de propagação em fibras, denominada por equação não-linear de *Schrödinger* (*NLSE – Non-Linear Schrödinger Equation*) pode ser traduzida pela equação seguinte <sup>[1]</sup>:

$$\begin{aligned} \frac{\partial A}{\partial z} = & -\beta_1 \frac{\partial A}{\partial t} - \frac{j}{2} \beta_2 \frac{\partial^2 A}{\partial t^2} + \frac{1}{6} \beta_3 \frac{\partial^3 A}{\partial t^3} + \frac{\alpha}{2} \cdot A + \\ & + j \cdot \gamma \cdot |A|^2 \cdot A \left[ -\frac{\gamma}{\omega_0} \cdot \frac{\partial(|A|^2 \cdot A)}{\partial t} \right] - j \cdot \gamma \cdot T_R \cdot A \cdot \frac{\partial |A|^2}{\partial t} \end{aligned} \quad (5.89)$$

onde  $T_R$  é a constante de *Raman* temporal e  $\gamma$  o coeficiente não-linear da fibra.

Com o intuito de simplificar a equação (5.89), usar-se como referência temporal um sistema de eixos que se desloca na fibra à velocidade do impulso, velocidade de grupo,  $v_g$ , o que permite diminuir o número de termos da função:

$$t_g = t - \frac{z}{v_g} = t - \beta_1 \cdot z \quad (5.90)$$

Então a equação (5.89) passa ser da forma:



$$\begin{aligned} \frac{\partial A}{\partial z} = & -\frac{j}{2}\beta_2 \frac{\partial^2 A}{\partial t^2} + \frac{1}{6}\beta_3 \frac{\partial^3 A}{\partial t^3} + \frac{\alpha}{2} \cdot A \\ & + j \cdot \gamma \cdot |A|^2 \cdot A \left[ -\frac{\gamma}{\omega_0} \cdot \frac{\partial(|A|^2 \cdot A)}{\partial t_g} \right] - j \cdot \gamma \cdot T_R \cdot A \cdot \frac{\partial |A|^2}{\partial t_g} \end{aligned} \quad (5.91)$$

Ainda assim, a resolução da equação (5.91) não é fácil, dado que se trata de uma equação diferencial não-linear. No entanto, esta equação pode ser resolvida utilizando o método numérico *SSFM* (*Split-Step Fourier Method*), o que permite rescrever a equação (5.91) como:

$$\frac{\partial A}{\partial z} = (\hat{D} + \hat{N}) \cdot A \quad (5.92)$$

em que  $\hat{D}$  é um operador diferencial que quantifica a dispersão e a atenuação e  $\hat{N}$  é um operador não-linear que quantifica os efeitos das não-linearidades, dados por:

$$\hat{D} = -\frac{j}{2}\beta_2 \frac{\partial^2 A}{\partial t^2} + \frac{1}{6}\beta_3 \frac{\partial^3 A}{\partial t^3} + \frac{\alpha}{2} \cdot A \quad (5.93)$$

$$\hat{N} = j \cdot \gamma \cdot |A|^2 \cdot A \left[ -\frac{\gamma}{\omega_0} \cdot \frac{\partial(|A|^2 \cdot A)}{\partial t_g} \right] - j \cdot \gamma \cdot T_R \cdot A \cdot \frac{\partial |A|^2}{\partial t_g} \quad (5.94)$$

O método *SSFM* consiste em separar a equação de propagação numa parte linear e noutra não-linear<sup>[1]</sup>, determinar o contributo dos efeitos lineares e não-lineares como se actuassem independente e isoladamente, na propagação ao longo de uma curta distância. A contribuição linear é processada no domínio da frequência e a contribuição não-linear no domínio do tempo. Primeiro, simulam-se os efeitos não-lineares ( $\hat{D} = 0$ ) e, de seguida, os efeitos lineares ( $\hat{N} = 0$ ).

A aproximação da envolvente do campo eléctrico em  $z+dz$  é obtida da aproximação em  $z$  através da expressão:

$$A(z + dz, t_g) \approx F^{-1} \left\{ \exp(dz \cdot \hat{D}) \cdot F \left[ \exp(dz \cdot \hat{N}) \cdot A(z, t_g) \right] \right\} \quad (5.95)$$

onde  $F(x)$  e  $F^{-1}(x)$  representam as transformadas directa e inversa de *Fourier*, respectivamente.

No caso de se considerar o efeito da *PMD*, a equação de propagação deve ser transformada em duas equações não-lineares acopladas que descrevam a propagação segundo dois eixos de polarização ortogonais. Assim, as velocidades de grupo para os impulsos polarizados segundo as duas direcções ortogonais,  $x$  e  $y$ , relacionam-se por:

$$\beta_{1,x} - \beta_{1,y} = \frac{PMD}{2 \cdot \sqrt{2 \cdot I_C}} \quad (5.96)$$

Este método de cálculo numérico é bastante fiel na descrição da evolução do sinal sujeito aos efeitos determinísticos como a dispersão cromática e as não-linearidades de *Kerr*, mas na presença de processos estocásticos, nomeadamente, ruído de emissão espontânea (*ASE – Amplified Spontaneous Emission*) e ruído aleatório, são necessários outros cuidados <sup>[8]</sup>. A análise numérica pode ser feita a vários níveis, permitindo obter uma boa estimativa do desempenho do sistema. Na secção seguinte são descritos alguns métodos numéricos utilizados na determinação do *BER* em sistemas de comunicação ópticos e noutros sistemas.

## 5.4 Métodos de Estimação de BER

Um critério utilizado para analisar o desempenho de sistemas de transmissão digital é a probabilidade de erro ou *BER*,  $p$ , que é definida como a probabilidade média de identificação incorrecta de um *bit* pelo circuito de decisão.

O sinal eléctrico ou óptico recebido pelo circuito de decisão é amostrado num determinado instante (de decisão), em que compara esses valores com um valor de limiar e decide que símbolo lógico foi recebido. Os valores amostrados para o caso de *OOK* (*On-Off Keying*) variam em torno de valores médios,  $\mu_1$  e  $\mu_0$ , segundo os respectivos desvios padrão,  $\sigma_1$  e  $\sigma_0$ , correspondentes aos símbolos lógicos “1” e “0”. A probabilidade de erro média num sistema binário é dada por:

$$p = p_0 \cdot P(1 \setminus 0) + p_1 \cdot P(0 \setminus 1) \quad (5.97)$$

onde  $p_0$  e  $p_1$  são as probabilidades iniciais dos símbolos lógicos “0” e “1”, respectivamente, e  $P(0 \setminus 1)$  e  $P(1 \setminus 0)$  são as probabilidades de erro condicionadas ao símbolo transmitido “1” ou “0”, respectivamente, sendo dadas pelas expressões (5.98) e (5.99). Normalmente, as probabilidades  $p_0$  e  $p_1$  são consideradas iguais.

$$P(0 \setminus 1) = \int_{-\infty}^{DL} f_1(t) dt = F_1(DL) \quad (5.98)$$

$$P(1 \setminus 0) = \int_{DL}^{+\infty} f_0(t) dt = 1 - F_0(DL) \quad (5.99)$$

sendo  $DL$  o limiar de decisão,  $f_1(t)$  e  $f_0(t)$  as funções densidade de probabilidade, associadas à recepção de símbolo lógico “1” e “0”, respectivamente, e  $F_1(t)$  e  $F_0(t)$  as funções distribuição correspondentes.

Assumindo que os símbolos são equiprováveis e que o limiar de decisão é  $DL$ , o  $BER$  pode ser calculado através da expressão:

$$p = \frac{1}{2} \int_{-\infty}^{DL} f_1(t) dt + \frac{1}{2} \int_{DL}^{+\infty} f_0(t) dt \quad (5.100)$$

Há vários métodos que podem ser utilizados para simular o comportamento de um sistema de comunicação por fibra óptica e determinar o  $BER$  ou avaliar o seu desempenho, nomeadamente, o factor de qualidade  $Q$  (ou gaussiano), o Monte-Carlo, o Monte-Carlo modificado (ou *Importance Sampling*), o diagrama de olho, a extrapolação da cauda, a teoria de valores extremos (*Extreme Value Theory*) e a estimação semi-analítica [2] - [4]. Nas subsecções seguintes são descritos estes métodos, sendo mais detalhados os métodos baseados na aproximação gaussiana.

#### 5.4.1 Métodos de Aproximação Gaussiana

A abordagem mais comum é assumir que as funções densidade de probabilidade,  $f_1(t)$  e  $f_0(t)$ , têm uma aproximação gaussiana para a estatística do sinal, pelo que o factor de qualidade  $Q$  do sinal pode ser calculado em função dos valores médios,  $\mu_1$  e  $\mu_0$ , e dos desvios padrão,  $\sigma_1$  e  $\sigma_0$ , dos níveis “1” e “0”, respectivamente, através da seguinte expressão (se limiar de decisão for a média de  $\mu_1$  e  $\mu_0$ ):

$$Q = \frac{\mu_1 - \mu_0}{\sigma_1 + \sigma_0} \quad (5.101)$$

Desde que o limiar de decisão seja definido como o nível para o qual ambas as probabilidades são iguais, dado por:

$$DL = \frac{\sigma_0 \mu_1 + \sigma_1 \mu_0}{\sigma_0 + \sigma_1} \quad (5.102)$$

Da mesma forma, pode determinar-se a probabilidade média de erro:

$$P(0 \setminus 1) = \frac{1}{\sigma_1 \cdot \sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{DL} \exp\left(-\frac{(DL - \mu_1)^2}{2 \cdot \sigma_1^2}\right) dt = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}\left(\frac{\mu_1 - DL}{\sqrt{2} \cdot \sigma_1}\right) \quad (5.103)$$

$$P(1 \setminus 0) = \frac{1}{\sigma_0 \cdot \sqrt{2\pi}} \int_{DL}^{+\infty} \exp\left(-\frac{(DL - \mu_0)^2}{2 \cdot \sigma_0^2}\right) dt = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}\left(\frac{DL - \mu_0}{\sqrt{2} \cdot \sigma_0}\right) \quad (5.104)$$

em que  $DL = \frac{1}{2} \times E(\mu_1, \mu_0)$  é o limiar de decisão.

O *BER*,  $p$ , está relacionado com o factor de qualidade do sinal através da expressão:

$$p = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}\left(\frac{Q}{\sqrt{2}}\right) \quad (5.105)$$

Para valores do factor de qualidade  $Q$  superiores a 3, a expressão (5.105) pode ser aproximada pela seguinte expressão [4]:

$$p = \frac{1}{\sqrt{2\pi} \cdot Q} \exp\left(-\frac{Q^2}{2}\right) \quad (5.106)$$

Este método pode ser utilizado para avaliar o desempenho de sistemas de comunicação ópticos com fraca distorção da forma de onda, por exemplo, devida a dispersão cromática, ruído do tipo *ASE* ou outro tipo de ruído que pode ser aproximado por uma distribuição gaussiana. No entanto, este método não é válido em sistemas de comunicação com elevada influência da interferência entre símbolos (*ISI – Inter-Symbol Interference*) [6] ou sujeitos a ruído estatístico não-gaussiano [8]. No primeiro caso, fazer o ajuste de duas distribuições gaussianas de um diagrama de olho fortemente distorcido por *ISI* resultará numa sobre-estimação dos correspondentes desvios padrão,  $\sigma_1$  e  $\sigma_0$ , e da estimação de *BER*. O *BER* pode ser calculado em função da *ISI* de dois *bits* vizinhos [6]. Neste caso, os padrões transmitidos são divididos em oito combinações possíveis de três *bits* (000, 001, 100, 101, 010, 011, 110 e 111) e as distribuições gaussianas são ajustadas a cada uma destas combinações. O peso médio de cada combinação depende do número de ocorrências na sequência de dados, ou seja, o *BER* pode ser calculado através da expressão:

$$p = \sum_{i=1}^8 \frac{n_i}{n_t} p_i \quad (5.107)$$

em que  $n_i$  é o número de ocorrências do padrão  $i$ ,  $n_t$  é o total de ocorrências de todas as sequências de três *bits* e  $p_i$  é obtido através da expressão (5.105). Na maior parte dos casos práticos, este método é suficiente, mas em casos particulares, como a saturação de amplificadores *SOA*, o método deve ser extendido a um maior número de *bits* vizinhos, pelo menos quatro, isto é, combinações com cinco *bits* num total de 32 possíveis [8]. Ainda assim, o número de *bits* vizinhos pode ser optimizado/aumentado, no caso de sistemas de comunicação ópticos com elevada interferência entre símbolos, de modo a obter-se uma melhor estimação de *BER* [9].

No caso de sistemas *WDM*, quando um sinal óptico é afectado por efeitos ópticos lineares e não-lineares, nomeadamente, efeitos de dispersão e de interferência entre canais, as funções de densidade de probabilidade deixam de ter uma distribuição gaussiana. Em <sup>[10]</sup> é proposto um método de cálculo do *BER* baseado em histogramas (normalizado) e ajuste das respectivas curvas das funções de distribuição de probabilidade por uma soma de um conjunto de curvas gaussianas, traduzidas pelas expressões (5.108) e (5.109).

$$f_1(t) = \sum_{j=1}^J \frac{A_{1,j}}{\sigma_{1,j} \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \exp\left(-\left(\frac{t - \mu_{1,j}}{\sqrt{2} \cdot \sigma_{1,j}}\right)^2\right) \quad (5.108)$$

$$f_o(t) = \sum_{k=1}^K \frac{A_{0,k}}{\sigma_{0,k} \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \exp\left(-\left(\frac{t - \mu_{0,k}}{\sqrt{2} \cdot \sigma_{0,k}}\right)^2\right) \quad (5.109)$$

onde os termos  $A_{1,j}$ ,  $\mu_{1,j}$ ,  $\sigma_{1,j}$ ,  $A_{0,k}$ ,  $\mu_{0,k}$  e  $\sigma_{0,k}$  são respectivamente, o peso relativo, o valor médio e o desvio-padrão de cada função gaussiana. Este parâmetros podem ser obtidos directamente do processo de ajuste das curvas. Considerando que são transmitidos igual número de “0s” e “1s”, tem-se que:

$$\sum_{j=1}^J A_{1,j} = \sum_{k=1}^K A_{0,k} = 0.5 \quad (5.110)$$

A estimação de *BER* pode ser efectuada recorrendo à expressão:

$$p = \frac{1}{2} \left[ \sum_{j=1}^J A_{1,j} \cdot \operatorname{erfc}\left(-\left(\frac{\mu_{1,j} - DL}{\sqrt{2} \cdot \sigma_{1,j}}\right)^2\right) + \sum_{k=1}^K A_{0,k} \cdot \operatorname{erfc}\left(-\left(\frac{DL - \mu_{0,k}}{\sqrt{2} \cdot \sigma_{0,k}}\right)^2\right) \right] \quad (5.111)$$

Para minimizar o *BER* do sistema, o limiar de decisão, *DL*, tem de ser optimizado. De notar que, utilizando a expressão (5.102) não se tem o nível de decisão óptimo, mas um valor de partida para uma optimização caso seja este o nosso objectivo.

Portanto, a estimação de *BER* é processada em dois passos: primeiro, os histogramas são ajustados através das funções gaussianas até se garantir um ajuste estatístico superior a 98%; segundo, o *BER* é calculado usando a expressão (5.111) <sup>[10]</sup>.

### 5.4.2 Outros Métodos

O método de Monte-Carlo é um método de avaliação da probabilidade de erros, onde a sequência de informação à entrada do sistema é comparada com a mesma sequência à saída do circuito de decisão, permitindo avaliar o número de erros, que dividido pelo total de *bits*

transmitidos e analisados dá uma estimaco da probabilidade de erro. Esta é a tcnica mais genrica de simulaco, dado que recorre a uma anlise exaustiva do sistema, pelo que é a mais exigente em termos de esforo computacional, resultando em simulaces de longa duraco. Por exemplo, uma regra base deste mtodo é que o nmero de *bits* considerados na simulaco deve ser da ordem de  $10/p$  (onde  $p$  é a probabilidade de erro) [2]. As probabilidades de erro que mais se esperam nos sistemas de comunicaco ópticos actuais so da ordem de  $10^{-15}$  [14].

O mtodo de Monte-Carlo modificado (ou denominado em ingls por *Importance Sampling*) baseia-se no facto de apenas uma pequena fraco das amostras necessrias para avaliar o *BER*, utilizando o mtodo de Monte-Carlo so responsveis por erros. Por exemplo, se o rudo tem uma distribuico gaussiana com um valor mdio nulo, o valor mais provvel desse rudo é zero, pelo que no provocará erros [2]. De facto, gerar formas de onda para todos os instantes onde as amostras de rudo no provocam erros é um desperdcio de esforo computacional. No mtodo de Monte-Carlo modificado, o objectivo é encontrar a amostragem importante, o que significa que so gerados artificialmente os eventos “importantes” (os erros), atravs de distorco provocada da estatstica desses processos.

O conceito base do mtodo da Teoria de Valores Extremos é que todas as funes de densidade de probabilidade podem ser agrupadas em trs classes e, em qualquer funo de densidade, a rea das caudas converge para uma forma comum [2]. O tipo de classes que interessa para este caso so as distribuices do tipo exponencial, que abrangem as distribuices usuais em problemas de comunicaces, assim como o comportamento das curvas de *BER*.

No mtodo de Extrapolao da Cauda considera-se que as caudas das funes de densidade de probabilidade podem ser descritas por uma exponencial genrica, atravs da qual pode ser calculado o *BER*. Este mtodo consiste em determinar *BER* para nveis de deciso que produzam valores *BER* relativamente elevados (tipicamente, entre  $10^{-5}$  e  $10^{-3}$ ). Os valores obtidos permitem efectuar uma extrapolao do *BER* a outros nveis de deciso, para valores de *BER* mais baixos.

A estimaco semi-analtica é bastante utilizada pela sua exactido e, em alguns casos, facilidade de implementaco. Este mtodo consiste em: (i) simular o sistema sem rudo de nenhuma origem, obtendo-se uma caracterizaco da distorco do sinal; (ii) convoluir a funo de densidade de probabilidade de rudo (ento conhecida) com a funo de densidade de probabilidade de erro obtida na simulaco, resultando na determinaco analtica do *BER*.

Um método (experimental) muito utilizado na caracterização de sistemas de comunicação digitais recorre à observação do diagrama de olho do sinal à entrada do circuito de decisão. Parte-se do pressuposto de que os processos aleatórios, por exemplo, o ruído, têm distribuições dentro dos valores que ocorreram na sequência observada. No entanto, esta análise pode não ser válida para sinais com estatística gaussiana, que tenham funções de densidade de probabilidade com caudas significativas. Podem ocorrer situações que provocam um completo fecho do diagrama de olho, mas não significa obrigatoriamente que o sistema tenha um mau desempenho, em termos do *BER* médio.

## 5.5 Análise do BER e do Factor Q

Actualmente, é importante que os sistemas de comunicação ópticos funcionem a níveis muito baixos de *BER*, valores inferiores a  $10^{-15}$ <sup>[14]</sup>. Do ponto de vista esquema simples, um sistema de comunicação óptica elementar é constituído por um transmissor, uma ligação óptica e um receptor.

A ligação óptica pode ser composta por troços de fibra óptica e de amplificadores ópticos, por exemplo *EDFAs* ou *SOAs* (*Semiconductor Optical Amplifiers*). As fibras ópticas já foram descritas no ponto 5.3.1. Os amplificadores ópticos são mais baratos e mais flexíveis do que os regeneradores eléctricos, no entanto, introduzem ruído *ASE* e distorção do sinal, limitando a capacidade do sistema. O ganho, o custo e o tamanho dos *EDFAs* é superior aos dos *SOAs*. A figura de ruído, *NF* (*Noise Figure*), dos *EDFAs* os valores típicos variam entre 4.5 e 7 dB, enquanto que nos *SOAs* pode ter valores entre 6 e 10 dB<sup>[7]</sup>.

A degradação do sinal óptico ao longo de uma ligação óptica tem três origens distintas: processos estocásticos (efeitos aleatórios), efeitos determinísticos e processos não-estacionários<sup>[8]</sup>. O impacto de cada um destes deve ser analisado de forma distinta, do ponto de vista de simulação, pelo que não é fácil encontrar um método que contabilize todas as contribuições de distorção do sinal.

O ruído *ASE* é exemplo de um efeito aleatório que se pode assumir como tendo um comportamento gaussiano com uma potência média  $F \cdot h \cdot \nu \cdot (G-1) \cdot B_A$ , onde *F* contabiliza a inversão de população<sup>xi</sup> dos amplificadores ópticos, *h* é a constante de *Plank*,  $\nu$  é a frequência da portadora, *G* é o ganho do amplificador e  $B_A$  é a largura de banda óptica do ruído *ASE*<sup>[8]</sup>. O valor de  $B_A$  depende das características do sistema e da filtragem óptica

---

<sup>xi</sup> Inversão de População (Population Inversion) – é um fenómeno que ocorre quando o número de átomos de elevado estado de energia superam o número de átomos no estado fundamental.

efectuada ao longo da ligação óptica e no receptor. Por exemplo, se não houverem filtros ópticos nos troços de fibra óptica e o filtro óptico após o fotodíodo tiver uma largura de banda mais estreita do que o amplificador óptico, então  $B_A$  coincide com a largura de banda do filtro do receptor. O ruído *ASE* tem vários efeitos prejudiciais, sendo responsável por flutuações de energia que dificultam a distinção entre os símbolos binários. Os seus efeitos são acumulativos, pelo que o ruído *ASE* pode provocar a saturação de outros amplificadores posteriores na linha de transmissão, reduzindo a relação sinal-ruído no receptor. Pode ainda interagir com o sinal óptico de forma não-linear.

Os efeitos determinísticos são responsáveis pela distorção da forma de onda do sinal, resultando que, durante a simulação, essa distorção é sempre a mesma nas várias repetições do sinal de propagação. Exemplos de efeitos determinísticos são os devidos à dispersão cromática e às não-linearidades de *Kerr* (no caso monomodo), sendo responsáveis, essencialmente, pelo alargamento dos impulsos no domínio temporal e espectral. De notar que, quando vários efeitos afectam simultaneamente um impulso, nalguns casos não é possível distinguir as suas contribuições individuais e a evolução da forma de onda pode tornar-se bastante complexa, como no caso de existirem os efeitos dos produtos da *FWM* e da *XPM*. Além da dispersão e das não-linearidades, há outros efeitos que provocam a distorção determinística do sinal, por exemplo, filtragem ou saturação dos amplificadores ópticos. A distorção da forma de onda do sinal também depende do número de *bits* que interagem entre si, ou seja, normalmente, depende dos parâmetros da fibra e da sequência de *bits* transmitida ou da memória do sistema.

Os processos não-estacionários são os efeitos aleatórios para os quais a escala temporal é muito maior do que o tempo de um impulso do sinal óptico, como é o caso da *PMD*. No entanto, teoricamente, uma fibra óptica com *PMD* constante e independente do tempo comporta-se como um conjunto de linhas com atrasos, podendo ser observado um efeito determinístico de alargamento dos impulsos devido ao atraso entre as duas componentes ortogonais de polarização do sinal óptico. Na prática, as flutuações aleatórias na estrutura da fibra induzem uma birrefringência e um acoplamento dos modos de polarização que resultam numa transferência de potência entre os modos de polarização e num alargamento dos impulsos, que depende do estado de polarização inicial do sinal óptico. Tipicamente, a *PMD* é caracterizada pelo atraso de grupo dos modos de polarização (lento e rápido). A *PMD* é um processo estatístico variável no tempo e depende fortemente do comprimento de onda do sinal óptico.

O estudo dos efeitos da fibra óptica em termos do *BER*, do factor  $Q$  e, pontualmente, de outros parâmetros, foi efectuado recorrendo ao programa *VPIphotonics™*, um *software* de simulação de sistemas de comunicação ópticos. Com este estudo pretende-se avaliar os



efeitos da fibra óptica, dos amplificadores ópticos e de filtros ópticos de uma forma mais qualitativa (ou seja, o objectivo não é obter com precisão os valores de  $BER$  e do factor  $Q$  em determinadas condições de funcionamento do sistema). Nas simulações efectuadas, o método escolhido de estimação do  $BER$  foi o método de aproximação gaussiana com  $ISI$ .

Nas simulações teve-se um certo cuidado na escolha dos parâmetros de simulação, de modo que o factor  $Q$  esteja dentro de uma janela, entre 3 e 20. Por exemplo, para se obter um  $BER$  de  $10^{-15}$  o factor  $Q$  deve ser aproximadamente 7.94, enquanto que para se obter um  $BER$  igual a  $10^{-4}$  o factor  $Q$  deve ser aproximadamente 3.72<sup>[15]</sup>. Em todas as simulações considera-se a transmissão de um sinal óptico composto por sequências de *bits* moduladas em  $NRZ$  (*Non-Return Zero*)

### 5.5.1 Atenuação e Dispersão

Começando por analisar os parâmetros lineares da fibra, é considerado um circuito muito simples, com apenas um transmissor e um receptor ópticos interligados por uma fibra óptica, ilustrado pelo esquema da figura 5.3. O transmissor gera sequências de *bits* moduladas em  $NRZ$ . Todas as simulações realizadas são efectuadas para um comprimento de onda de 1550 nm ou, no caso de sistemas multicanal, na janela correspondente (na vizinhança desse comprimento de onda).



Figura 5.3. Esquema do circuito utilizado nas simulações.

#### 5.5.1.1 Análise de Dispersão (sem Atenuação)

Na primeira simulação, considera-se a fibra óptica sem atenuação, o receptor com fontes de ruído térmico ( $10^{-11} A/\sqrt{Hz}$ ) e de ruído *shot*, o ritmo de transmissão de 10 Gb/s e três diferentes tipos de fibra, a  $SMF$ , a  $NZDSF$  e a  $DSF$ , cujos valores típicos de dispersão são 16.0, 3.0 e 0.1 ps·nm<sup>-1</sup>·km<sup>-1</sup>, respectivamente.

Na figura 5.4 encontra-se um gráfico do  $BER$ , em função do comprimento e da dispersão da fibra óptica. Como se pode observar, com a diminuição da dispersão da fibra óptica, o  $BER$  diminui, permitindo efectuar a transmissão de dados a distâncias mais elevadas. Pode verificar-se que, a ritmos de transmissão de 10 Gb/s, a dispersão é um factor algo limitativo, utilizando  $SMFs$ , permite ter ligações ópticas com fibra de comprimentos na ordem de 100 km, utilizando fibras com baixos valores de dispersão, as

*NZDSFs* ou as *DSFs*, o *BER* mantém-se em valores muito pequenos para ligações ópticas com comprimentos de fibra superiores a 600 km e na ordem de 6000 km, respectivamente.

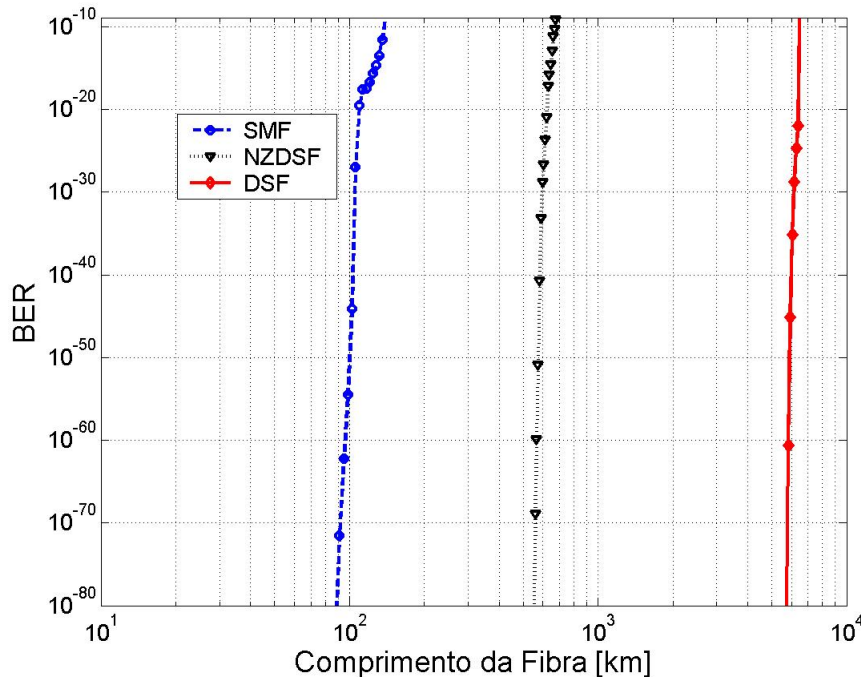


Figura 5.4. BER em função do comprimento da fibra para fibras ópticas SMF, NZDSF e DSF, para um sinal óptico monocal a 10 Gb/s.

### 5.5.1.2 Dispersão e Ritmo de Transmissão

Nesta simulação, análise recaiu sobre a influência da dispersão e das taxas de transferência, na transmissão de dados. Considerando um ligação óptica com uma *NZDSF* e taxas de transferência de 2.5, 10, 40, 80 e 160 Gb/s, obtiveram-se valores de *BER* em função do comprimento da fibra óptica e da taxa de transferência, que se encontram registados na figura 5.5.

Na figura 5.5, pode verificar-se que, com o aumento da taxa de transferência, a dispersão torna-se um efeito importante e muito limitativo do comprimento da fibra óptica. Para taxas de transferência de 2.5 e 10 Gb/s, o *BER* tem valores baixos para comprimentos de fibra na ordem de 90 e 100 km, enquanto que para 40 Gb/s não permite comprimentos da fibra superiores a 40 km. Utilizando ritmos de transferência de 80 e de 160 Gb/s, a dispersão limita drasticamente comprimento da fibra admissível a valores inferiores a uma dezena de quilómetros.

Portanto, a ritmos de transmissão mais elevados ( $\geq 40$  Gb/s) é fundamental efectuar a compensação da dispersão, por exemplo, recorrendo a *DCF*s (*Dispersion Compensation Fibers*). Mais à frente, na subsecção 5.5.2.4, será analisado este caso.

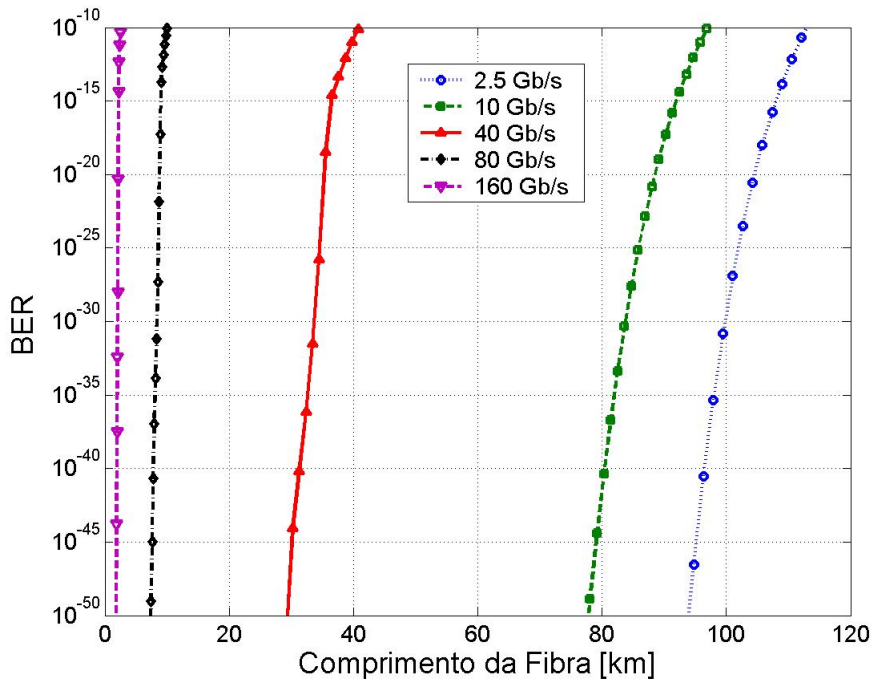


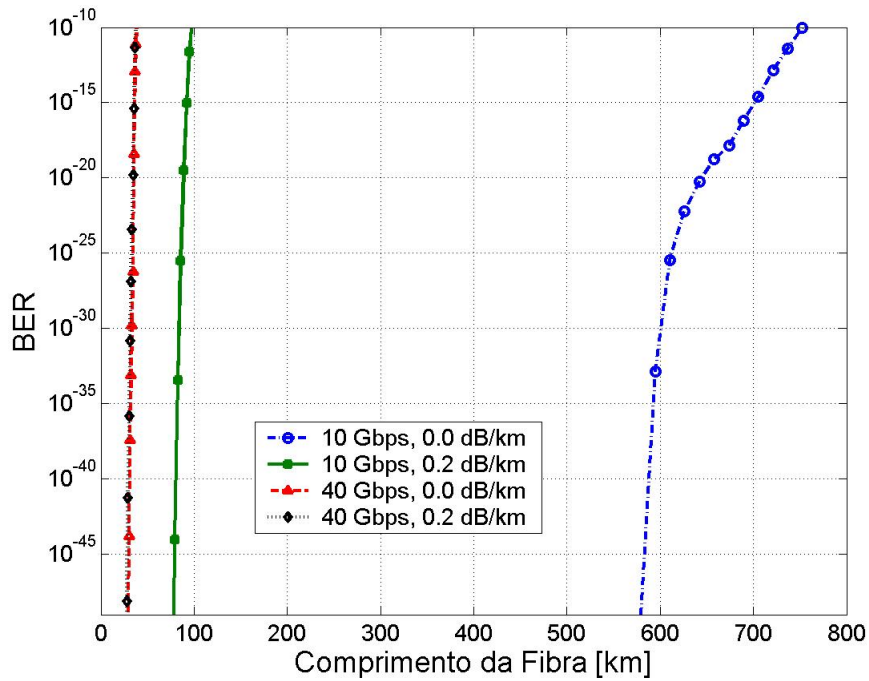
Figura 5.5. Influência dos ritmos de transmissão de um canal em NZDSFs. BER em função do comprimento da fibra e do ritmo de transmissão.

### 5.5.1.3 Dispersão *versus* Atenuação

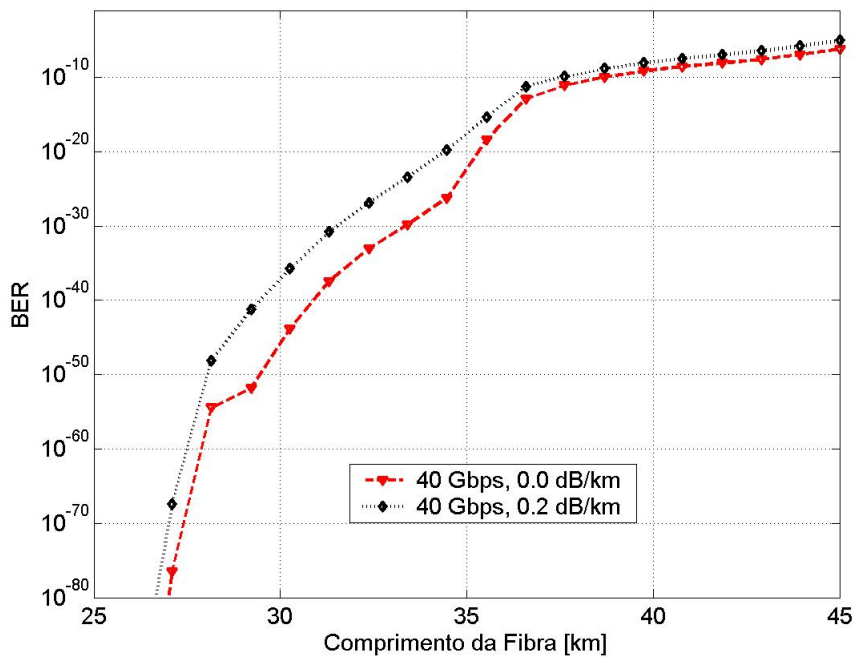
Para analisar o *BER* em função da atenuação, do comprimento da fibra e do ritmo de transmissão, considerou-se na fibra óptica *NZDSF* com o valor típico de atenuação, 0.2 dB/km, no receptor o ruído térmico de  $10^{-11}$  A/ $\sqrt{\text{Hz}}$  e ruído *shot* activo. Cada uma das curvas obtidas na figura 5.6, obteve-se variando o comprimento da fibra óptica, de forma a que o *BER* se situasse dentro de uma gama de valores entre  $10^{-50}$  e  $10^{-4}$ . Assumiu-se também taxas de transferência de 10 e de 40 Gb/s. A simulação tem como objectivo principal observar o efeito da atenuação e das dispersão com a variação do ritmo de transmissão. No caso em que se assume que a fibra não tem atenuação, as condições desta simulação são iguais às condições da simulação realizada na subsecção 5.5.1.1.

A figura 5.6.a) apresenta quatro curvas de *BER* em função da atenuação, da taxa de transferência e do comprimento da fibra óptica. Verificar-se que para baixas taxas de transferência de 10 Gb/s, a atenuação é mais limitativa do que a dispersão, dado que sem atenuação obtêm-se baixos de valores de *BER* até comprimentos da fibra de aproximadamente 750 km, enquanto que, a atenuação limita o comprimento da fibra a menos de 100 km. Para taxas de transferência de 40 Gb/s, as curvas do *BER* têm traçados muito semelhantes. No entanto, na figura 5.6.b) é observável uma diferença entre as curvas, ou seja, a curva de *BER* da fibra com atenuação toma valores superiores à curva da

fibra sem atenuação. Portanto, a dispersão é, pois, o efeito dominante a 40 Gb/s, mesmo em fibras *NZDSF*.



(a)



(b)

Figura 5.6. BER em função do comprimento da fibra, da atenuação e da taxa de transferência para fibras ópticas *NZDSF* e um canal óptico. (a) Curvas para 10 e 40 Gb/s. (b) Curvas para 40 Gb/s.

### 5.5.2 Troços de Fibra Óptica Amplificada

Nesta subsecção é estudado um circuito óptico com vários troços de fibra óptica amplificada. Numa primeira análise são considerados amplificadores aproximadamente ideais, ao longo da ligação óptica entre o transmissor e o receptor. O ganho dos amplificadores função das perdas em cada troço de fibra,  $G_{AMP} = At_{fibra} \times L_{fibra}$ , onde  $At_{fibra}$  é a atenuação na fibra em dB/km e  $L_{fibra}$  é o comprimento do troço de fibra em km. A amplificação tem o objectivo de compensar as perdas registadas devido à atenuação nos troços de fibra óptica. Assume-se um ritmo de transmissão de 10 Gb/s e um comprimento de onda de 1550 nm.

Este circuito (figura 5.7), o qual é constituído por (i) um transmissor (igual ao utilizado na subsecção anterior), (ii) um amplificador de saída, que permite ajustar a potência de saída do transmissor, (iii) um troço de fibra óptica, com um comprimento máximo de 100 km, (iv) uma fibra óptica DCF, que permite compensar a dispersão cromática existente na fibra óptica precedente, (v) um amplificador e um filtro gaussiano passa-banda, (vi) um *loop*, que permite efectuar a simulação de vários troços de fibra amplificada (pontos (iii) a (v)), (vii) um atenuador, que permite ajustar a potência de entrada no receptor, de modo a obter valores de BER e do factor  $Q$  dentro dos intervalos referidos anteriormente, e (viii) o receptor, onde se encontram vários blocos necessários para a medição do BER e do factor  $Q$ , nomeadamente um filtro *Bessel* passa-baixo, um recuperador do ciclo de relógio e o próprio bloco de medição.

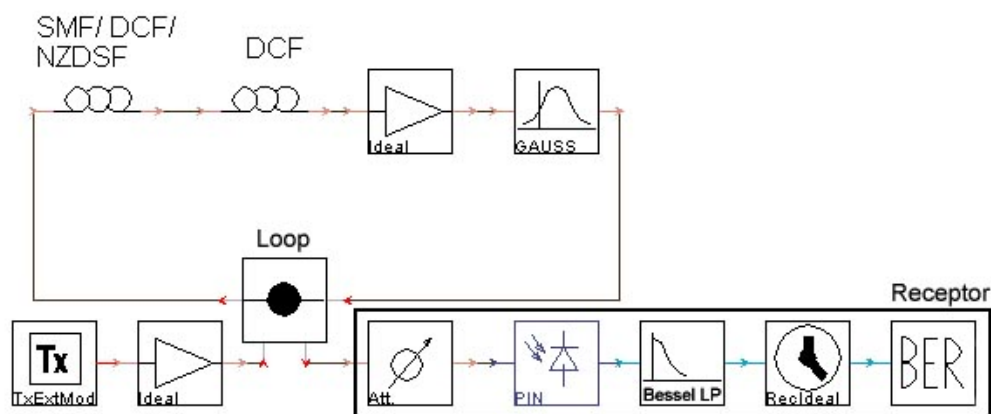


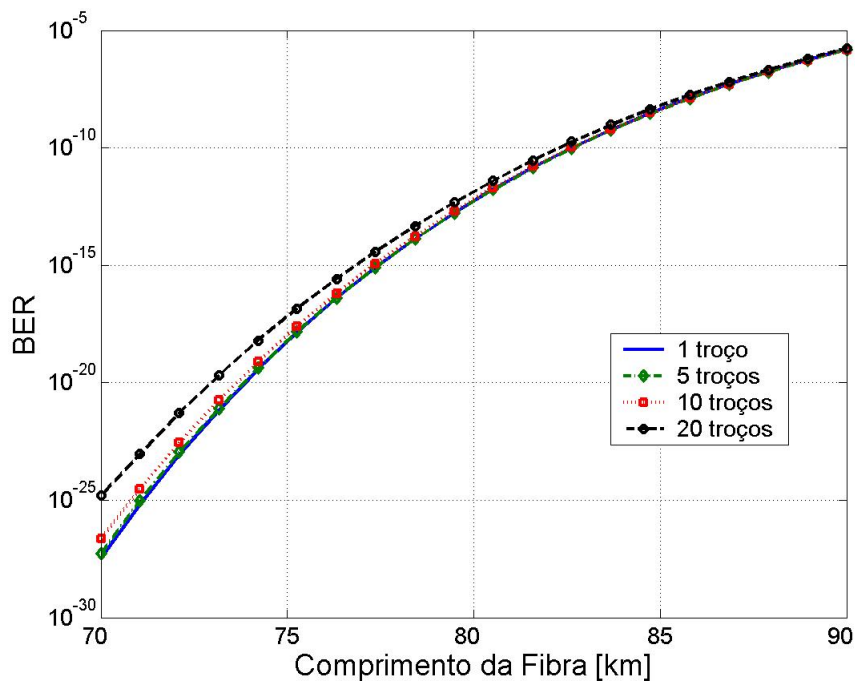
Figura 5.7. Esquema do circuito, com vários troços de fibra amplificada, utilizado nas simulações.

#### 5.5.2.1 Troços de Fibra

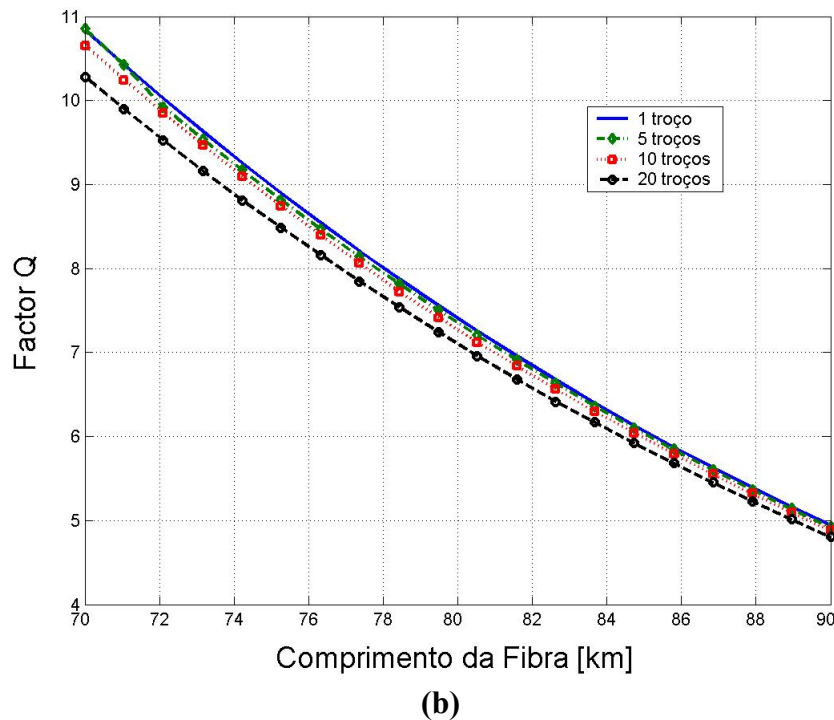
Na primeira simulação realizada, utilizando o circuito da figura 5.7, pretende observar-se o comportamento de uma ligação óptica, com um determinado comprimento total, em função do número de troços de fibra amplificada. Nesta simulação não é

efectuada a compensação da dispersão (através das *DCF*s), os parâmetros de ruído térmico e ruído *shot* são os mesmos da última simulação realizada na subsecção anterior, a ligação óptica tem um comprimento máximo de 100 km, independentemente do número de troços de fibra que a constituam, e consideraram-se 1, 5, 10 e 20 troços de fibra *NZDSF*. É também considerado que os amplificadores têm uma figura de ruído de 8 dB, de modo a ser mais facilmente visível os efeitos da cascata de troços de fibra amplificada.

A figura 5.8.a) e a figura 5.8.b) apresentam o *BER* e o factor *Q* resultantes da simulação. Pode verificar-se que o aumento do comprimento da ligação óptica resulta num aumento proporcional do *BER* e numa diminuição igualmente proporcional do factor *Q* (os valores do *BER* são inversamente proporcionais aos valores do factor *Q*). Também pode observar-se que, para o mesmo comprimento da ligação óptica, com o aumento do número de troços de fibra, o *BER* aumenta. Por exemplo, se a ligação óptica de 71.5 km for constituída apenas por 1 troço de fibra, o *BER* é aproximadamente  $0.8 \times 10^{-24}$ , enquanto que se tiver 10 troços de fibra, o *BER* é cerca de  $3 \times 10^{-24}$  (cerca de 4 vezes superior). O desempenho da ligação óptica piora com o aumento de ruído no sinal devido ao aumento do número de amplificadores em cascata.



(a)



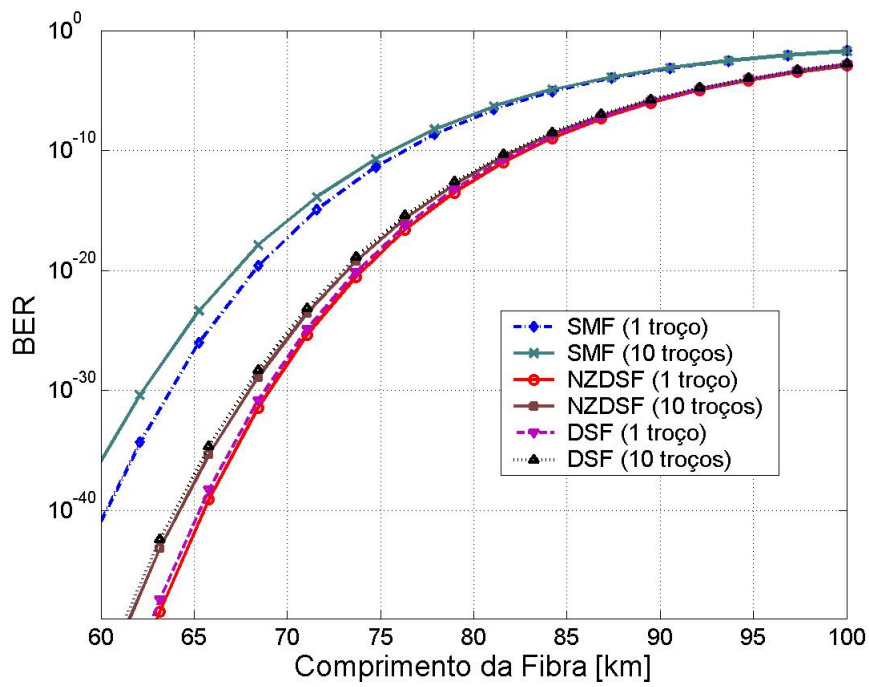
(b)  
 Figura 5.8. Ligação óptica NZDSF com um canal a uma taxa de transferência de 10 Gb/s.  
 (a) BER em função do comprimento da fibra e do número de troços de fibra.  
 (b) Factor  $Q$  em função do comprimento da fibra e do número de troços de fibra.

### 5.5.2.2 Dispersão versus Número de Troços e Tipo de Fibra

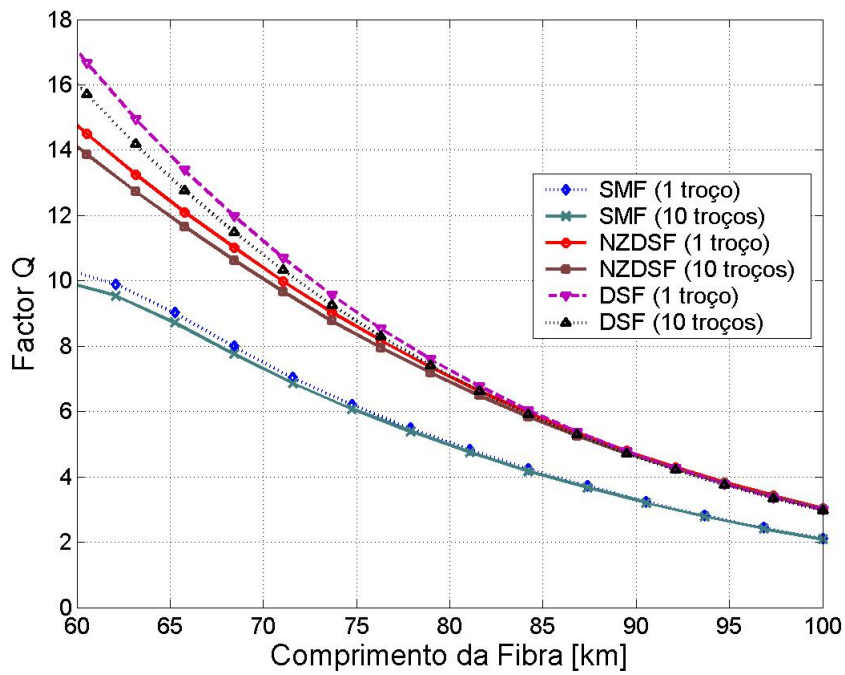
Esta segunda simulação pretende analisar o comportamento do mesmo sistema para os três tipos de fibra óptica anteriormente referidos, *SMF*, *NZDSF* e *DSF*, sem compensação de dispersão, a 10 Gb/s, e numa ligação óptica com 1 e 10 troços de fibra óptica.

A utilização de fibras ópticas com menor dispersão permite melhorar o desempenho do sistema em termos do *BER* e de factor  $Q$ , como se pode observar na figura 5.9. Em qualquer um dos casos (diferentes tipos de fibra), a diferença de desempenho visível, entre 1 ou 10 troços de fibra, nas curvas do *BER* (figura 5.9.a) ou do factor  $Q$  (figura 5.9.b) é aproximadamente igual, dado que o que provoca essa alteração do desempenho é o ruído adicionado pelos amplificadores. Também se pode observar que o aumento da dispersão piora o *BER* e no factor  $Q$ . A 10 Gb/s, a atenuação é o efeito dominante, dado que ao longo dos vários troços de fibra vai degradando a relação sinal-ruído do sinal óptico. No caso de ser ter vários troços de fibra, aos efeitos da atenuação, os amplificadores acrescentam o ruído e elevam o patamar de ruído (sinal e ruído são igualmente amplificados).





(a)



(b)

Figura 5.9. (a) BER em função do comprimento, do número de troços e do tipo de fibra.

(b) Factor Q em função do comprimento, do número de troços e do tipo de fibra.

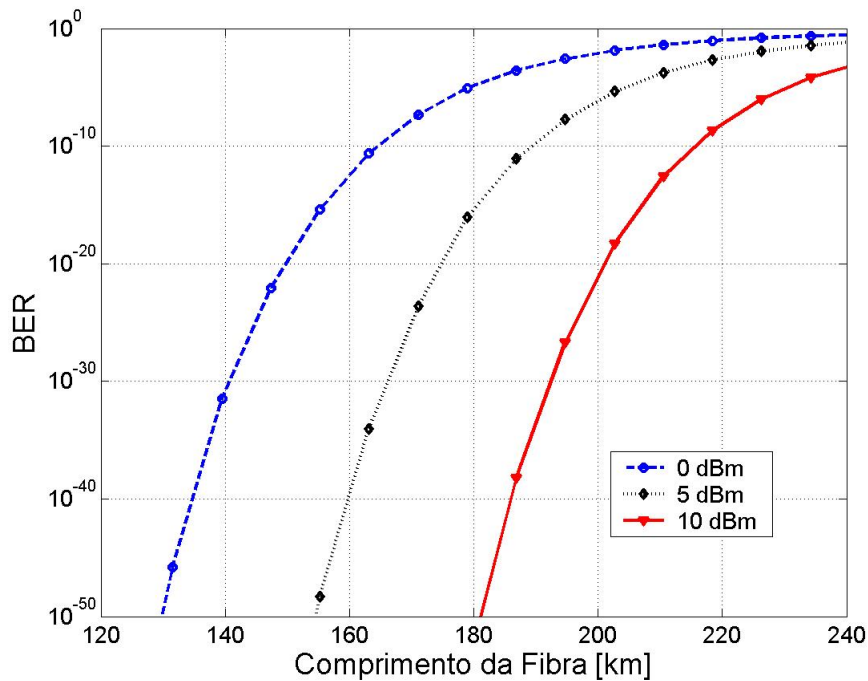
Ambos os casos para um canal óptico a um ritmo de transmissão de 10 Gb/s



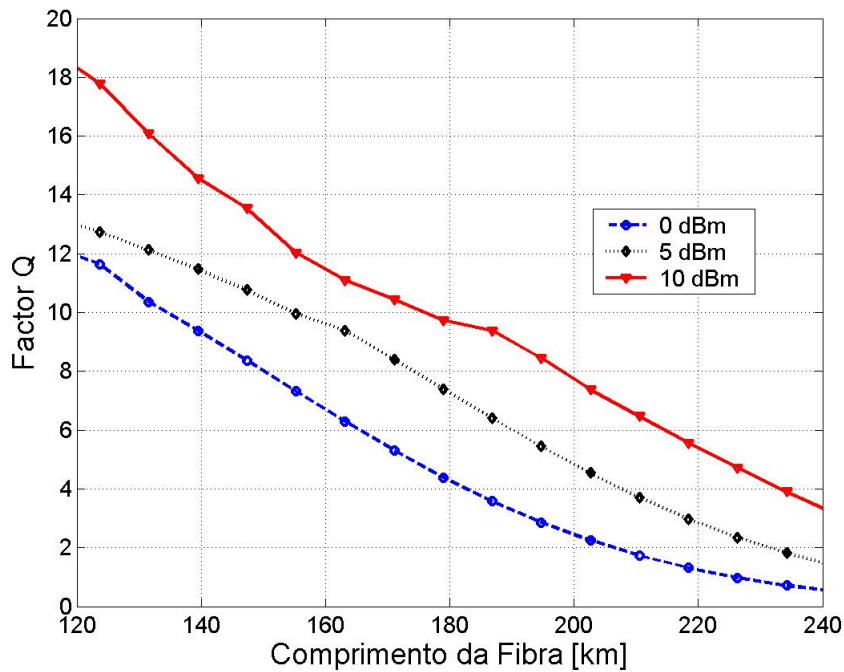
### 5.5.2.3 Análise de Potência de Sinal Óptico

Novamente, assumindo uma ligação óptica com um único troço de fibra sem compensação de dispersão e uma taxa de transferência de 10 Gb/s, esta simulação consiste em analisar o desempenho da ligação óptica em função da potência do sinal óptico transmitido. Os parâmetros variáveis desta simulação são o comprimento da fibra e a potência de saída do amplificador de saída do transmissor,  $P_{out}$ . Para que os valores de  $BER$  e do factor  $Q$  obtidos sejam resultantes da resposta dos troços de fibra à variação da potência do sinal óptico, a potência de entrada no receptor deve ser em todos os casos aproximadamente igual, pelo que a atenuação do atenuador é variada de forma concertada,  $At_{total}=At+P_{out}$ .

Na figura 5.10.a) e na figura 5.10.b) verifica-se que o aumento da potência do sinal óptico transmitido melhora o desempenho do sistema e tem uma influência positiva no  $BER$  e no factor  $Q$ , respectivamente. Por exemplo, se compararmos o desempenho do sistema em termos do  $BER$ , repara-se que para uma potência do sinal óptico de 0 dBm e um comprimento da ligação óptica de aproximadamente 165 km o  $BER$  é cerca de  $10^{-10}$ , enquanto que para uma potência de sinal de 10 dBm, obtém-se o mesmo  $BER$ , numa ligação óptica de cerca de 215 km (mais 50 km).



(a)



(b)

Figura 5.10. (a) BER em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico monocanal. (b) Factor Q em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico monocanal. Ritmo de transmissão de 10 Gb/s.

#### 5.5.2.4 Compensação da Dispersão com DCFs

A próxima simulação tem como objectivo o estudo da compensação da dispersão através de *DCF*s, ou seja, a comparação de um mesmo circuito óptico com e sem *DCF*s. As *DCF*s têm tipicamente uma atenuação de 0.6 dB/km e uma dispersão cromática  $D_{DCF} = -90 \text{ ps}\cdot\text{nm}^{-1}\cdot\text{km}^{-1}$ . Seja  $L_{SMF}$  o comprimento da *SMF*, cuja dispersão é  $D_{SMF} = 16.0 \text{ ps}\cdot\text{nm}^{-1}\cdot\text{km}^{-1}$ ; o comprimento da *DCF*,  $L_{DCF}$ , deve ser:

$$L_{DCF} = \frac{L_{SMF} D_{SMF}}{D_{DCF}} \quad (5.112)$$

A compensação da dispersão é efectuada em prejuízo da atenuação, dado que este tipo de fibras têm o triplo da atenuação. Por exemplo, para um troço de *SMF* com um comprimento de 100 km, a *DCF* deve ter aproximadamente 17.8 km, o que resulta numa atenuação de 10,7 dB. Por isso, na compensação de dispersão recorrendo a *DCF*s é necessário ter algum cuidado, pois, se for efectuada a compensação a troços de fibra demasiado longos, os efeitos da atenuação nas *DCF*s podem sobrepor-se aos efeitos da dispersão nas *SMF*s, piorando o desempenho da ligação óptica.

Na simulação, de modo a termos troços de fibra não muito longos e manter aproximadamente a mesma relação sinal-ruído à entrada do primeiro amplificador, considerou-se 10, 5 ou 1 troços de fibra *SMF*, respectivamente, para os ritmos de transmissão de 2.5, 10 e 40 Gb/s. Os amplificadores têm um ganho que é função directa das perdas nas fibras (também compensam o acréscimo de atenuação devida às *DCF*s). Sendo  $At_{SMF}$  e  $L_{SMF}$  a atenuação e o comprimento da *SMF*,  $At_{DCF}$  e  $L_{DCF}$  a atenuação e o comprimento da *DCF*, respectivamente, o ganho do amplificador é  $G_{AMP}=At_{SMF} \times L_{SMF} + At_{DCF} \times L_{DCF}$ . A atenuação é em dB/km e o comprimento é em km.

Observando a figura 5.11, verifica-se que a utilização correcta de *DCF*s melhora o desempenho da ligação óptica, diminuindo os efeitos da dispersão. Também pode observar-se que, com o aumento da taxa de transferência, o comprimento da fibra possível para taxas de erros baixas diminui, a atenuação devido à fibra é menor e o efeito da dispersão torna-se preponderante, pelo que a melhoria do desempenho com *DCF*s é maior. Para taxas de transferência baixas ( $\leq 2.5$  Gb/s), verifica-se que a compensação da dispersão não é tão importante.

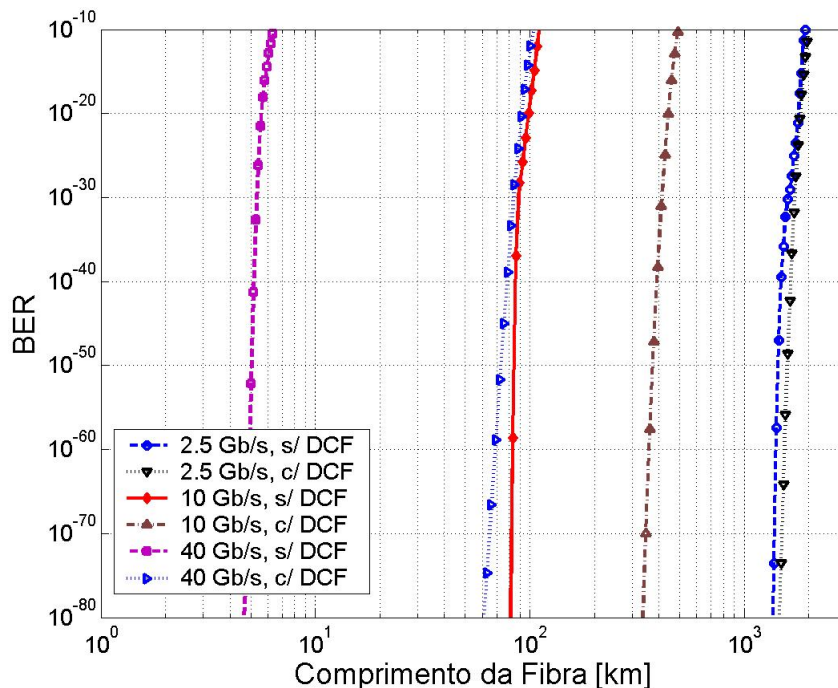
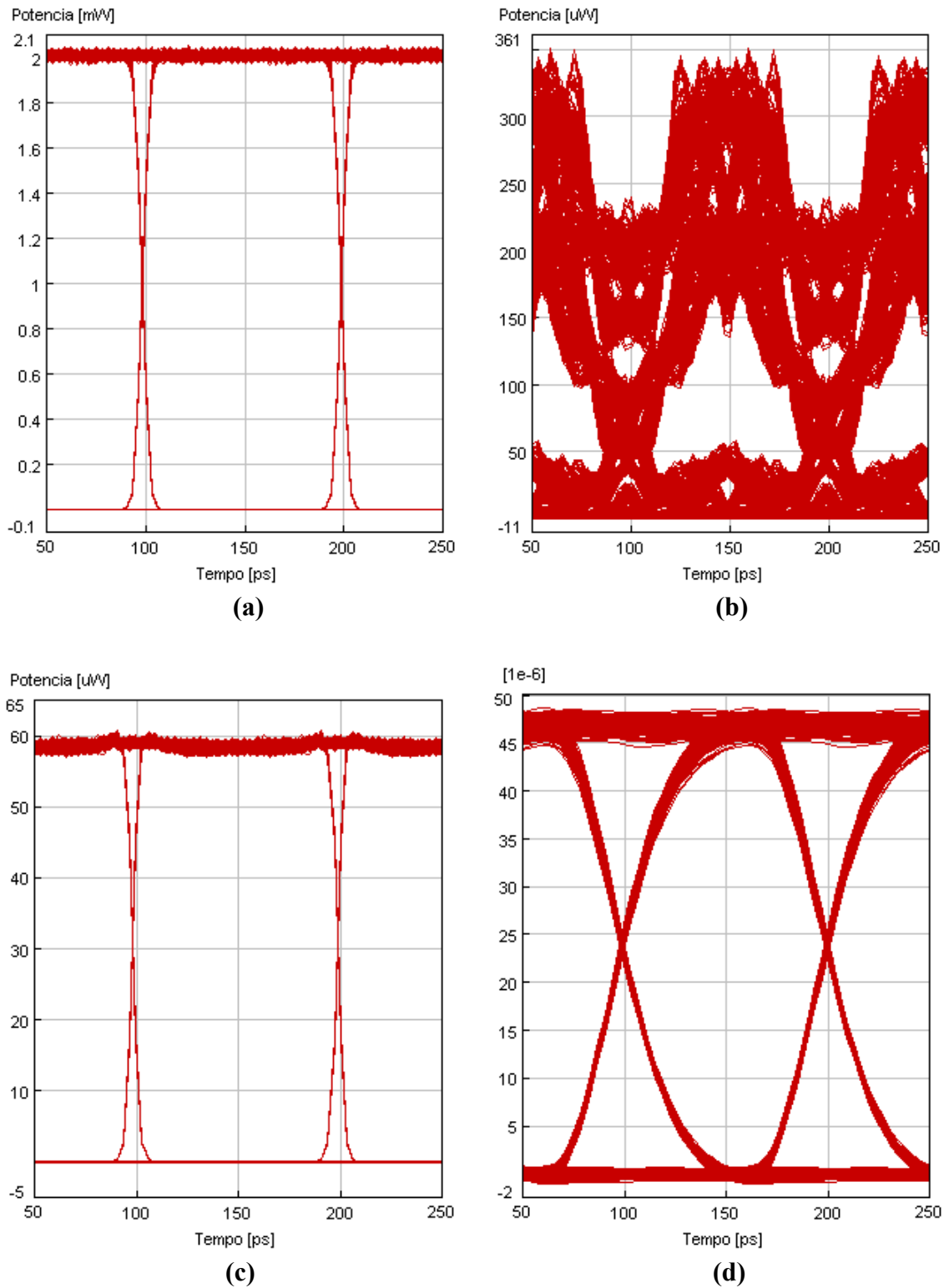


Figura 5.11. Efeito da compensação da dispersão a 2.5, 10 e 40 Gb/s. BER em função do comprimento da fibra. Sinal óptico monocanal.

Para ilustrar o efeito de compensação da dispersão do sinal óptico no domínio do tempo, na figura 5.12 encontram-se quatro diagramas de olho do sinal (óptico ou eléctrico) em diferentes pontos do circuito, para visualizar e analisar o efeito da compensação da

dispersão. Estes diagramas de olho correspondem a uma simulação com um (único) troço de *SMF* de 50 km e um ritmo de transmissão de 10 Gb/s.



**Figura 5.12. Diagramas de olho para uma distância de 50 km. (a) Sinal óptico monocanal à saída do transmissor (após o amplificador). (b) Sinal óptico após percorrer a SMF. (c) Sinal óptico após a DCF e o amplificador e o filtro gaussiano passa-banda. (d) Sinal eléctrico à saída do receptor.**

A figura 5.12.a) é o diagrama de olho do sinal óptico à saída do transmissor (a seguir ao primeiro amplificador), a figura 5.12.b) é o diagrama de olho do mesmo sinal após percorrer 50 km de *SMF*, a figura 5.12.c) é o diagrama de olho do sinal óptico compensado e amplificado, ou seja, após a *DCF*, o amplificador e o filtro gaussiano passa-banda e, finalmente, a figura 5.12.d) é o diagrama de olho do sinal eléctrico na saída do receptor. Estas figuras permitem comprovar que, num sinal óptico extremamente distorcido pela dispersão (figura 5.12.b). Depois do sinal passar pela *DCF* (o amplificador e o filtro passa-banda) essa distorção é removida quase na totalidade, basta comparar os diagramas de olho da figura 5.12.a) e da figura 5.12.c). Há outros efeitos de distorção adicionados pelas fibras ópticas e pelo amplificador que distorcem o sinal, daí que na figura 5.12.c) seja visível alguma distorção relativamente à figura 5.12.a).

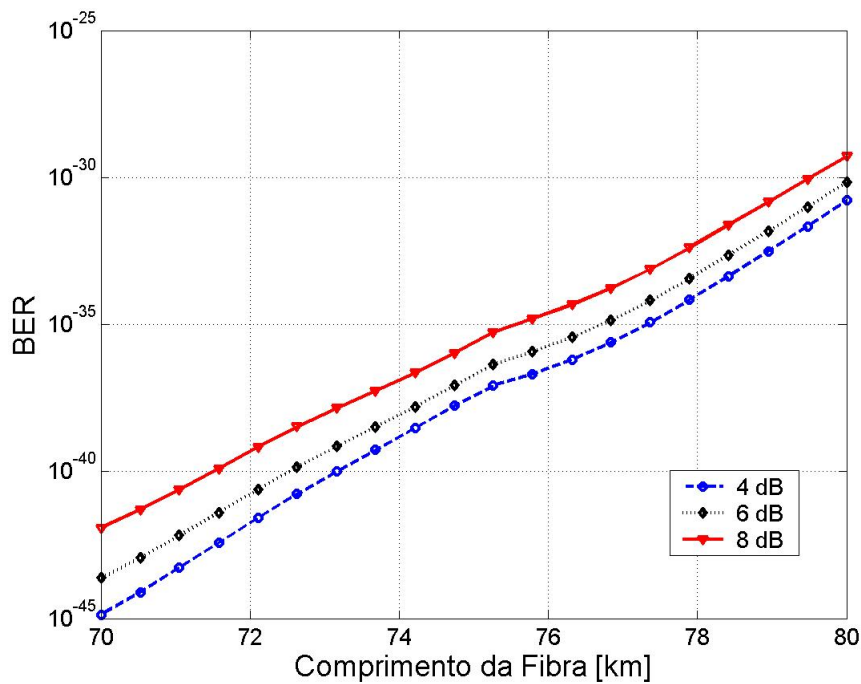
### 5.5.2.5 Comparação entre Amplificadores Ópticos

Como já foi referido anteriormente, os valores típicos da *NF* de *EDFAs* variam entre 4.5 e 7 dB, enquanto que nos *SOAs* esta pode ter valores entre 6 e 10 dB <sup>[7]</sup>. Nesta simulação é considerado que o amplificador óptico é ideal, o *EDFA* e o *SOA* têm uma *NF* de 4, 6 e 8 dB, respectivamente. Assume-se um ritmo de transferência de 10 Gb/s e uma ligação óptica (com um máximo de 400 km) com quatro troços de fibra *NZDSF* amplificada e com compensação de dispersão através de *DCFs*.

Na figura 5.13 pode observar-se a influência da *NF* dos amplificadores ópticos sobre o *BER*. Como é óbvio, quanto mais elevada for a *NF* dos amplificadores pior é o desempenho do sistema.

Na figura 5.14 é feita uma comparação visual do sinal óptico na entrada do primeiro amplificador após percorrer 4 km de fibra e na saída do amplificador do quinto troço de fibra (o que corresponde a um comprimento de fibra total de 20 km), para os três diferentes tipos de amplificadores considerados na simulação. Pode observar-se, em qualquer um dos três casos, a degradação do sinal óptico, sendo maior para a figura de ruído mais elevada.

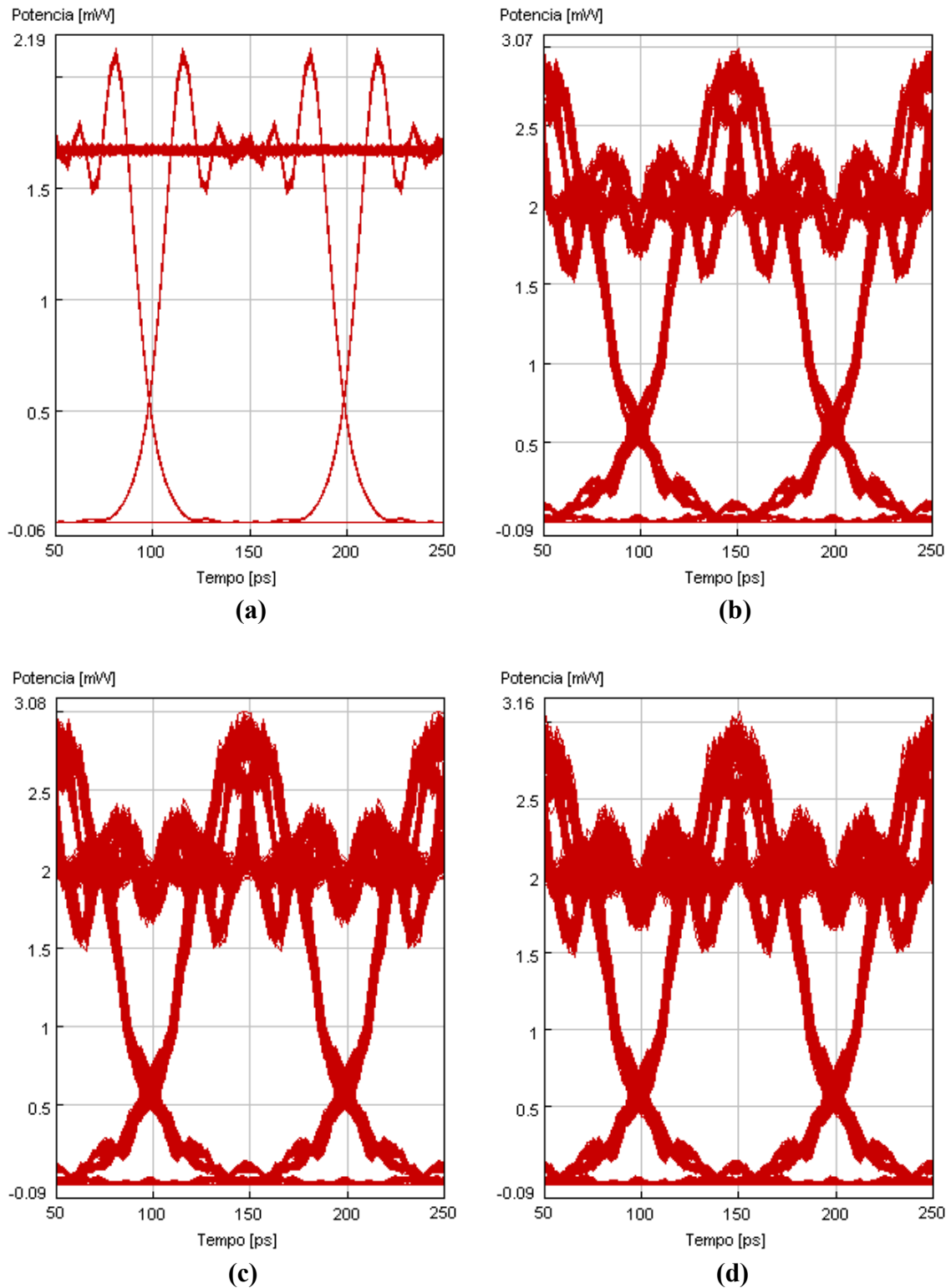
A figura 5.15 ilustra a degradação do sinal óptico após 1, 5, 10 e 20 troços de fibra, para o caso de *SOAs*. Em todas as figuras é visível a degradação do sinal óptico devido ao aumento do número de troços de fibra que resulta numa diminuição da abertura do diagrama de olho.



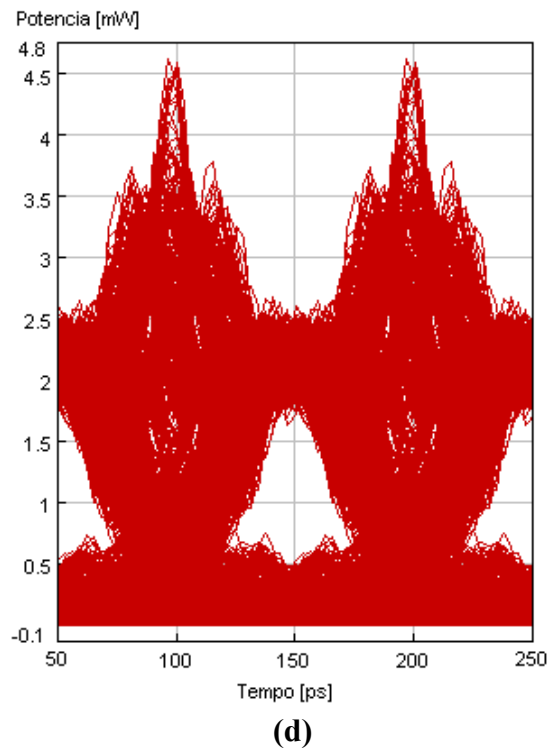
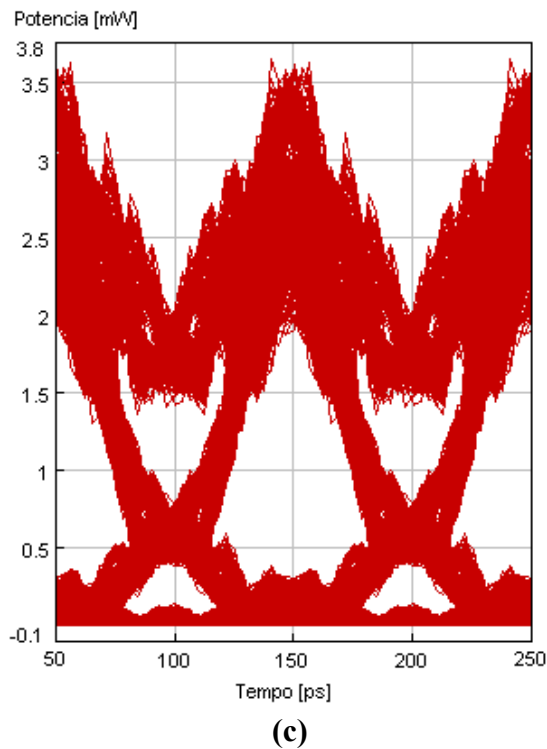
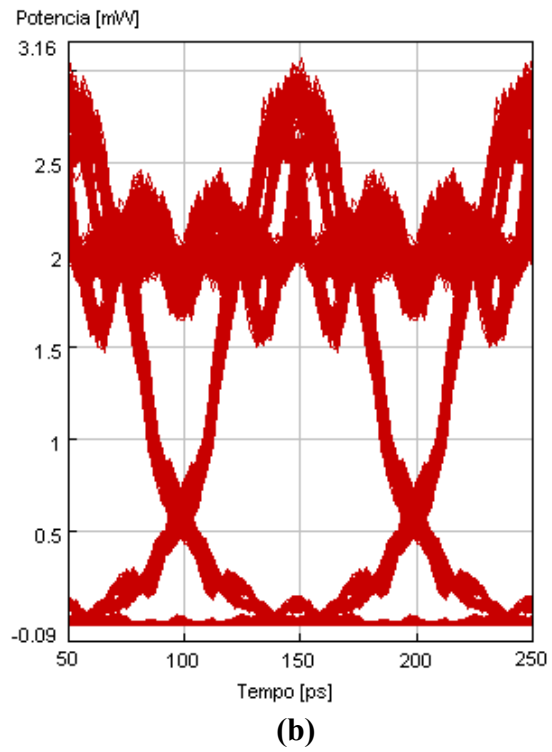
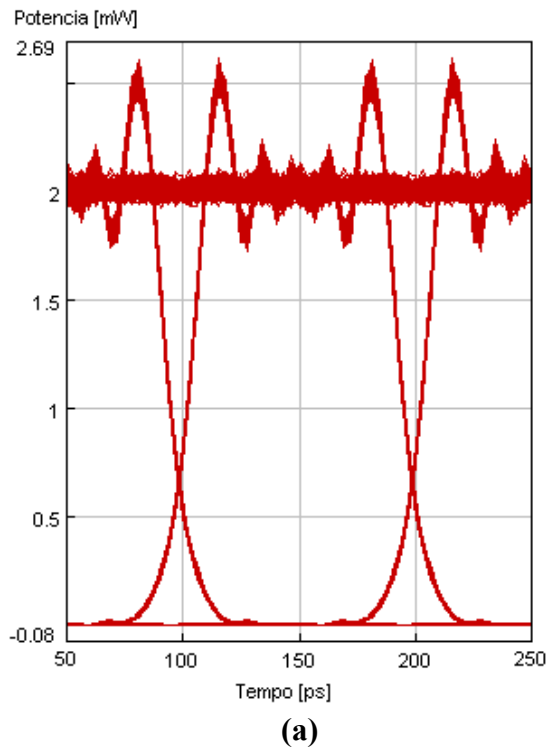
**Figura 5.13.** BER em função do comprimento da fibra e da NF dos amplificadores ópticos. Ligação óptica de 200 km constituída por 20 troços de fibra. Sinal óptico monocanal a uma taxa de transferência de 10 Gb/s.

O número de amplificadores por ligação óptica deve ser reduzido, não só por uma questão económica, mas também devido ao ruído que estes adicionam ao sinal óptico, ainda que o primeiro amplificador seja o mais importante e limitador da  $NF$  total do sistema. Seja  $G_j$  e  $NF_j$  o ganho e a  $NF$  do  $j^{\text{ésimo}}$  amplificador da ligação óptica ( $j=1, 2, \dots, N$ ). A  $NF$  total da ligação é dada pela expressão (5.113) [16]. A  $NF$  total de uma ligação óptica pode ser diminuída, desde que o primeiro amplificador óptico tenha um ganho elevado e a sua  $NF$  seja o mais reduzida possível.

$$NF_{Total} = NF_1 + \frac{NF_2 - 1}{G_1} + \Lambda + \frac{NF_N - 1}{G_1 \cdot G_2 \cdot \Lambda \cdot G_{N-1}} \quad (5.113)$$



**Figura 5.14.** Diagrama de olho do sinal óptico monocanal a 10 Gb/s. (a) À entrada do amplificador do 1.º troço de fibra (comprimento da fibra de 4 km). (b) À saída do amplificador ideal (NF=4dB) do 5.º troço de fibra. (c) À saída do EDFA (NF=6dB) do 5.º troço de fibra. (d) À saída do SOA (NF=8dB) do 5.º troço de fibra.



**Figura 5.15. Diagramas de olho do sinal óptico monocanal à saída de um SOA (NF=8dB). (a) 1.º troço de fibra (comprimento de fibra de 4 km). (b) 5.º troço de fibra (comprimento de fibra de 20 km). (c) 10.º troço de fibra (comprimento de fibra de 40 km). (d) 20.º troço de fibra (comprimento de fibra de 80 km).**



### 5.5.3 Efeitos dos Atrasos de Grupo Diferencial Devido à PMD

Um troço de fibra longo pode ser considerado como o encadeamento de um conjunto de troços pequenos. As orientações aleatórias das perturbações nos troços de fibra fazem com que os efeitos de cada troço sejam adicionados ou subtraídos, pelo que os atrasos de grupo diferencial causados pela *PMD* são acumulados num processo aleatório que varia com a raiz quadrada da distância de propagação, sendo o atraso de grupo diferencial num troço longo determinado em termos de um valor estatístico espectável.

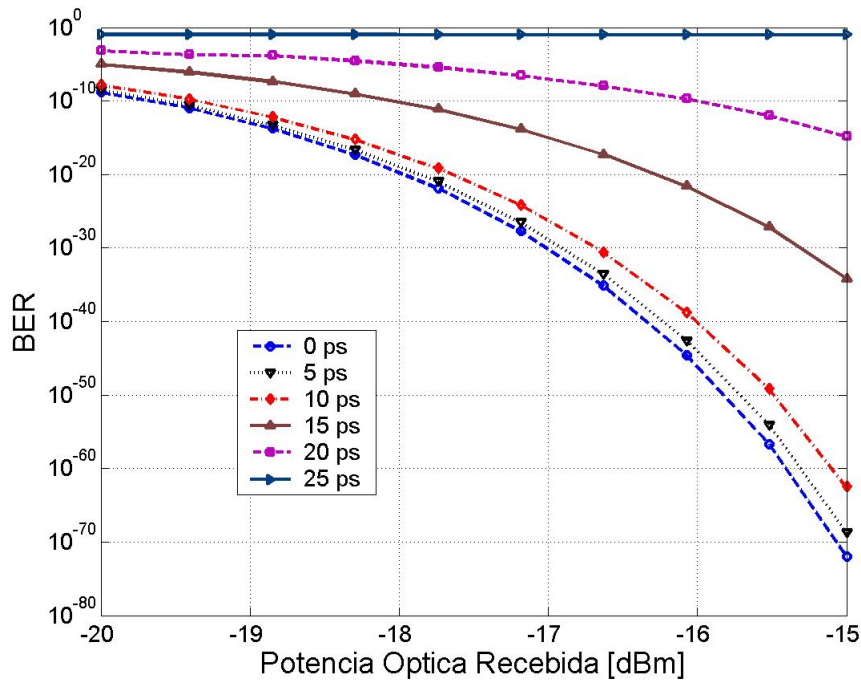
Nesta subsecção apresentam-se os resultados de duas simulações que procuram observar o efeito da *PMD* em termos de atraso de grupo diferencial sobre o *BER*. Na primeira simulação é observado apenas o efeito de primeira ordem da *PMD*, enquanto que na segunda simulação é considerado também o seu efeito de segunda ordem. Em ambas as simulações considera-se uma fibra (de comprimento fixo de 50 km) com atenuação de 0,2 dB/km, sem dispersão cromática, o ritmo de transmissão de 40 Gb/s, e o receptor com ruído térmico e ruído *shot*. O esquema do circuito de simulação utilizado para observar o efeito da *PMD* é relativamente semelhante ao da figura 5.3, no entanto, tem algumas diferenças: (i) a seguir à fibra existe um atenuador, que permite ajustar ou variar a potência de entrada do receptor; (ii) o troço de fibra óptica, (iii) na saída da fibra óptica existe um medidor de potência.

Nesta simulação, ao contrário das análises anteriores em que o *BER* é em função do comprimento da fibra óptica, o comprimento da fibra óptica é fixo em 50 km e as curvas do *BER* são função da potência óptica recebida no receptor e do atraso de grupo diferencial devido à *PMD* de primeira ordem (figura 5.16) e *PMD* de primeira e segunda ordem (figura 5.18).

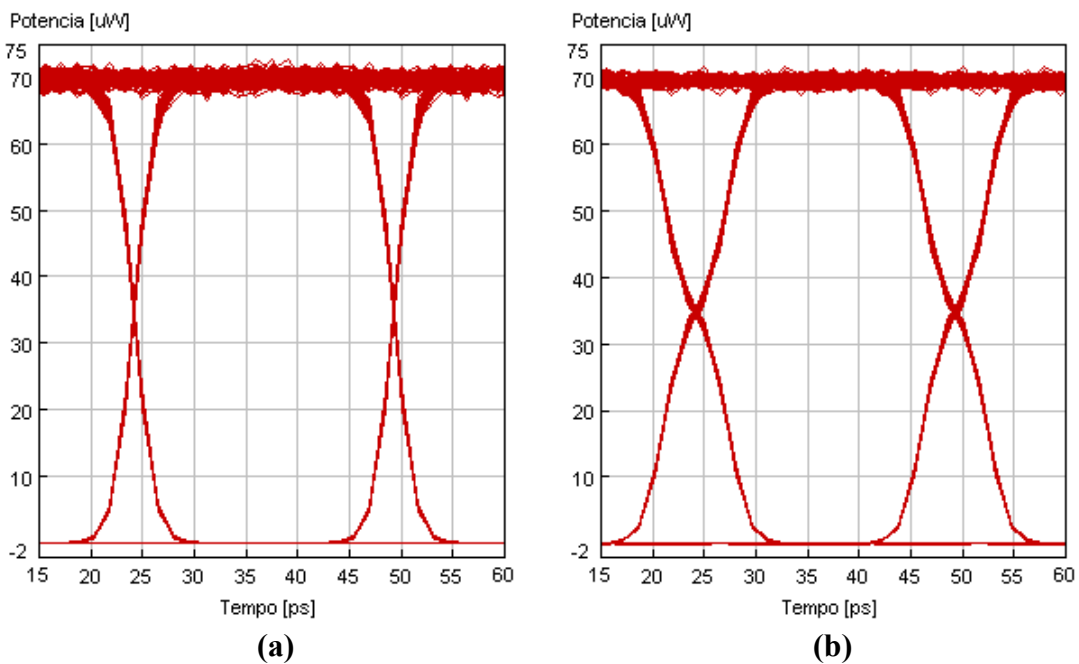
Nas curvas do *BER* da figura 5.16, verifica-se que, para valores do atraso de grupo diferencial superiores ou iguais a 20 ps, a diminuição da potência óptica recebida (abaixo de aproximadamente -18 dBm), o desempenho da fibra piora bastante, inviabilizando a transmissão de dados. Para valores do atraso de grupo diferencial de 25 ps, na gama de valores de potência de saída da fibra considerados, o *BER* é muito elevada, aproximadamente 100 %.

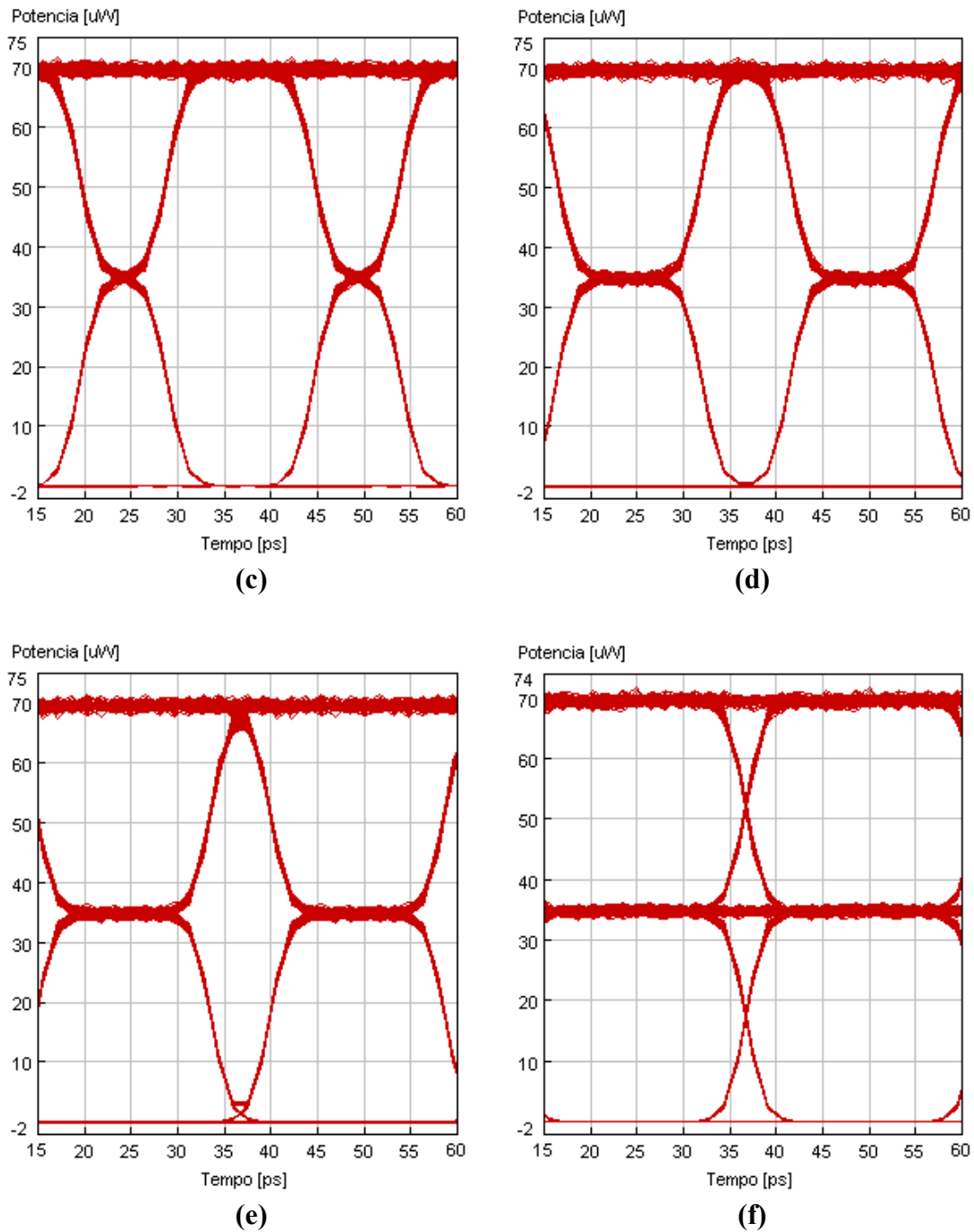
Em termos de sinal óptico no domínio do tempo, pode observar-se nos diagramas de olho da figura 5.17 o efeito da *PMD* de primeira ordem, que resulta num estreitamento dos impulsos na parte superior e um alargamento na parte inferior, no caso de símbolo binário “1”. Numa transição de símbolos “1” para “0” e novamente para “1”, observa-se o contrário. Verifica-se também que este efeito não tem influência na amplitude do sinal óptico. A sua forma é simétrica, dado que tem tempos de subida e de descida semelhantes.

Na segunda simulação considera-se a *PMD* de primeira e de segunda ordens. Em termos do *BER*, os resultados obtidos são ligeiramente diferentes dos obtidos considerando apenas a *PMD* de primeira ordem, como se pode verificar na figura 5.18. Para um atraso de grupo diferencial inferior ou igual a 10 ps, os efeitos da *PMD* de segunda ordem são reduzidos, mas conforme o atraso de grupo diferencial aumenta, para valores superiores e iguais a 15 ps, a influência da *PMD* de segunda ordem aumenta e deixa de ser desprezável.



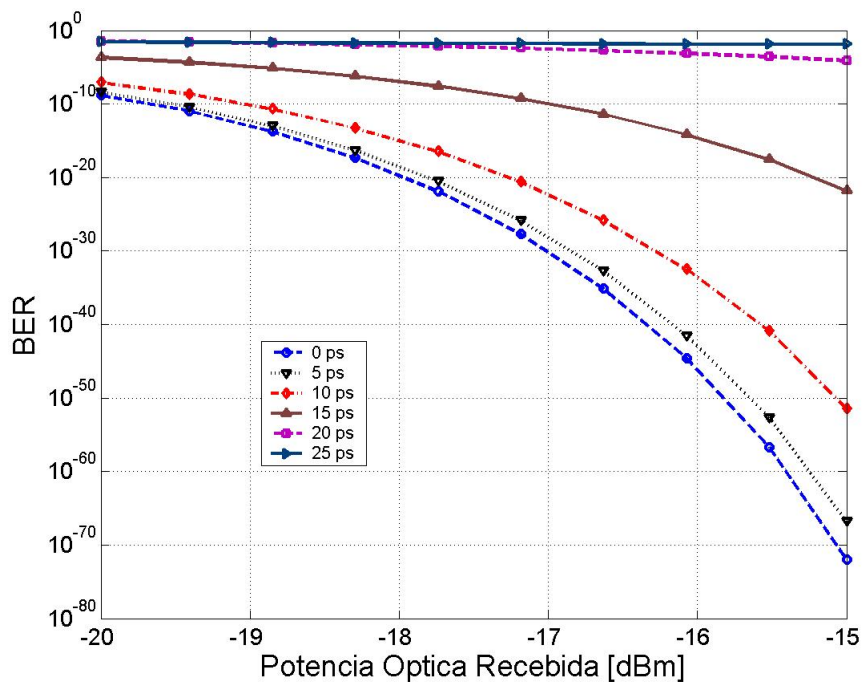
**Figura 5.16.** BER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial de um sinal óptico monocanal a 40 Gb/s, considerando apenas *PMD* de 1.<sup>a</sup> ordem.



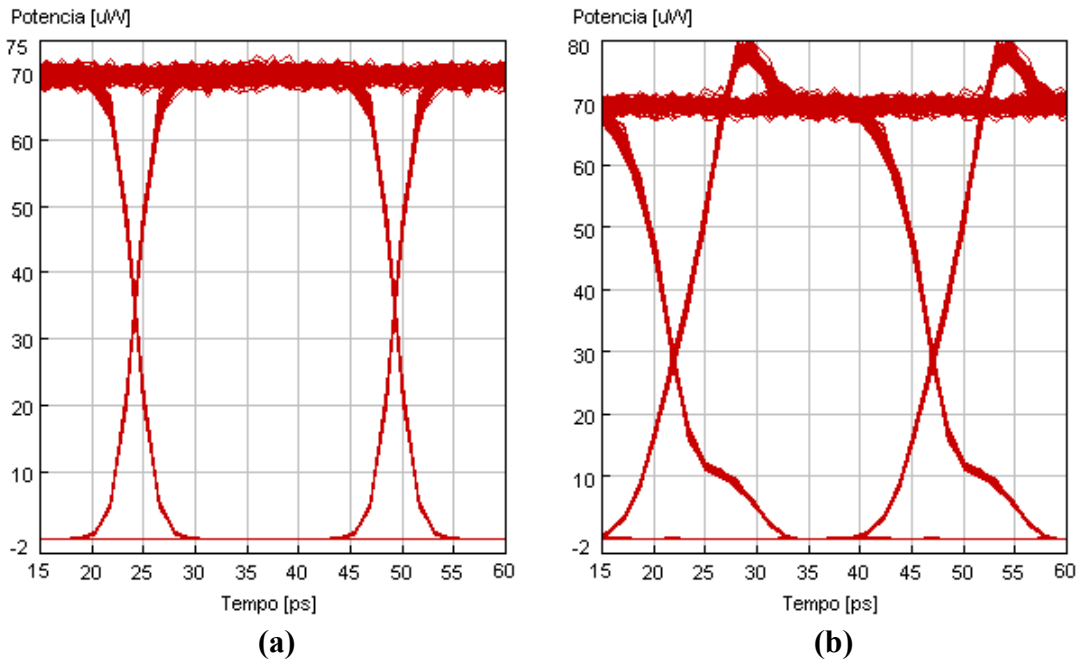


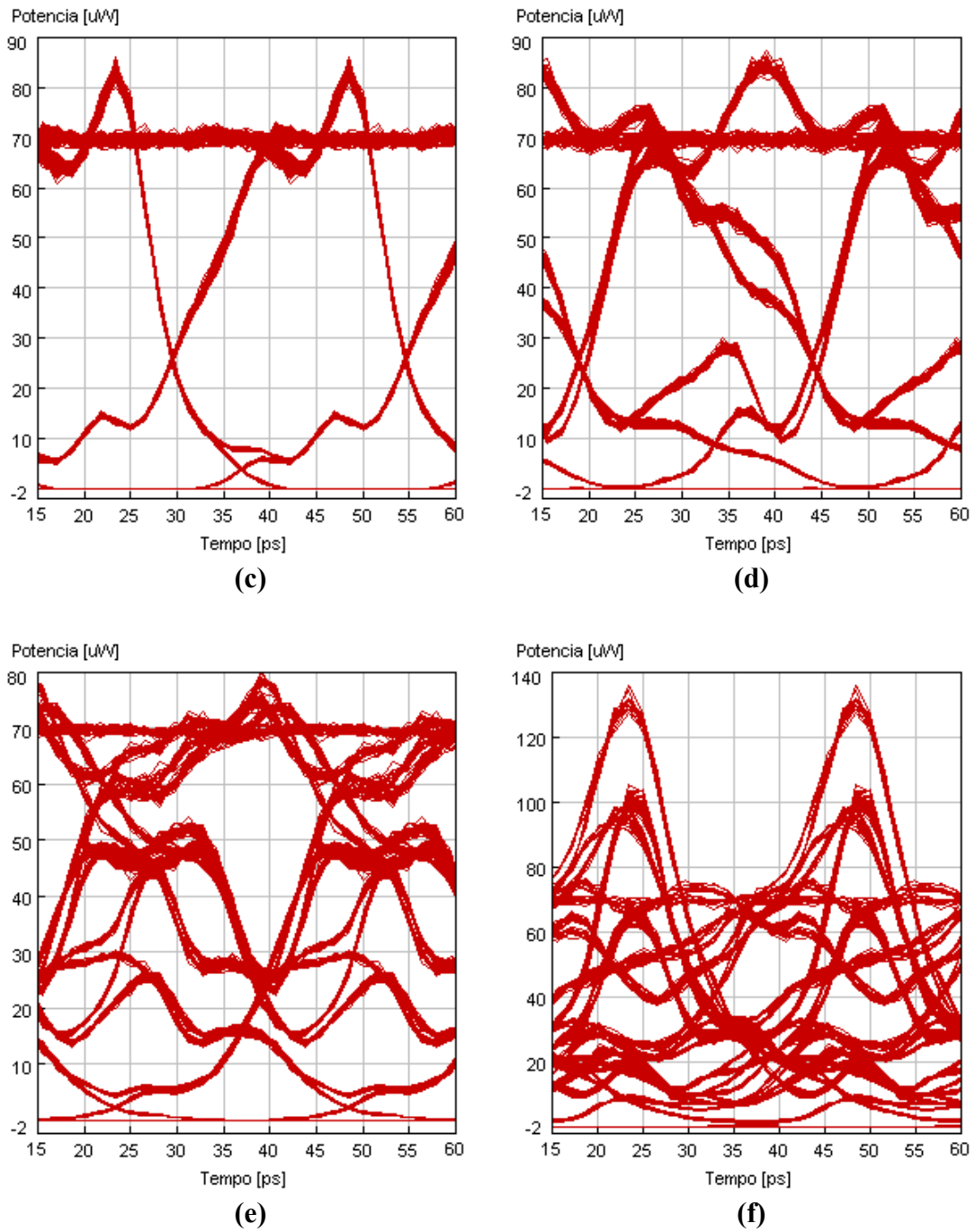
**Figura 5.17.** Diagrama de olho do sinal óptico monocanal de 40 Gb/s à saída da fibra óptica, em função do atraso de grupo diferencial. (a) 0 ps. (b) 5 ps. (c) 10 ps. (d) 15 ps. (e) 20 ps. (f) 25 ps.

No domínio temporal, os efeitos da *PMD* de segunda ordem são mais facilmente visíveis. Na figura 5.19 encontram-se diagramas de olho para diferentes atrasos de grupo diferencial. Pode observar-se que a forma de onda do sinal óptico (do símbolo “1”) é também mais estreita na parte superior e mais alargada na parte inferior, mas significativamente mais distorcida, quanto mais elevado é o atraso de grupo diferencial. A forma de onda não é simétrica e os tempos de subida e descida são diferentes.



**Figura 5.18.** BER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial de um sinal óptico monocanal a 40Gb/s, considerando PMD de 1.<sup>a</sup> e de 2.<sup>a</sup> ordem.





**Figura 5.19.** Diagrama de olho do sinal óptico à saída da fibra óptica, em função do atraso de grupo diferencial. (a) 0 ps. (b) 5 ps. (c) 10 ps. (d) 15 ps. (e) 20 ps. (f) 25 ps.

### 5.5.4 Efeitos das Não-linearidades de Kerr em Sistemas Multicanal

Esta subsecção tem como objecto de estudo os efeitos das não-linearidades de *Kerr* num sistema óptico multicanal constituído por uma ligação óptica com vários troços de fibra óptica amplificada. Nesta análise considera-se um sistema *WDM* com quatro canais, espaçados entre si por aproximadamente 0.4 nm (50 GHz) e centrados no comprimento de onda de 1550 nm. Assume-se que os amplificadores têm uma figura de ruído de 4 dB, e o ritmo de transmissão é de 10 Gb/s.

Na figura 5.20 encontra-se o esquema do circuito utilizado. Este é constituído por (i) quatro transmissores (um para cada canal,  $C_1$  a  $C_4$ ), (ii) um multiplexer de quatro canais, (iii) um troço de fibra óptica (*NZDSF/DSF*), (iv) uma *DCF*, (v) um amplificador com  $NF=4$  dB (sem ruído *ASE*), (vi) um loop, que permite efectuar a simulação de vários troços de fibra amplificada (pontos (iii) a (v)), e (vii) um filtro passa-banda para cada um dos canais  $C_1$  e  $C_2$ , que permite extrair cada canal óptico, e o receptor, onde se encontram os vários blocos necessários para a medição do *BER* e do factor  $Q$ , nomeadamente um filtro *Bessel* passa-baixo, um recuperador do ciclo de relógio e o próprio bloco de medição.

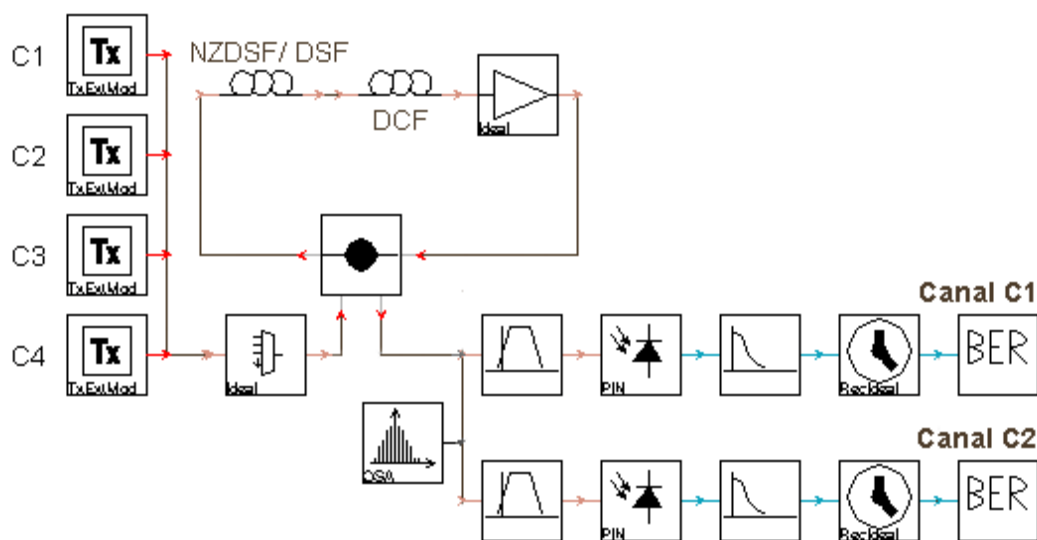
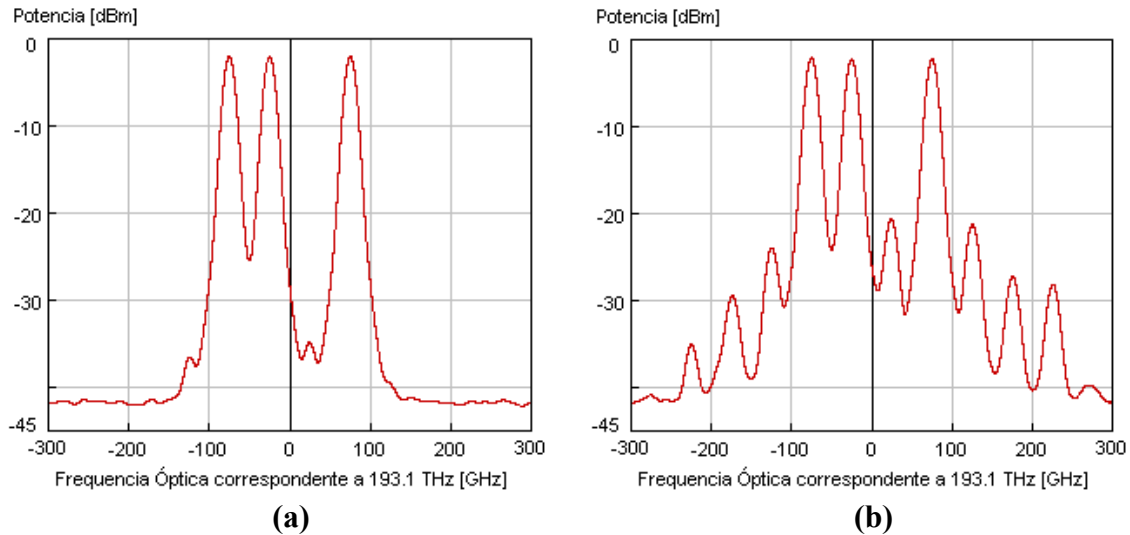


Figura 5.20. Esquema do circuito do sistema WDM com 4 canais espaçados entre si de 50 GHz e com vários troços de fibra amplificada.

#### 5.5.4.1 Efeitos da Dispersão Sobre os Produtos da FWM

Na primeira simulação (utilizando o circuito da figura 5.20), desligou-se o canal  $C_3$  e a *DCF* (simulação sem compensação de dispersão), consideraram-se dois tipos de fibra óptica, *NZDSF* e *DSF*, e obtiveram-se os espectros do sinal óptico na saída do amplificador

óptico que se encontram na figura 5.21. Como se pode observar, o sistema multicanal funciona melhor com uma *NZDSF*, os efeitos dos produtos de mistura são bem mais elevados na *DSF*. Na zona do canal  $C_3$ , para a *NZDSF*, a amplitude do produto de mistura é inferior a -35 dBm e, para a *DSF*, esse mesmo produto de mistura é cerca de -20 dB (mais 15 dB). Também são observáveis outros produtos da *FWM*, em zonas fora do espectro dos quatro canais, que são igualmente mais elevados na *DSF*.



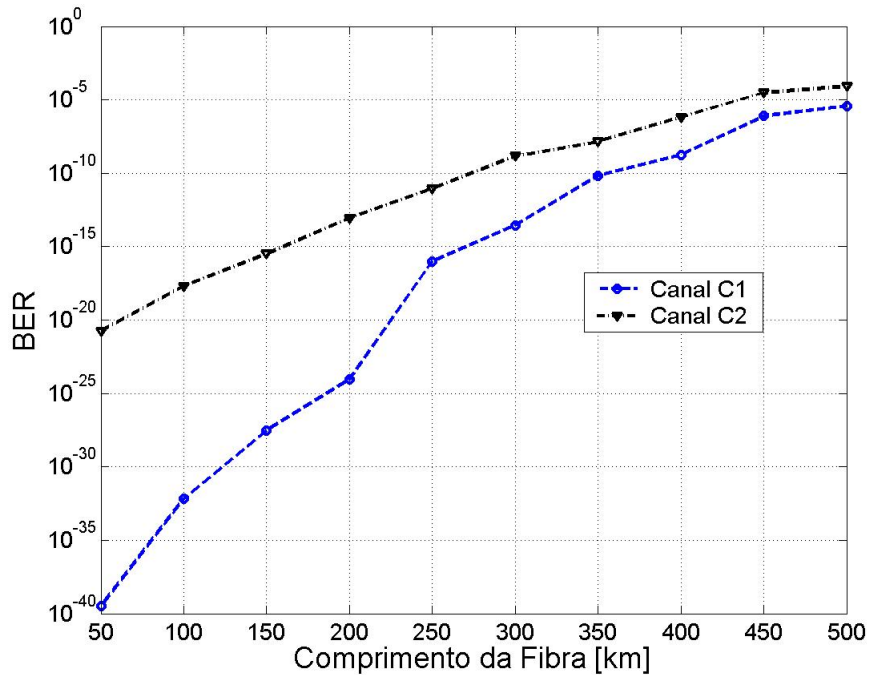
**Figura 5.21.** Espectro do sinal óptico de 4 canais à entrada do receptor óptico para uma ligação óptica de 250 km. (a) *NZDSF*. (b) *DSF*.

A dispersão tem um papel crucial na *FWM*, aumentando a discrepância de fase entre os sinais com diferentes comprimentos de onda. Os resultados obtidos na simulação permitem confirmar que é desaconselhável a utilização de *DSFs* em sistemas multicanal, por exemplo *WDM*, dado que piora muito a *OSNR* dos respectivos canais. Devem ser utilizadas fibras ópticas, por exemplo do tipo *NZDSF*, que têm uma dispersão residual, permitindo atenuar os efeitos da *FWM*.

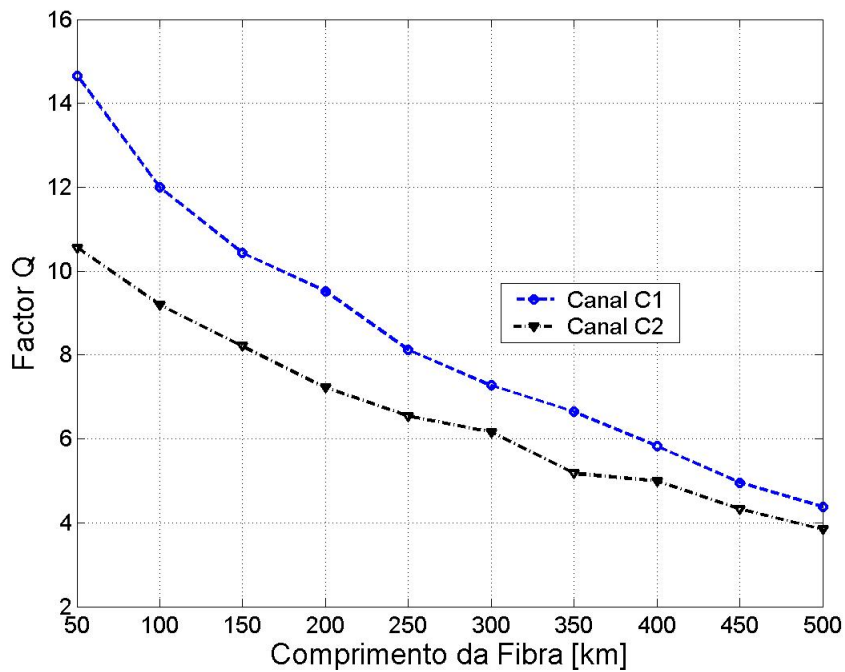
#### 5.5.4.2 BER e Factor Q

Esta simulação é realizada considerando o canal  $C_3$  ligado, uma ligação óptica com fibras do tipo *NZDSF* e efectuando compensação de dispersão através de *DCFs*. Pretende-se analisar o desempenho de diferentes canais em função do seu posicionamento na sequência de canais. O canal  $C_1$  situa-se na extremidade da sequência de quatro canais, enquanto que o canal  $C_2$  é um dos canais centrais da sequência de quatro canais. À partida sabe-se que, como é ilustrado na figura 5.2, considerando apenas os produtos de terceira ordem, o canal  $C_1$  terá dois produtos da *FWM* e o canal  $C_2$  três produtos, pelo que é previsível que o canal  $C_1$  tenha melhor desempenho do que o canal  $C_2$ .

A figura 5.22 permite verificar o melhor desempenho do canal (da extremidade)  $C_1$  relativamente ao canal (interior)  $C_2$ , em termos do  $BER$  e do factor  $Q$ . De notar que essa diferença de desempenho é bastante significativa, sendo maior para distâncias mais curtas da ligação óptica.



(a)

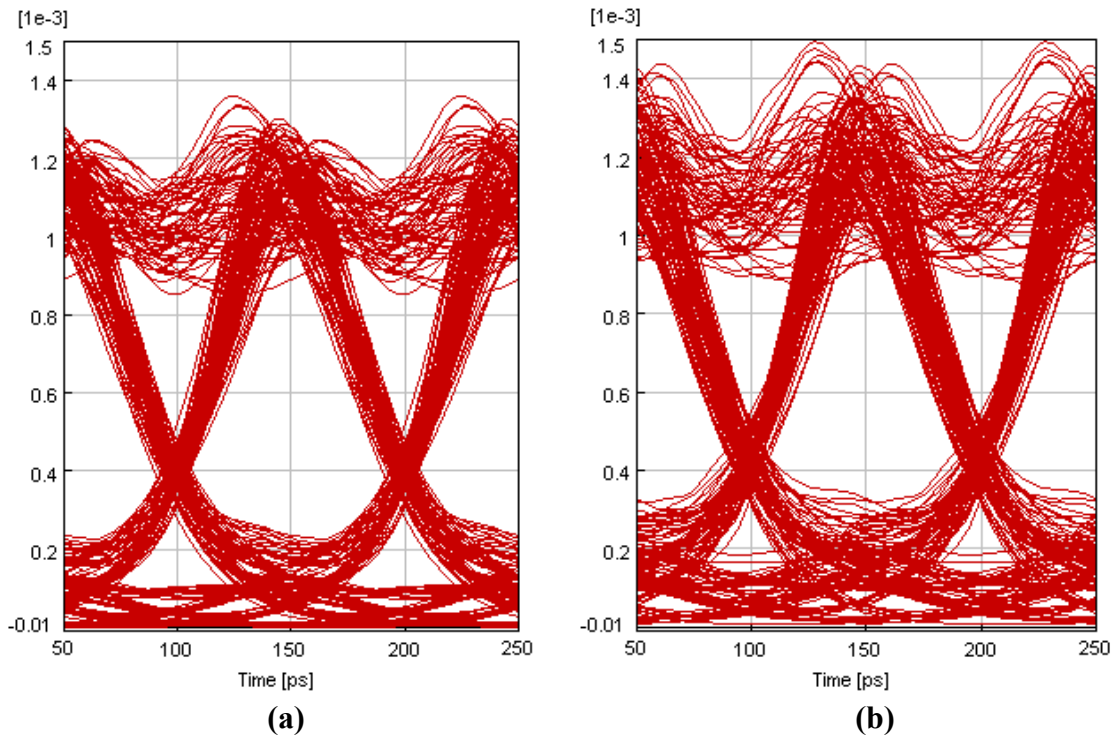


(b)

Figura 5.22. Efeito da FWM em dois canais,  $C_1$  e  $C_2$ , de um sistema WDM de 4 canais, para 5 troços de fibra, a 10 Gb/s e em função do comprimento da fibra. (a) BER. (b) Factor Q.



Na figura 5.23.a) e b) encontram-se os diagramas de olho para os canais  $C_1$  e  $C_2$ , respectivamente, considerando o mesmo comprimento da ligação óptica. É observável que o diagrama de olho referente ao canal  $C_2$  ligeiramente mais fechado e tem mais ruído do que o diagrama de olho do canal  $C_1$ .



**Figura 5.23. Diagrama de olho dos canais 1 e 2 de um sistema WDM de 4 canais para uma ligação óptica de 250 km. (a) Canal 1. (b) Canal 2.**

## 5.6 Conclusões

Este capítulo apresenta uma descrição detalhada dos efeitos lineares e não-lineares das fibras ópticas. Foi também realizado um levantamento dos tipos de fibra utilizados ao longo dos tempos e actualmente. Com o objectivo de caracterizar a camada física ou a ligação óptica de um sistema de comunicação óptica, foi apresentado o método numérico utilizado para simular a propagação de impulsos no interior da fibra e foram descritos métodos de estimação de  $BER$ , apresentando-se resultados de simulações realizadas no programa *VPIphotonics*<sup>TM</sup>.

Os resultados das simulações apresentam uma caracterização da ligação óptica em termos, essencialmente, do  $BER$ , do factor  $Q$  e do diagrama de olho. Dessas simulações retirou-se algumas conclusões, relativamente ao impacto dos parâmetros das fibras ópticas e que limitações estes provocam nos sistemas de comunicação ópticos. Para ritmos de transmissão médios e baixos ( $\leq 10$  Gb/s) verificou-se que a atenuação é dominante sobre a

dispersão cromática, e o contrário para taxas de transferência elevadas ( $\geq 40$  Gb/s), sendo, neste último caso, fundamental a compensação da dispersão (por exemplo, através de *DCF*s).

Em termos da compensação da atenuação utilizando amplificadores ópticos, verificou-se conforme se aumenta o número de troços de fibra numa ligação óptica, o seu desempenho piora devido ao ruído adicionado pelos amplificadores.

Também pode verificar-se a importância de efectuar compensação de dispersão a ritmos de transmissão mais elevados ( $\geq 10$  Gb/s), onde a dispersão é preponderante face à atenuação. No entanto, é necessário ter algum cuidado na sua utilização em troços de fibra longos, dado que as *DCF*s têm uma atenuação 3 vezes superior, e se forem relativamente compridas, os efeitos da sua atenuação pode ser superiores aos efeitos da dispersão no troço de fibra.

Em termos de análise da *PMD*, realizaram-se simulações que permitiram observar os seus efeitos de primeira e de segunda ordem. No domínio do tempo, observou-se nos diagramas de olho que os efeitos de primeira ordem causam no símbolo binário “1” um alargamento da parte inferior e um estreitamento da parte superior, não provoca nenhuma atenuação do sinal e a forma de onda temporal é simétrica (com tempos de descida e de subida semelhantes). Os efeitos de segunda ordem (em conjunto com os efeitos de primeira ordem) distorcem o sinal de uma forma menos previsível, a forma de onda temporal deixa de ser simétrica e passa a ser significativamente mais distorcida.

No projecto e na implementação de sistemas de comunicação ópticos multicanal de elevados, comprovou-se a importância da utilização de *NZDSFs*, pois verificou-se que as *DSFs*, apesar de terem uma dispersão mais baixa do que as *NZDSFs* (uma ordem de grandeza), os seus efeitos devido às não-linearidades de *Kerr* tornam-se excessivamente limitativos do seu desempenho, pelo que não é aconselhável a sua utilização de *DSFs*.

## 5.7 Referências

- [1] Govind P. Agrawal, “Nonlinear Fiber Optics”, 2.<sup>a</sup> Edição, Academic Press, San Diego, EUA, 1995.
- [2] M. C. Jeruchim, “Techniques for estimating the *bit* error rate in the simulation of digital communication systems”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. SAC-2, no. 1, pp. 153–170, January 1984.

- [3] A. Teixeira “Optimização de Sistemas de comunicação ópticos Multicanal (WDM) de Alta Densidade”. Tese de Doutoramento, Universidade de Aveiro, Aveiro, Portugal. Maio 1999.
- [4] P. André. “Componentes optoelectrónicos para redes fotónicas de alto débito”. Tese de Doutoramento, Universidade de Aveiro, Aveiro, Portugal. Setembro 2002.
- [5] A. N. Pinto. “Análise e Optimização de Sistemas de Comunicação Ópticos Baseados em Solitões”. Tese de Doutoramento, Universidade de Aveiro, Aveiro, Portugal. 1999.
- [6] C. J. Anderson and J. A. Lyle, “Technique for evaluating system performance using Q in numerical simulations exhibiting intersymbol interference”, *Electronics Letters*, vol. 30, no. 1, pp. 71–72, 1994.
- [7] I. Tomkos, D. Vogiatzis, C. Mas, I. Zacharopoulos, A. Tzanakaki and E. Varvarigos. “Performance Engineering of Metropolitan Area Networks Through Impairment Constraint Routing”. *IEEE Optical Communications*. pp. S40-S47, August 2004.
- [8] F. Matera and M. Settembre, “Role of Q-factor and of time jitter in the performance evaluation of optically amplified transmission systems”, *IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics*, vol. 6, no. 2, pp. 308–316, 2000.
- [9] E. G. Shapiro, M. P. Fedoruk, and S. K. Turitsyn, “Numerical estimate of BER in optical systems with strong patterning effects”, *Electronics Letters*, vol. 37, no. 19, pp. 1179–1181, 2001.
- [10] L. Ding, W. Zhong, C. Lu and Y. Wang, “New *bit*-error-rate monitoring technique based on histograms and curve fitting”. *Optics Express* 2507, vol. 12, no. 11, pp. 2507-2511, May 2004.
- [11] R. Schober, P. Bayvel and F. Di Pasquale, “Analytical model for the calculation of the optical signal-to-noise ratio (SNR) of WDM EDFA chains”, *Optical and Quantum Electronics*, Vol. 31, pp. 237–241, 1999.
- [12] J. L. Rebola and A. V. T. Cartaxo, “Q-Factor Estimation and Impact of Spontaneous-Spontaneous Beat Noise on the Performance of Optically Pre-amplified Systems With *Arbitrary* Optical Filtering”. *Journal of Lightwave Technology*, Vol. 21, No. 1, pp. 87 – 95, January 2003.
- [13] V. Alwayn. “Fiber-optic technologies, Chapter 7 – Fiber Types”. Cisco Press. April 23, 2004.
- [14] M. Bolig. “Systemic Considerations of Forward-Error Correction Codes in an Optical Transport Network”. Vitesse Semiconductor Corporation. February 2004.

- [15] “VPItransmissionMaker™, WDM User’s Manual”. VPIphotonics™, VPIsystems, 2003.
- [16] J. Smith. “Modern Communication Circuits”, 2<sup>nd</sup> Edition, McGraw-Hill, New York, 1986.

# Capítulo VI

## Análise de Probabilidades de Perda de Pacotes de Dados

### 6.0 Introdução

Os sinais que fluem através da rede estão sujeitos a distorção e ruído. Até chegarem ao receptor, atravessam vários níveis de processamento, nomeadamente filtragem, amplificação, desmodulação e descodificação, e podem ocorrer erros nos pacotes de dados. O *BER* é uma das formas de medir os efeitos negativos físicos da fibra óptica, podendo ser utilizado na avaliação da qualidade da transmissão do sinal.

Dando continuidade aos estudos realizados na detecção de erros, de análise e de cálculo de probabilidades de erros efectuados essencialmente ao nível da camada de transporte <sup>[7]-[11]</sup>, pretende-se aqui estender o estudo à dependência das probabilidades de erros em pacotes de dados (*PER - Packet Error Rate*) relativamente à taxa de erros na camada física em redes *IP* ópticas. O objectivo é estudar os efeitos das propriedades físicas da fibra óptica nas camadas de rede e de transporte, e as consequências em termos de qualidade de serviço ao nível dos pacote de dados. Neste capítulo serão realizados estudos de análise do desempenho ao nível da camada de transporte (de segmentos *TCP* ou

datagramas *UDP*), da camada de rede (de pacotes *IP* ou *IPv6*), e em redes ópticas *WDM* ou *MPLS* (sobre *WDM*).

A análise e o estudo de probabilidade de erros aqui efectuada considera que existem recursos disponíveis na rede para efectuar o encaminhamento dos pacotes, e que não existe congestionamento da rede. A implementação de sistemas de comunicação ópticos consideram o *BER* máximo entre  $10^{-15}$  e  $10^{-9}$ . No entanto, devido ao tempo elevado das simulações, considera-se neste capítulo que o *BER* mínimo,  $p_{min}$ , é igual a  $10^{-9}$  ou  $10^{-8}$ . Os resultados obtidos permitem validar as análises teóricas para valores inferiores de *BER*.

Na secção 6.1 é efectuada uma análise das probabilidade de erros numa ligação directa entre o emissor e o receptor, ao nível das camadas de rede (para o protocolo *IP*) e de transporte.

A secção 6.2 tem como tema de análise os erros não-detectáveis pelo *checksum* nos protocolos *IP*, *TCP* e *UDP*, assim como os erros que resultam em encaminhamento errado. Estes protocolos utilizam o mesmo código de detecção de erros, o complemento de 1 de uma palavra de 16 *bits*.

A secção 6.3 debruça-se sobre o estudo de probabilidades de erros em várias tecnologias de redes ópticas multicanal *IP* e *IPv6*, nomeadamente, redes *IP-sobre-WDM*, *IP-sobre-MPLS*, *IPv6-sobre-IPv4-MPLS* e *IPv6-sobre-MPLS*.

Na secção 6.4 considera-se a fragmentação de informação que se pretende transmitir entre dois extremos da rede em pacotes *TCP/IP*. Este estudo permite obter probabilidades de erros em função do tamanho dos pacotes *IP*, do número de ligações no trajecto e do tamanho da informação.

Na secção 6.5 é realizado um estudo com o objectivo de obter informação necessária para o projecto e a implementação de ligações ópticas com esquemas *FEC*. Também é determinada uma expressão de cálculo da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* sobre uma ligação *WDM* para utilização de *FEC* com o código *RS(255, 239)*.

## **6.1 Análise de Probabilidade de Erros numa Ligação**

Nesta secção vamos analisar a *PER* em sequências de *bits* numa ligação directa entre o emissor e o receptor (o caso mais simples), como função do *BER* e do tamanho da sequência de *bits*. Na generalidade das publicações consultadas <sup>[7]-[11]</sup>, as análises, os cálculos e/ou as estimativas de probabilidades de erros são efectuadas ao nível da camada de transporte, em segmentos *TCP*, ou seja, é observado o comportamento da rede através de dados obtidos nos seus extremos (emissor e receptor), dado que nos nós não há nenhum

processamento na camada de transporte. Nesta secção será feita uma análise semelhante para as camadas de transporte, de rede, de dados e física.

Começando por analisar redes *IP* ópticas, *IP-sobre-WDM* ou *IP-sobre-MPLS*, os pacotes *IP* têm um cabeçalho com comprimento fixo de 20 *bytes*. O cabeçalho pode ainda conter campos opcionais. Para simplificação, considera-se sempre o tamanho do cabeçalho *IP* de 20 *bytes*. O tamanho médio dos pacotes *IP* em função do tipo de dados transportados (vídeo, dados ou voz), encontram-se na tabela 6.1. A figura 6.1 contém um esquema de um pacote *IP* a encapsular um segmento *TCP* ou um datagrama *UDP*, correspondente ao campo de dados do pacote *IP*.

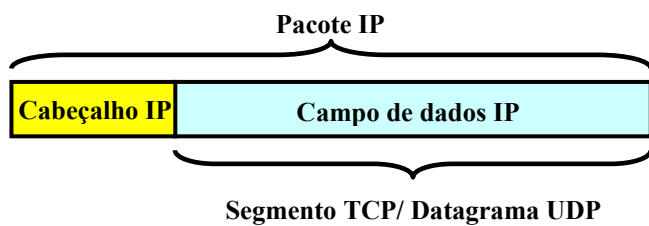


Figura 6.1. Esquema de encapsulamento de um segmento *TCP* ou de um datagrama *UDP* na camada *IP*.

Pacote	Tamanho	
	(byte)	(bit)
Vídeo	1024	8192
Dados	512	4096
Voz	80 a 100	640 a 800

Tabela 6.1. Tamanho de pacotes *IP* em função do tipo de dados.

Para simplificar a análise, assume-se que a probabilidade de cada *bit* ser 0 ou 1 é igual. Considera-se também que cada *bit* tem igual probabilidade de estar corrompido, independentemente da sua posição numa sequência de *bits*, e o *checksum* é independente dos dados que são submetidos a esse mesmo *checksum*. Seja  $p$  a probabilidade de erro num *bit* (*BER*) e  $E = \{1, 2, \dots, N\}$  o conjunto dos erros numa sequência de  $N$  *bits* com uma distribuição binomial,  $E \sim B(N, p)$ . Pretendendo transmitir-se uma sequência de  $N$  *bits* entre dois pontos, a probabilidade de haver  $i$  erros nessa sequência é dada pela seguinte distribuição binomial:

$$P_e(\{i\}, N, p) = \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1 - p)^{N-i} \quad (6.1)$$

A probabilidade de erros total,  $P_e(E, N, p)$ , é a soma das probabilidade de  $i$  erros na sequência de  $N$  *bits*, em função de  $p$  e de  $E$ , e pode ser definida pela expressão (6.2).

$$P_e(E, N, p) = \sum_{i=1}^N \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1 - p)^{N-i} \quad (6.2)$$

Por outro lado, a probabilidade complementar da probabilidade de erros, ou seja, a probabilidade de não haver erros na sequência de  $N$  *bits*,  $P_e(\emptyset, N, p)$ , é dada por:

$$P_e(\emptyset, N, p) = \binom{N}{0} \cdot p^0 \cdot (1 - p)^{N-0} = (1 - p)^N \quad (6.3)$$

Portanto, a probabilidade de erros total numa sequência de  $N$  bits pode ser obtida através da expressão (6.4), sendo desta forma mais simples calcular as probabilidades de erros em sequências de bits.

$$P_e(E, N, p) = 1 - (1 - p)^N \quad (6.4)$$

No contexto de transmissão de dados, nas várias camadas protocolares, nem sempre são acrescentados bits de *checksum* à sequência de bits a ser transmitida, para efectuar a detecção de erros. O *checksum* permite verificar se há erros na sequência de bits transmitida. Por outro lado, em qualquer camada protocolar, pode-se subdividir a sequência de bits em duas componentes: o cabeçalho (os vários campos definidos no protocolo, incluindo o campo de *Checksum*, se tiver) e o campo de dados (que corresponde à sequência de bits da camada acima definida). Dependendo da camada protocolar e do protocolo a funcionar em cada camada, o *checksum* é efectuado na totalidade da sequência de bits (camada de transporte, protocolo *TCP*), no cabeçalho mais o campo de dados, ou apenas no cabeçalho (camada de rede, protocolo *IP*).

Nos protocolos *IP*, *TCP* e *UDP*, o cabeçalho tem um campo de *Checksum* que permite a detecção de erros (assim como no protocolo *MAC* utilizado em redes *Ethernet*); pelo contrário, os protocolos *IPv6* e *MPLS* não efectuam ou utilizam detecção de erros.

Na análise e cálculo de perdas de dados devido a erros existentes nas várias camadas protocolares, há duas grandezas distintas que tendem a confundir-se: a probabilidade de erros numa sequência de bits (pacote, segmento ou datagrama) e a probabilidade de perda de uma sequência de bits. A probabilidade de erros numa sequência de bits traduz a probabilidade de haver erros durante a transmissão, mas que podem não resultar na perda da sequência de bits; a probabilidade de perda de uma sequência de bits é devida à ocorrência de erros que são detectados através do *checksum*. No entanto, como se vai comprovar mais à frente, em termos práticos e em determinadas circunstâncias, na análise e no cálculo deste tipo de probabilidades pode-se desprezar os erros que não são detectados nas sequências de bits, isto é, pode-se considerar que a probabilidade de erros numa sequência de bits é a probabilidade de perda da mesma.

Pelo contrário, os protocolos *IPv6* ou *MPLS* não utilizam detecção de erros, isto é, estes protocolos não têm campo de *Checksum* e os erros existentes nos respectivos pacotes de dados não resultam em perda dos pacotes de dados. Sendo assim, os erros existentes no cabeçalho dos respectivos pacotes de dados, apesar de não serem detectados, podem resultar em encaminhamento errado ou numa alteração da qualidade, classe ou tipo de serviço a que pertencem. O protocolo *IPv6* baseia-se no pressuposto de que as camadas



protocolares inferiores são confiáveis, dado que utilizam códigos de detecção e/ou de correção de erros.

Como já foi referido anteriormente, os protocolos *IP*, *TCP* e *UDP* efectuam detecção de erros através do mesmo código de *checksum*, o complemento a 1 de palavras de 16 *bits*, sendo opcional no caso do *UDP*. No protocolo *IP*, o *checksum* é efectuado apenas no cabeçalho, enquanto que nos protocolos da camada de transporte, o *checksum* é calculado em todos os *bits* do pacote. Por causa desta particularidade, as probabilidades de perda de pacotes *IP* e de segmentos *TCP*/ datagramas *UDP* devem ser analisadas e calculadas de forma distinta; no caso de pacotes *IP* devem ser apenas contabilizados os erros existentes e detectados no cabeçalho, enquanto que nos protocolos *TCP* e *UDP* são contabilizados todos os erros existentes nos segmentos e nos datagramas, respectivamente. Da mesma forma, no caso de camadas protocolares que não utilizam *checksum* para a detecção de erros, será considerado que os erros existentes nos respectivos cabeçalhos resultam em encaminhamento errado ou alteração das características da sequência de *bits*, levando à perda dos respectivos pacotes de dados.

Em termos de análise da camada de transporte, vamos considerar o protocolo *TCP*. A análise pode ser aplicada de forma semelhante ao protocolo *UDP*, desde que os datagramas *UDP* tenham um tamanho igual aos segmentos *TCP*. Seja  $E_{TCP}$  o conjunto de erros em segmentos *TCP* com  $T$  *bits* e com uma distribuição binomial,  $E_{TCP} \sim B(T, p)$ . Então, para calcular a probabilidade de erros em segmentos *TCP*, pode aplicar-se a expressão (6.4), onde  $T$  é o número de *bits* por segmento,  $P_e(E_{TCP}, T, p)$ .

No caso de pacotes *IP*, em que se sabe que o *Checksum* é efectuado apenas no cabeçalho de tamanho fixo,  $M = 20$  *bytes*, seja  $E_{IP}$  o conjunto de erros no cabeçalho de pacotes *IP*, com uma distribuição binomial,  $E_{IP} \sim B(M, p)$ . No cálculo da probabilidade de erros em pacotes *IP* é ignorado o campo de dados e considera-se apenas o cabeçalho. Os erros no campo de dados não têm qualquer influência na perda de pacotes *IP*. Portanto, a probabilidade de erros em pacotes *IP*,  $P_e(E_{IP}, M, p)$ , é a probabilidade de erros no cabeçalho *IP*.

O cabeçalho *IPv6* tem também um tamanho fixo,  $M_2 = 40$  *bytes*, pelo que, considerando que os erros no cabeçalho resultam em perda do respectivo pacote e  $E_{IPv6}$  é o conjunto de erros no cabeçalho *IPv6*, com uma distribuição binomial,  $E_{IPv6} \sim B(M_2, p)$ , então a probabilidade de perda de pacotes *IPv6* é a probabilidade de erros no cabeçalho *IPv6*,  $P_e(E_{IPv6}, M_2, p)$ . Numa primeira análise, podemos concluir que a probabilidade de erros em pacotes *IPv6* é superior à registada quando utilizado o protocolo *IPv4*, dado que o cabeçalho *IPv6* tem o dobro do tamanho. A análise dos erros de transmissão em pacotes *IPv6* pode ser, de certa forma, semelhante à realizada para o caso do protocolo *IP(v4)*; da

mesma forma considera-se que os erros no cabeçalho dos pacotes *IPv6* resultam na perda dos mesmos devido a encaminhamento errado e a má interpretação destes.

Nesta secção, serão essencialmente analisados os seguintes cenários de redes ópticas: *IP-sobre-WDM*, *IP-sobre-MPLS*, *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS* e *IPv6-sobre-MPLS*. Nos casos em que são utilizadas redes *MPLS*, é concatenado um cabeçalho óptico aos pacotes *IP* (ou *IPv6*), que não tem qualquer tipo código de detecção de erros (tal como no protocolo *IPv6*). Para o *MPLS*, considera-se que o seu cabeçalho tem  $L = 4$  bytes, que todos os erros no cabeçalho resultam em perda do respectivo pacote óptico, e que  $E_{MPLS}$  é o conjunto de erros no cabeçalho *MPLS*, com uma distribuição binomial,  $E_{MPLS} \sim B(L, p)$ . A probabilidade de perda de pacotes *MPLS*,  $P_e(E_{MPLS}, L, p)$ , é a probabilidade de erros no cabeçalho *MPLS* (expressão (6.4)).

Nas secções 6.1.1 e 6.1.2 analisa-se e valida-se, através de simulações, as expressões analíticas de cálculo das probabilidades de erros em pacotes *IP* e em segmentos *TCP*/datagramas *UDP*, respectivamente, para o caso mais simples de uma ligação directa entre o emissor e o receptor. Em ambas as secções são considerados os erros existentes apenas na camada em análise; como exemplo, na secção 6.1.2 a análise é efectuada sobre a camada de transporte, sendo as camadas de rede e de dados ignoradas (considera-se que não ocorrem erros de transmissão nessas camadas).

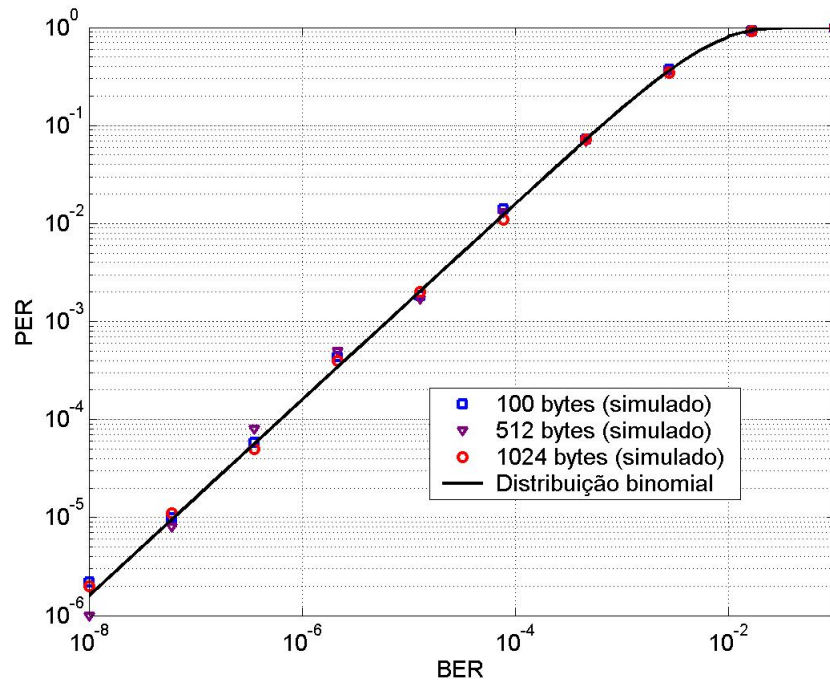
### 6.1.1 Probabilidade de erros em Pacotes IP

A probabilidade de erros em pacotes *IP*,  $P_e(E_{IP}, M, p)$ , é igual para os diferentes tamanhos de pacotes *IP* considerados na tabela 6.1, pois depende apenas do tamanho do cabeçalho. Esta é, de facto, a probabilidade de erros nos cabeçalhos *IP*. Se os pacotes *IP* tiverem erros, isto não significa que os pacotes sejam descartados ou perdidos, dado que os erros podem não ser detectados pelo *Checksum*. Nesta análise, vai-se considerar que os erros no cabeçalho *IP* resultam sempre na perda do pacote.

Na simulação realizada considerou-se, para cada valor de *BER*, um número fixo de pacotes *IP*, geraram-se erros aleatórios com uma distribuição uniforme sobre esses pacotes e, em função do *BER*, contabilizaram-se os pacotes com erros no cabeçalho. Calculou-se então a respectiva probabilidade de erros simulada,  $P_{es}$ , que é determinada pela razão entre o número de pacotes com erros,  $N_{perr}$ , e o número total de pacotes gerados e transmitidos,  $N_{Total}$ , (expressão (6.5)).

$$P_{es} = \frac{N_{perr}}{N_{total}} \quad (6.5)$$

Nas simulações e no cálculo da probabilidade de erros em pacotes *IP* através da equação (6.4) são considerados valores de *BER* entre  $10^{-8}$  e  $10^{-1}$ . As simulações foram realizadas no *Matlab*, para os três tamanhos de pacotes *IP* enumerados na tabela 6.1, e obteve-se a figura 6.2 onde se pode observar que as três curvas obtidas por simulação são muito semelhantes, o que comprova que a probabilidade de erros em pacotes *IP* só depende do tamanho do seu cabeçalho.



**Figura 6.2. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP de 100, 512 e 1024 bytes.**

O número de pacotes gerados na simulação determinou a resolução mínima dos resultados obtidos. Essa resolução mínima, em função de *BER*, é aconselhável que seja uma ordem de grandeza inferior ao valor mínimo de *BER*,  $p_{min}$ , e contabiliza o número de pacotes gerados e o número total de *bits* por cabeçalho *IP*,  $M$ . O número de pacotes total gerados,  $N_{total}$ , é obtido através da equação (6.6), ou seja, deve ser superior a  $6,25 \times 10^7$ . Na simulação, para cada valor de *BER*, foram gerados  $10^8$  pacotes, o que significa que  $10^{-8}$  é a resolução da simulação, ou seja, para valores da probabilidade de erros em pacotes *IP* inferiores a  $10^{-8}$ , esta é nula ou igual a  $10^{-8}$  (1 pacote em  $10^8$  com erros).

$$N_{total} \geq \frac{10}{p_{min} \times M} \tag{6.6}$$

Os resultados apresentados na figura 6.2 permitem validar a expressão analítica da probabilidade de erros em pacotes *IP*, dada a semelhança entre os valores obtidos por

simulação e os valores analíticos. Por observação da figura 6.2 e tendo em conta que os *bits* no campo de dados não são verificados, pode constatar-se que a probabilidade de perda de pacotes *IP* depende apenas do tamanho do cabeçalho *IP*. Observa-se também que o aumento do *BER* resulta num aumento exponencial da *PER*. Para valores de *BER* superiores a 0.01, a *PER* tende para 1. Os valores de *PER* são superiores a mais de duas ordens de grandezas dos valores de *BER*.

Note-se que, se for considerado um pacote de dados com  $N$  bytes fragmentado em pacotes *IP*, então a probabilidade de erros em pacotes *IP* é calculada de forma distinta e o tamanho dos pacotes *IP* tem influência nesse cálculo. Mais à frente, na secção 6.4, será analisada esta questão.

Nos protocolos *IPv6* e *MPLS*, se considerarmos que os erros nos respectivos cabeçalhos resultam na perda de pacotes, a análise é em tudo semelhante à efectuada nesta secção, pelo que estas simulações permitem validar as expressões analíticas obtidas da probabilidade de perda de pacotes *IPv6* e de pacotes *MPLS*,  $P_e(E_{IP6}, M_2, p)$  e  $P_e(E_{MPLS}, L, p)$ , respectivamente, onde  $E_{IP6}$  e  $M_2$  são o conjunto de erros e o número de *bits* do cabeçalho *IPv6* e  $E_{MPLS}$  e  $L$  são o conjunto de erros e o número de *bits* do cabeçalho *MPLS*. Por isso, serão apenas realizadas simulações relativas a estes protocolos em cenários mais complexos.

## **6.1.2 Probabilidade de Descarte de Segmentos TCP/**

### **Datagramas UDP**

A informação existente nos segmentos *TCP/* datagramas *UDP* é processada unicamente no receptor, sendo verificada a existência de erros através do *checksum*. No receptor, quando é recebido um segmento *TCP* sem erros, este é considerado válido e, conseqüentemente, é enviada a respectiva mensagem de confirmação (*ACK - Acknowledge*) ao emissor. Caso contrário, o segmento *TCP* é descartado e, passado um certo tempo, como o emissor, como não recebe a mensagem de confirmação, reenvia o segmento *TCP* com conteúdo igual. O *UDP* não suporta este processo de retransmissão de informação.

Os protocolos *TCP* e *UDP* apresentam várias diferenças conceptuais e funcionais. O *TCP* é orientado ao fluxo de dados e à ligação e assegura um controlo de fluxo de dados; o *UDP* é um protocolo mais simples e orientado ao datagrama, não fornece fiabilidade, dado que não efectua controlo de fluxo de dados, deixando essa responsabilidade à camada de aplicação. Apesar das diferenças, se considerarmos que o *UDP* tem activo o *checksum* (sobre a totalidade do datagrama) e se considerarmos os tamanhos iguais de segmentos e

datagramas, a análise de probabilidades de erros é semelhante para ambos. Tendo em conta que na generalidade dos artigos consultados sobre este assunto, as análises efectuadas são para o protocolo *TCP*, da mesma forma, nesta análise será considerado o protocolo *TCP* ao nível da camada de transporte (considerando apenas o fluxo de dados no sentido emissor-receptor).

Os três tamanhos de pacotes *IP* indicados na tabela 6.1 resultam em segmentos *TCP* de 1004, de 492 e de 80 *bytes*, por subtracção dos *bits* do cabeçalho *IP*. Considera-se que existe uma ligação directa entre o emissor e o receptor, que não ocorrem ou são desprezados os erros noutras camadas protocolares (de rede, de dados e física), e que  $E_{TCP}$  é o número de erros existentes em segmentos *TCP* de  $T$  *bits*. Nesta condições calculou-se a probabilidade de erros em segmentos *TCP*,  $P_e(E_{TCP}, T, p)$ , analiticamente e por simulação.

Do ponto de vista de algoritmo considerou-se o mesmo cenário que na simulação efectuada na subsecção anterior: contabilizaram-se os pacotes com erros e calculou-se a respectiva probabilidade de erros. Neste caso, a probabilidade de erros simulada,  $P_{es}$ , é a razão entre o número de segmentos com erros,  $N_{segerr}$ , e o número total de pacotes gerados e transmitidos,  $N_{Total}$ , (expressão (6.7)). Na simulação e no cálculo da probabilidade de erros em segmentos *TCP* através da equação (6.4) são considerados valores de *BER* entre  $10^{-9}$  e  $10^{-1}$ .

$$P_{es} = \frac{N_{segerr}}{N_{total}} \quad (6.7)$$

Os resultados da simulação encontram-se na figura 6.3. Este gráfico permite validar novamente as expressões analíticas. Também permite observar que, para valores de *BER* inferiores a aproximadamente  $10^{-2}$ , quanto maior for o tamanho do segmento *TCP*, maior é a probabilidade de este ter erros. Para valores elevados de *BER* aproximadamente de  $10^{-2}$ , a probabilidade de existir erros nos pacotes é aproximadamente de 100%. A probabilidade de erros em segmentos *TCP* aumenta quando o seu tamanho aumenta proporcionalmente. Por exemplo, para um *BER* de  $7.94 \times 10^{-9}$ , a *PER* é aproximadamente  $5.08 \times 10^{-6}$ ,  $3.12 \times 10^{-5}$  e  $6.38 \times 10^{-5}$ , para os segmentos *TCP* de 80, 492 e 1004 *bytes*, respectivamente (a razão da *PER* pelo tamanho do segmento é aproximadamente igual nos três casos). A probabilidade de erros em segmentos *TCP* é calculada assumindo o trajecto entre o emissor e o receptor como uma ligação directa, ou seja, é o *BER* total do trajecto.

Na figura 6.3, pode observar-se que valores obtidos por simulação são muito próximos dos valores analíticos, o que valida a expressão (6.4). A *PER* varia não-linearmente em função de *BER* e do tamanho dos segmentos *TCP*, ou seja, segmentos *TCP* maiores, implica uma *PER* mais elevada. Para um *BER* de  $10^{-9}$ , para segmentos de 80 *bytes*, a *PER*

tem valores relativamente baixos (inferiores a  $10^{-6}$ ), enquanto que para segmentos de 492 e 1004 bytes, a *PER* é cerca de uma ordem de grandeza superior. A *PER* tende para 100%, para valores de *BER* superiores a  $10^{-3}$ .

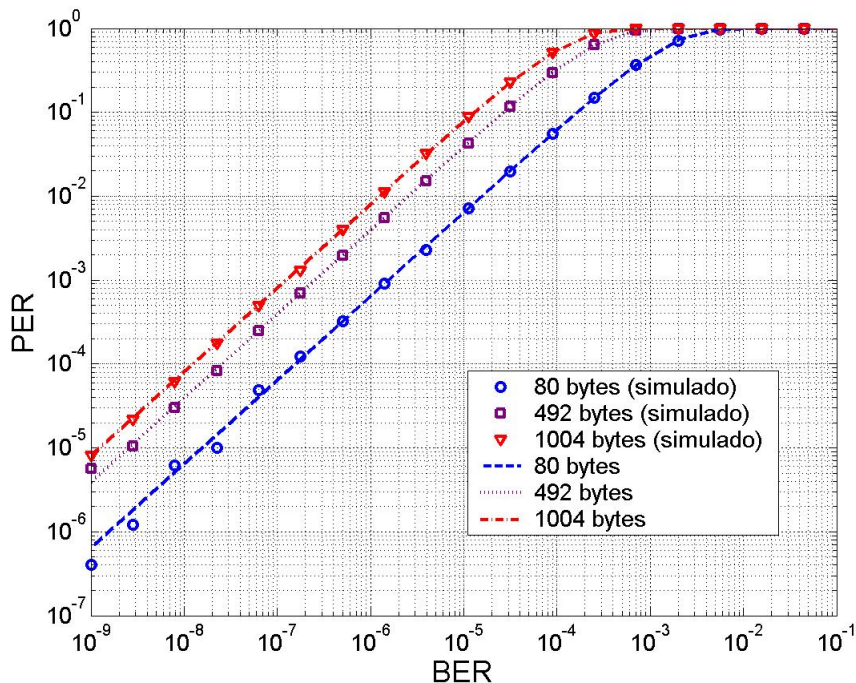


Figura 6.3. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em segmentos TCP (de 80, 492 e 1004 bytes) em função de BER, obtidos com a expressão (6.4).

No caso de ser considerado um trajecto com vários nós entre o emissor e o receptor, nesses nós intermédios é processado apenas o cabeçalho *IP*. O campo de dados *IP*, que corresponde aos segmentos *TCP*, é ignorado. No entanto, os segmentos *TCP* são igualmente sujeitos a erros de transmissão, apesar de serem apenas detectados ou não (pelo *checksum*) no receptor.

A perda de pacotes *IP* por detecção de erros no respectivo cabeçalho resulta também na perda automática dos correspondentes segmentos *TCP*, o que tem impacto directo na probabilidade de perda de segmentos *TCP*. Mais à frente será analisada a probabilidade de perdas em segmentos *TCP* num trajecto com vários nós, tendo em conta os erros apenas nos segmentos *TCP* e/ou os erros nos pacotes *IP*.

## 6.2 Análise de Erros Não-detectáveis pelo Checksum

Em qualquer camada protocolar, uma sequência de *bits* processada e considerada válida pode ter erros não-detectáveis pelo *checksum*. Como já foi referido anteriormente, a soma de complemento a 1 de 16 *bits* permite detectar rajadas de erros de comprimento

igual ou inferior a 15 *bits*, e todos os erros de rajada de 16 *bits* excepto quando 16 *bits* adjacentes com valor 1 são substituídos por 16 *bits* com valor 0, ou vice-versa <sup>[1]</sup>. Em dados uniformemente distribuídos é possível detectar 99,9985% dos erros; em dados não uniformemente distribuídos é possível detectar 99,9023% dos erros <sup>[9]</sup>.

No entanto, é de extrema dificuldade a análise e o cálculo da probabilidade de erros não-detectáveis pelo *checksum* em pacotes *IP*, em segmentos *TCP* ou datagramas *UDP*, através de uma fórmula fechada, função de todas as combinações de *bits* possíveis.

Na subsecção 6.2.1 é analisada a detecção de erros e dos erros não detectáveis pelo *checksum* nas camadas de rede e de transporte. Na subsecção 6.2.2 são apresentadas estimativas da probabilidade de erros não detectáveis pelo *checksum* e da probabilidade de encaminhamento errado, obtidas através de uma simulação.

### 6.2.1 Detecção de Erros e Erros Não Detectáveis

O *checksum* de Complemento a 1 é nulo quando todas as palavras somadas também têm o valor 0. É possível gerar outros valores de *Checksum*, sendo esse número dado por  $(2^{n-s}-1)/(2^n-1)$ , onde  $n$  é o número de *bits* por palavra e  $s$  é o número de palavras consideradas <sup>[20]</sup>. Por exemplo, no caso de pacotes *IP*, do ponto de vista de *Checksum*, cada palavra tem 16 *bits* e o número de palavras de 16 *bits* são 10 (que perfaz os 160 *bits* do cabeçalho). Portanto, um *checksum IP* diferente de zero pode ser gerado por mais de  $2,23 \times 10^{43}$  combinações distintas, resultando em  $2^{16}-1$  valores de *Checksum* diferentes. Algumas destas combinações vão gerar o mesmo valor de *Checksum*.

Considerando na sequência de  $N=n \times s$  *bits*,  $p$  a probabilidade de erro num *bit* e  $E=\{1, 2, \dots, N\}$  o conjunto de erros nessa sequência, então a probabilidade de erros total na sequência de  $N$  *bits*,  $P_e(E, N, p)$ , é dada pela expressão (6.4).

Caso o *checksum* (calculado) se mantenha inalterado em pacotes *IP* que tenham *bits* do cabeçalho alterados devido a erros, estes erros não poderão ser detectáveis. A probabilidade de perda de pacotes (considerando que quando são detectados erros nos pacotes, estes são descartados) ou a probabilidade de um pacote ter erros e estes serem detectados,  $P_{ed}$ , é dada por:

$$P_{ed}(E, N, p) = P_{esd}(E, N, p) + P_{edp}(E, N, p) \quad (6.8)$$

sendo  $P_{esd}(E, N, p)$  a probabilidade de erros sempre detectáveis pelo *Checksum* e  $P_{edp}(E, N, p)$  a probabilidade de erros detectados probabilisticamente <sup>[19]</sup>. Como já foi referido, a probabilidade de erros em pacotes traduz a probabilidade de haver erros durante a transmissão, mas que podem não resultar na perda dos respectivos pacotes. A

probabilidade de erros não serem detectados em pacotes  $IP$ , segmentos  $TCP$  ou datagramas  $UDP$ ,  $P_{end}(E, N, p)$ , pode ser expressa por:

$$P_{end}(E, N, p) = 1 - P_{se}(E, N, p) - P_{ed}(E, N, p) \quad (6.9)$$

onde  $P_{se}(E, N, p)$  é a probabilidade de pacotes sem erros, ou seja,  $P_{se}(E, N, p) = P_e(\emptyset, N, p)$ .

Para o caso de pacotes  $TCP$ , *Y. Desaki et al.* <sup>[21]</sup> propõem um método de cálculo que consiste na determinação de dois limites, inferior e superior, da probabilidade de perda de segmentos  $TCP$ . O limite superior é a probabilidade de erros, independentemente desses serem ou não detectáveis. Ao determinar o limite inferior da probabilidade de erros é calculada a probabilidade de 2 e 3 erros não detectáveis. O método de cálculo do limite inferior da probabilidade de erros baseia-se na contagem dos padrões com 2 e 3 erros não-detectáveis.

A principal limitação deste método é a dificuldade de o estender a um número maior de erros, devido à dificuldade em determinar todos os padrões de erros não-detectáveis. Primeiro, quando o número de *bits* corrompidos,  $k$ , aumenta até  $i \geq n \times s/2$  e o número de padrões  $\binom{ns}{i}$  aumenta, é difícil analisar todos esses padrões, determinar quais os pacotes que obedecem a esses padrões e que passam o *checksum*. Segundo, quando o número de erros é maior do que o tamanho das palavras, os padrões de erros podem ser bastante complexos.

Por exemplo, consideremos que um pacote original contém a sequência de palavras de 4 *bits*  $B_1$ . Quando existem 4 erros, em vez de  $B_1$ , podemos ter uma das sequências  $B_2, B_3$  ou  $B_4$ . Todas resultam no mesmo valor de *checksum*, 1001, pelo que não são detectados os erros.

$$B_1 = \begin{bmatrix} 1010 \\ 0001 \\ 0101 \\ 1000 \end{bmatrix} \quad B_2 = \begin{bmatrix} 0010 \\ 1101 \\ 0001 \\ 1000 \end{bmatrix} \quad B_3 = \begin{bmatrix} 0010 \\ 0010 \\ 0101 \\ 0000 \end{bmatrix} \quad B_4 = \begin{bmatrix} 1010 \\ 0010 \\ 0000 \\ 1100 \end{bmatrix} \quad B_5 = \begin{bmatrix} 1110 \\ 1001 \\ 0111 \\ 1001 \end{bmatrix}$$

**Figura 6.4. Sequências de palavras de 4 bits que resultam o mesmo valor de Checksum de 1001.**

Quando  $n \times s \ll 1/p$ , os limites inferior e superior da probabilidade de erro encontram-se muito próximos. Neste caso, o cálculo apenas para 2 e 3 erros é claramente suficiente, ou seja, os termos relativos a  $i$  erros ( $i > 3$ ) podem ser desprezados.

Posteriormente, *C. Jiao et al.* <sup>[20]</sup> elaboraram uma fórmula de cálculo da probabilidade de erros não detectados em segmentos  $TCP$ . Este procedimento faz uma contagem directa do número de pacotes que passam o *Checksum*, quando  $i$  *bits* estão errados, sem serem



analisados os seus padrões. Neste caso, o cálculo computacional necessário para calcular a probabilidade exacta também cresce muito rapidamente com o aumento do número de palavras por pacote,  $s$ . Neste sentido, os mesmos autores propõem uma outra forma de cálculo que consiste em efectuar igualmente uma estimativa de limites inferior e superior dessa probabilidade <sup>[20]</sup>. Para  $n \geq 4$ , consideram o limite superior da probabilidade de erros não-detectáveis,  $P_{end}(E, N, p)$ , inferior a  $1/(2n)$ , e o limite inferior igual a 0 (o caso em que todos os segmentos com erros são contabilizados). Quando o número de erros é  $i > 2n$ , a parcela de erros que passam o *checksum* tende para o intervalo  $[1/(2^n+1), 1/(2^n-2)]$ .

Seja  $B_i$  o número total de combinações que resultam em erros não-detectáveis. Tal como no cálculo da probabilidade de  $i$  erros, a probabilidade de  $i$  erros não-detectáveis através do *checksum* é dada por:

$$P_{end}(\{i\}, N, p) = B_i \cdot p^i (1-p)^{N-i} \quad (\text{onde } B_i < \binom{N}{i}) \quad (6.10)$$

Considerando as equações (6.1) e (6.10), pode obter-se uma estimativa da probabilidade de erros detectáveis em pacotes *IP*, segmentos *TCP* ou datagramas *UDP*:

$$P_{ed}(E, N, p) = \sum_{i=1}^N [P_e(\{i\}, N, p) - P_{endi}(\{i\}, N, p)] \quad (6.11)$$

onde  $P_e(\{i\}, M, p)$  é a probabilidade de  $i$  erros em pacotes (dada pela equação (6.1)) e  $P_{endi}(E, N, p)$  é probabilidade desses  $i$  erros não serem detectados pelo *Checksum*.

Considerando pacotes *IP* com 512 *bytes* e o *BER* a variar entre  $10^{-9}$  e  $10^{-1}$ , obteve-se o gráfico da figura 6.5, que inclui os limites inferior e superior da probabilidade de perda de pacotes *IP*, calculados através do método proposto por C. Jiao et al. <sup>[20]</sup>, o limite inferior calculado pelo método descrito em <sup>[21]</sup>, e a probabilidade total de erros. De notar que, para valores de *BER* inferiores a aproximadamente  $10^{-3}$ , o conjunto de valores obtidos por qualquer um dos métodos é muito semelhante, no entanto, para valores de *BER* superiores a  $10^{-2}$ , utilizando o método implementado por C. Jiao et al., a diferença entre os limites superior e inferior é claramente maior.

Na secção seguinte é realizada uma simulação de uma ligação entre dois nós sujeita a ruído que condiciona o *BER* e, por sua vez, provoca erros em pacotes *IP* de 512 *bytes*. São obtidas estimativas da probabilidade de erros em pacotes *IP*, da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de erros que resultam em encaminhamento errado em função dos erros nos pacotes. No final são comparados os resultados ilustrados na figura 6.5, com os obtidos na simulação.

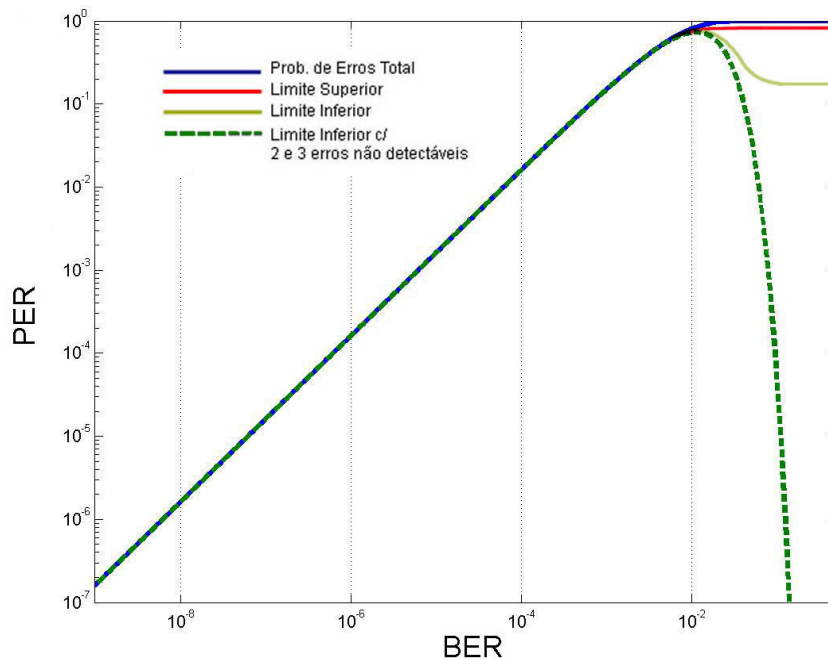


Figura 6.5. Valores teóricos dos limites da probabilidade de perda de pacotes IP [20], [21].

### 6.2.2 Estimativa da Probabilidade de Erros Não Detectáveis

Recorrendo ao *Matlab*, realizou-se uma simulação que permitiu obter uma estimativa da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de encaminhamento errado de pacotes *IP*. A simulação consistiu em, para cada valor de *BER* (entre  $10^{-9}$  e  $10^{-1}$ ), gerar  $k$  pacotes *IP* de 512 *bytes* e gerar erros aleatórios sobre cada um desses pacotes *IP*.

De seguida é calculado o *checksum* dos pacotes sem erros e com erros, respectivamente, são comparados e, caso sejam iguais, os erros existentes não são detectados. Finalmente, dos pacotes com erros não detectados, são contabilizados aqueles que têm erros no campo “Endereço *IP* destino” que resultam em encaminhamento errado. Na figura 6.6 encontra-se um diagrama de fluxo que ilustra de forma mais detalhada o procedimento utilizado no programa de simulação elaborado.

Para calcular a probabilidade de erros em pacotes *IP*,  $P_{eIPsml}$ , a probabilidade de erros não detectáveis,  $P_{endsml}$ , e a probabilidade de erros que resultam em encaminhamento errado,  $P_{errIPdestsml}$ , a partir dos resultados de simulação foram utilizadas as expressões (6.12), (6.13) e (6.14), respectivamente.

Para cada valor de *BER* considerado,  $N_{total}$  é o número total de pacotes gerados e enviados,  $N_{perr}$  é o número de pacotes com erros,  $N_{pend}$  é o número de pacotes com erros não-detectáveis e  $N_{perrIPdest}$  é o número de pacotes que são encaminhados erradamente.

$$P_{elPsmI} = \frac{N_{perr}}{N_{total}} \quad (6.12)$$

$$P_{endSml} = \frac{N_{pend}}{N_{total}} \quad (6.13)$$

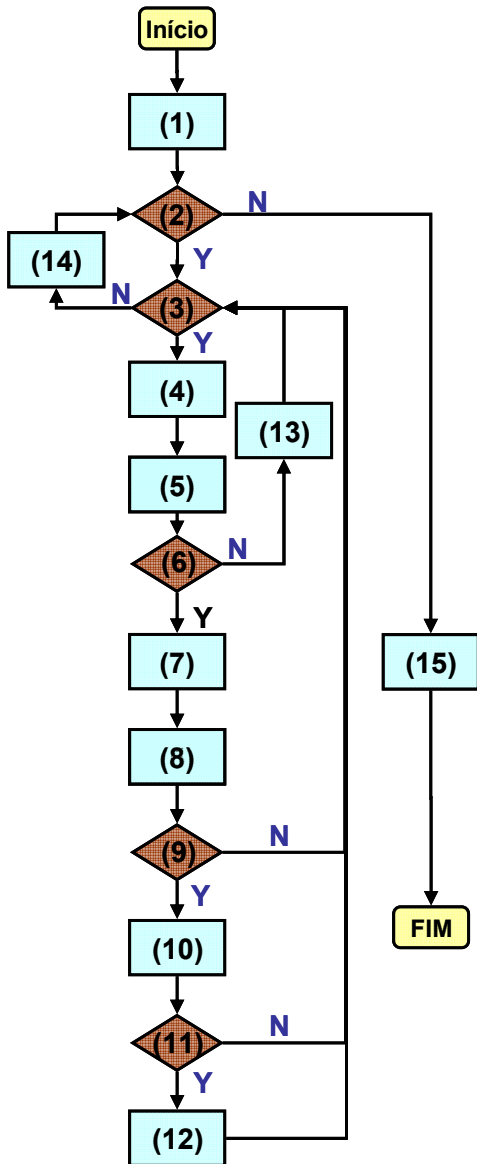
$$P_{errIPdestSml} = \frac{N_{perrIPdest}}{N_{total}} \quad (6.14)$$

Das simulações obtiveram-se os resultados que se encontram na figura 6.7. Note-se que os valores de eixo das ordenadas do lado esquerdo correspondem à probabilidade de erros, e os do lado direito correspondem à probabilidade de erros não detectáveis e de encaminhamento errado. Como se pode observar, as probabilidades de erros não-detectáveis e de encaminhamento errado aumentam para valores de *BER* superiores a  $5 \times 10^{-4}$ , atingem o máximo a, aproximadamente,  $10^{-2}$ , sendo a diferença para a probabilidade de erros em pacotes *IP* aproximadamente duas ordens de grandeza (<1%). A partir desse valor, apesar de *BER* aumentar e da probabilidade de erros nos pacotes tender para 1, as probabilidades de erros não-detectáveis e de encaminhamento errado diminuem. Isto significa que o número de erros por pacote influencia a sua detecção pelo *checksum*. De facto, conforme o *BER* aumenta, o número de erros por pacote também aumenta e verifica-se um aumento de erros de rajada por pacote, assim como do número de erros por rajada de erros. A soma de complemento a 1 de 16 *bits* permite detectar erros de rajada de comprimento igual ou inferior a 15 *bits* e todos os erros de rajada de 16 *bits*. Portanto, este tipo de padrões de erros são detectáveis<sup>[1]</sup>, o que permite justificar o facto de, a partir de certo valor de *BER*, a probabilidade de erros não-detectáveis diminuir, sendo não-detectados apenas em casos muito esporádicos.

Como se pode observar na figura 6.7.a), a probabilidade de erros não-detectáveis atinge o seu valor máximo ( $\approx 0,85\%$ ) quando a probabilidade de erros em pacotes é aproximadamente 85% (duas ordens de grandeza superior), para valores elevados de *BER* ( $\approx 10^{-2}$ ). Note-se que este valor de *BER* não tem muito significado, dado que os sistemas de comunicação ópticos são projectados para *BER* na ordem de  $10^{-15}$ . Por isso, nas próximas análises, os erros não detectados são desprezados e a probabilidade de perda de pacotes é considerada como sendo a probabilidade de erros em pacotes.

Comparando estes resultados (figura 6.7) com os limites teóricos determinados por *C. Jiao et al.*<sup>[10]</sup> e por *Y. Desaki et al.*<sup>[11]</sup> que se encontram representados na figura 6.5, ambos consideram que, conforme o *BER* aumente, a probabilidade de erros não-detectáveis também aumente, mas para valores elevados de *BER* ( $\geq 10^{-2}$ ). Os resultados obtidos nesta

simulação contrariam, de certa forma, o limite superior proposto por *C. Jiao et al.* [10], mostrando que os limites inferiores obtidos por ambos [10],[11] são estimativas pouco fiáveis.

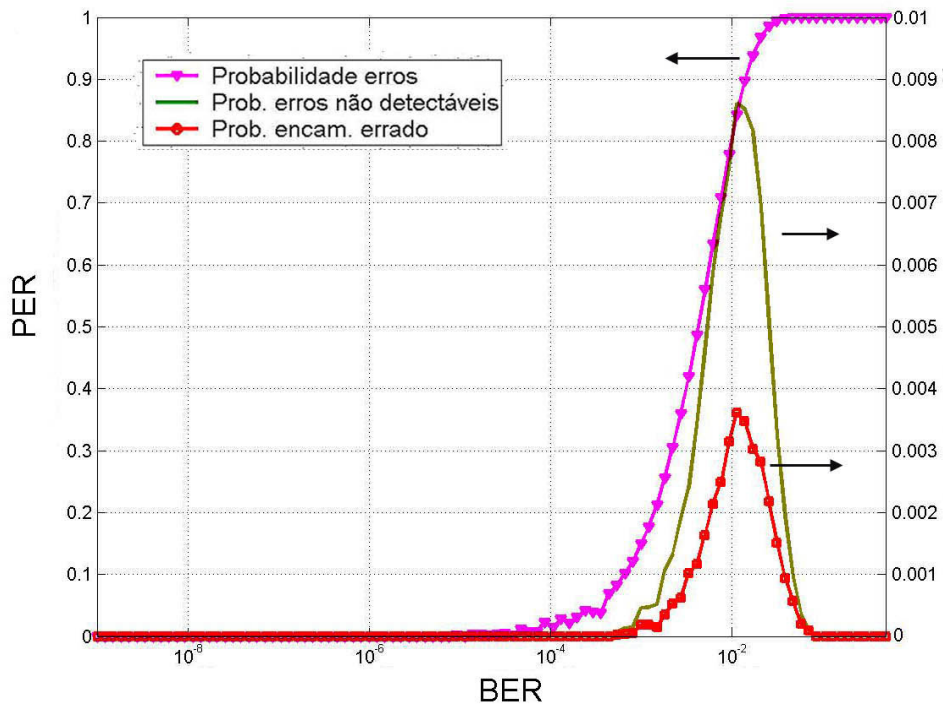


1. Iniciação de variáveis;
2. Comparar valor da iteração  $i$  com o número de total de iterações: se  $i \leq 100$ , saltar para (3), caso contrário saltar para (15);
3. Comparar o número de pacotes gerados com o número total de pacotes a gerar: se  $k \leq 1e5$ , saltar para (4), caso contrário, saltar para (14);
4. Gerar aleatoriamente cabeçalho (e campo de dados) de pacote  $IP$ , incluindo o cálculo do correspondente *checksum*;
5. Gerar erros aleatórios sobre o cabeçalho (e campo de dados);
6. Verificar se o cabeçalho  $IP$  tem erros: se tiver saltar para (7); caso contrário, saltar para (13);
7. Incrementar o número de pacotes com erros;
8. Calcular o *checksum* do cabeçalho  $IP$  sem e com erros (obtidos nos pontos (4) e (5), respectivamente);
9. Comparar cabeçalhos  $IP$  sem e com erros: se forem iguais saltar para (10); caso contrário, saltar para (3);
10. Incrementar o número de pacotes com erros não detectáveis;
11. Verificar se o endereço  $IP$  destino tem erros: em caso afirmativo saltar para (12); caso contrário, saltar para (3);
12. Incrementar o número de pacotes sujeitos a encaminhamento errado;
13. Incrementar o número de pacotes sem erros;
14. Incrementar o valor de  $i$  ( $i = 1, \dots, 100$ , índice do vector  $BER$ ) e saltar para (2);
15. Guardar resultados e traçar gráficos.

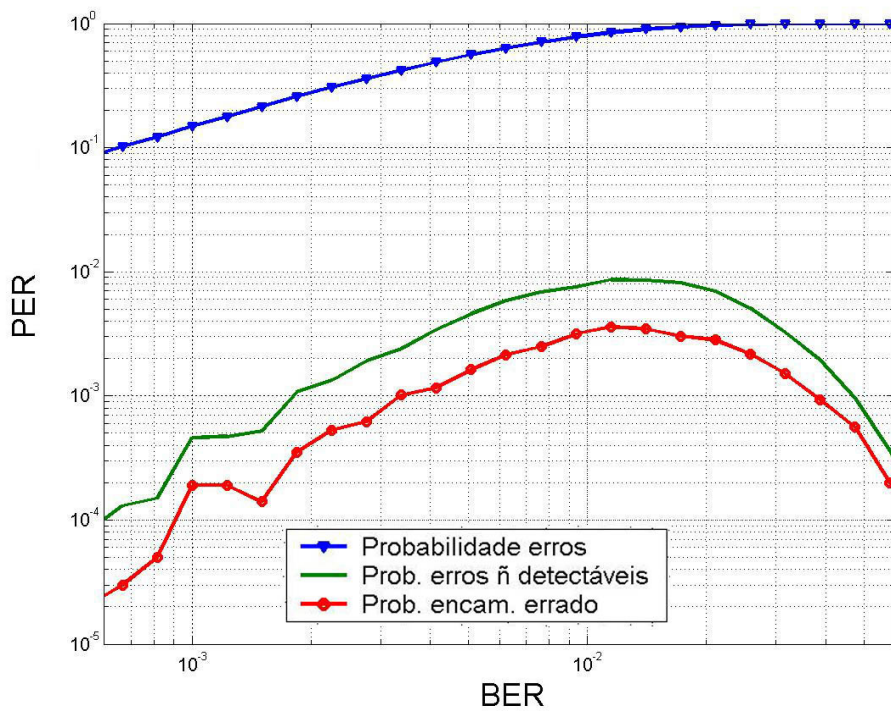
Nota:

- $i$  é o número de valores de  $BER$  considerados entre  $10^{-9}$  e  $0,5$ .
- $k$  é o número de pacotes gerados para cada valor de  $BER(i)$ .

Figura 6.6. Diagrama de fluxo do algoritmo da simulação em Matlab, para uma estimativa da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de encaminhamento errado.



(a)



(b)

Figura 6.7. Valores obtidos por simulação da probabilidade de erro em Pacotes IP, da probabilidade de erros não-detectáveis e da probabilidade de encaminhamento errado. (a) Escala logarítmica apenas no eixo das abcissas. (b) Escala logarítmica em ambos os eixos.

### 6.3 Análise de Redes Ópticas

Nesta secção é analisada a probabilidade de perda de pacotes em redes ópticas (como *IP-sobre-WDM*, *IP-sobre-MPLS*, *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS* e *IPv6-sobre-MPLS*), tendo em conta os erros de transmissão em sucessivas ligações entre o nó emissor e o nó receptor, nas várias camadas protocolares, de transporte, de rede e de dados, através de um trajecto com várias ligações.

Na subsecção 6.3.1, nas várias análises e em cálculos de probabilidades de perdas e/ou de erros em sequências de *bits*, cada camada protocolar individual é considerada independente das outras. Por exemplo, no cálculo da probabilidade de erros em pacotes *IP*, apenas se consideram os erros existentes no respectivo cabeçalho e são ignorados os erros no seu campo de dados, dado que o seu *checksum* é efectuado ao cabeçalho, ainda que esses erros tenham igualmente influência na perda de segmentos/ datagramas da camada de transporte (*TCP/UDP*). Por outro lado, a detecção de erros nos segmentos *TCP* ou datagramas *UDP*, através do *Checksum TCP/UDP*, é efectuada no nó destino. Se forem detectados erros nos segmentos *TCP*/ datagramas *UDP*, estes são descartados.

Apesar de, ao nível da camada de transporte, ser considerado o protocolo *TCP*, as análises e os cálculos podem ser igualmente aplicados ao protocolo *UDP*. Em todos os casos, a análise assume que não são descartados pacotes por insuficiência de recursos da rede e o único factor que pode resultar na perda de pacotes são os erros de transmissão.

De seguida, vão ser deduzidas as expressões que permitem efectuar o cálculo da probabilidade de perdas de pacotes de dados extremo-a-extremo, desde o emissor até ao receptor, tendo em conta os erros que podem ocorrer nas camadas de transporte, de rede e física, em função de *BER*. Esta dedução passa por obter expressões de cálculo da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP*, com uma ligação directa entre o emissor e o receptor e numa rede *IP-sobre-WDM* com vários nós.

Seguindo um raciocínio semelhante ao utilizado na subsecção 6.3.1, nas subsecções 6.3.2 e 6.3.3 vão deduzir-se as expressões analíticas da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* numa rede *IP-sobre-MPLS* e numa rede constituída por subredes *IP* e uma subrede *IP-sobre-MPLS*, respectivamente. Também se vão realizar simulações que permitam validar as expressões analíticas obtidas.

Finalmente, na subsecção 6.3.4, no caso de redes *IPv6*, mais especificamente em redes *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS* e *IPv6-sobre-MPLS*, serão deduzidas expressões de cálculo de probabilidades de erros análogas às obtidas nesta subsecção, para o caso de redes *IP* ópticas.

De notar que num trajecto com várias ligações entre os nós origem e destino de uma rede, há camadas protocolares nas quais nos nós intermédios não se verifica se há erros. Por exemplo, em redes *IP-sobre-WDM*, na transmissão de segmentos *TCP* através de um trajecto com  $X$  ligações pode ocorrer, em diferentes ligações, um número par de erros sobre cada um dos seus *bits*, resultando em cancelamento desses erros. Em redes *IP-sobre-MPLS* isto pode acontecer nos pacotes *TCP/IP*. O mesmo raciocínio também se aplica às redes *IPv6* ópticas. Portanto, em todas as análises, é desprezada a probabilidade de cancelamento de erros.

### 6.3.1 Redes IP-sobre-WDM

#### 6.3.1.1 Probabilidade de perda de Pacotes IP

Numa rede *IP*, o controlo dos pacotes *IP* é efectuado nos nós. Em cada nó, os pacotes *IP* são processados e sofrem duas alterações: o campo *TTL* é decrementado e o *checksum* é recalculado. Se o campo *TTL* for nulo e/ou se forem detectados erros no cabeçalho *IP*, o pacote é descartado. No trajecto entre o nó origem e o nó destino, os pacotes *IP* estão sujeitos a ruído e a distorção que podem corrompê-los.

Considere-se um trajecto com  $X$  ligações entre os nós origem e destino, a ligação  $j = 1, 2, \dots, X$ , em que  $p_j$  é o *BER*, e  $E_{IPj}$  que é o conjunto dos erros em pacotes *IP* nessa ligação. A probabilidade de erros em pacotes *IP* na ligação  $j$  é  $P_e(E_{IPj}, M, p_j)$ .

Pretende-se calcular a probabilidade de erros em pacotes *IP*, entre o nó origem e o nó  $k$ ,  $2 \leq k \leq X$ . A probabilidade total de erros em pacotes *IP* no  $k^{\text{ésimo}}$  nó,  $P_{ek}(E_{IPk}, M, p_1, p_2, \dots, p_k)$ , é o produto da probabilidade dos pacotes *IP* não terem erros nos  $k-1$  nós intermédios, e da probabilidade de erros no  $k^{\text{ésimo}}$  nó, que se traduz na expressão (6.15), onde  $E_{IPk}$  é o conjunto de erros em pacotes *IP* nas  $k$  ligações:

$$P_{ek}(E_{IPk}, M, p_1, p_2, \dots, p_k) = P_e(E_{IP}, M, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, M, p_j)) \quad (6.15)$$

Ao longo do trajecto (com  $X$  ligações), podem ocorrer erros em qualquer nó. Considera-se  $E_{IPX}$  o conjunto de erros em pacotes *IP* nas  $X$  ligações e  $P_{eIP}(E_{IPX}, M, p_1, p_2, \dots, p_X)$  a probabilidade de erros total em pacotes *IP*. A probabilidade de erros em pacotes *IP* após  $X$  ligações é dada por:

$$P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p_1, p_2, \dots, p_X) = \sum_{k=2}^X \left[ P_e(E_{IP}, M, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, M, p_j)) \right] \quad (6.16)$$

Assumindo que qualquer ligação, entre quaisquer pares de nós desse trajecto, tem o mesmo *BER*,  $p=p_1=p_2=\dots=p_X$ , e que os pacotes *IP* passam pelas  $X$  ligações, então a probabilidade de erros em pacotes *IP* após  $X$  ligações,  $P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p)$ , é traduzida pela seguinte equação:

$$P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) = \sum_{i=1}^X \left[ P_e(E_{IP}, M, p) (P_e(\emptyset, M, p))^{i-1} \right] \quad (6.17)$$

onde  $P_e(E_{IP}, M, p)$  é a probabilidade de erros em pacotes *IP* e  $P_e(\emptyset, M, p)$  é a probabilidade de não haver erros em pacotes *IP*.

Substituindo  $P_e(\emptyset, M, p)$  e  $P_e(E_{IP}, M, p)$  pelas expressões (6.3) e (6.4), respectivamente, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) = \sum_{i=1}^X \left[ \left( 1 - (1-p)^M \right) \cdot (1-p)^M \right]^{i-1} \quad (6.18)$$

Desenvolvendo o somatório, resulta em:

$$\begin{aligned} \Leftrightarrow P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) &= 1 - (1-p)^M + \left[ 1 - (1-p)^M \right] \cdot (1-p)^M \\ &\quad + \left[ 1 - (1-p)^M \right] \cdot (1-p)^{2 \times M} \\ &\quad + \left[ 1 - (1-p)^M \right] \cdot (1-p)^{3 \times M} + K \\ &\quad K + \left[ 1 - (1-p)^M \right] \cdot (1-p)^{(X-1) \times M} \end{aligned} \quad (6.19)$$

$$\begin{aligned} \Leftrightarrow P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) &= 1 - (1-p)^M + (1-p)^M \\ &\quad - (1-p)^{2 \times M} + (1-p)^{2 \times M} - (1-p)^{3 \times M} + (1-p)^{3 \times M} + K \\ &\quad K - (1-p)^{(X-1) \times M} + (1-p)^{(X-1) \times M} - (1-p)^{X \times M} \end{aligned} \quad (6.20)$$

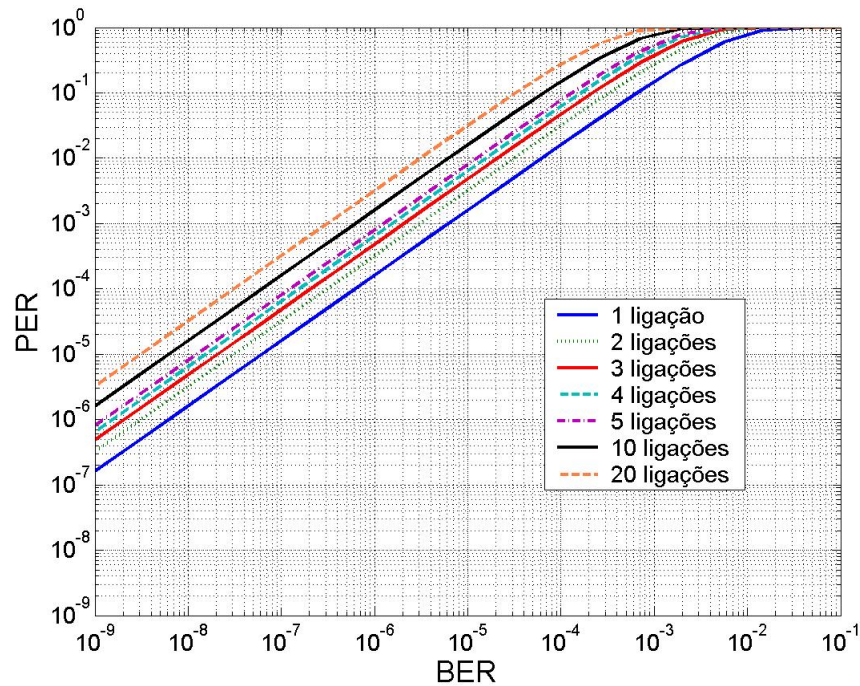
$$\Leftrightarrow P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) = 1 - (1-p)^{M \times X} \quad (6.21)$$

Como se pode observar na expressão (6.21), a probabilidade de erros total em pacotes *IP* após  $X$  ligações obedece também a uma distribuição binomial, podendo igualar-se a expressão  $P_{eIPX}(E_{IPX}, M, p) = P_e(E_{IPX}, M \times X, p)$ . Desta forma, é possível fazer uma estimativa do valor máximo da probabilidade de erros em pacotes *IP* ao longo de um percurso com  $X$  ligações entre os nós origem e destino. Por exemplo, determina-se a ligação onde o *BER* é mais elevado, considera-se que a probabilidade de erros nas restantes ligações é igual e calcula-se um limite superior da probabilidade de erros.

Na figura 6.8 encontram-se as curvas dos valores teóricos da probabilidade de erros em pacotes *IP* em função de *BER* (a variar entre  $10^{-9}$  e  $10^{-1}$ ) e do número de ligações entre os nós origem e destino, através da expressão (6.4). Pode observar-se que a probabilidade



de erros aumenta não-linearmente com o número de ligações que estes têm de percorrer, desde o nó origem até ao nó destino. Considerando o  $BER$  inferior a  $10^{-4}$ , pode verificar que para um trajecto de 10 ligações, a  $PER$  é aproximadamente uma ordem de grandeza inferior à  $PER$  de uma ligação directa entre os nós origem e destino e aproximadamente metade da  $PER$  de um trajecto com 20 ligações, o que indicia a existência de uma proporcionalidade.



**Figura 6.8.** Valores analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP de 512 bytes em função do BER e do número de ligações entre os nós origem e destino.

Para reforçar os resultados da figura 6.8, realizou-se uma simulação onde se consideraram  $X$  ligações ( $X=5, 10$  e  $20$ ) entre o emissor e o receptor, todas com o mesmo  $BER$  (ou o majorante do  $BER$  nesse trajecto), cujos resultados se encontram na figura 6.9.

Nesta simulação, o  $BER$  varia entre  $10^{-8}$  e  $10^{-2}$ , pelo que o número de pacotes gerados,  $N_{Total}$ , foi determinado em função do valor mínimo de  $BER$ ,  $p_{min}$ , e do número total de bits por pacote IP,  $M$ , através da expressão (6.6). Por cada valor de  $BER$ , o número de pacotes gerados na simulação foi  $10^7$ . O intervalo de  $BER$  foi escolhido de acordo com uma simulação preliminar que permitiu avaliar o tempo de duração da simulação e a gama de valores obtidos, sem se perder informação determinante das curvas do gráfico.

A figura 6.9 apresenta uma comparação dos valores analíticos com os obtidos por simulação, o que permite comprovar a expressão (6.4) aplicada ao caso da camada de rede de uma rede IP-sobre-WDM. A generalidade das conclusões retiradas a partir da figura 6.8

são também observáveis na figura 6.9. Verifica-se que, com o aumento do *BER* e/ou do número de ligações entre os nós emissor e receptor, a *PER* aumenta não-linearmente.

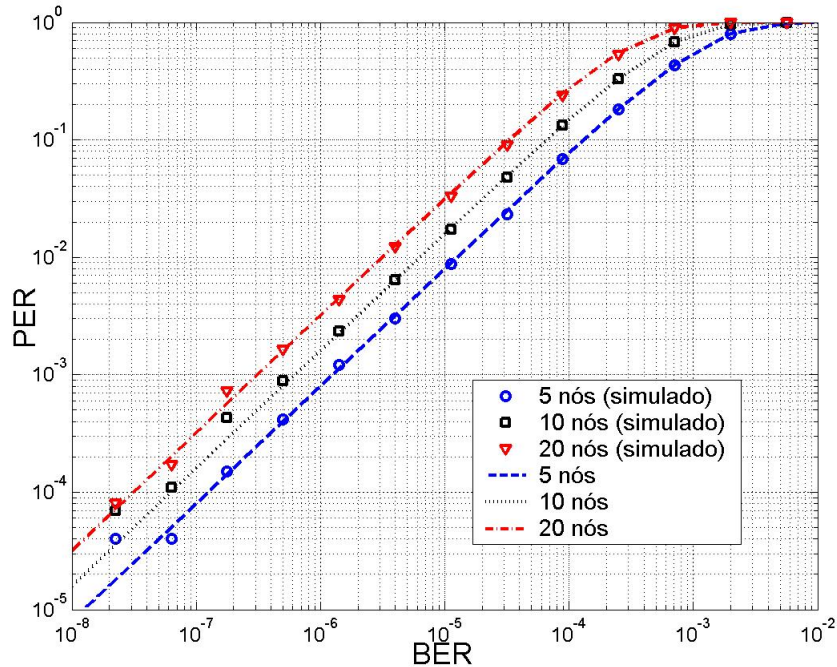


Figura 6.9. Valores obtidos por simulação e analíticos da probabilidade de erros em pacotes IP em função do BER e do número de ligações entre os nós origem e destino (5, 10 e 20).

### 6.3.1.2 Análise da Rede Extremo-a-Extremo

Numa rede *IP-sobre-WDM*, os nós verificam e processam a informação existente no cabeçalho *IP*. O campo de dados *IP*, correspondente aos segmentos *TCP*, é totalmente ignorado, excepto no nó destino. Os erros que ocorrem no cabeçalho *IP* e que são detectados num nó resultam na perda do respectivo pacote. No entanto, independentemente da(s) ligação(ões) onde os erros ocorram nos segmentos *TCP*, só serão detectados no nó destino.

Nas seguintes subsecções serão obtidas expressões de cálculo da probabilidade de erros total em pacotes *TCP/IP*, em dois casos distintos: uma ligação directa entre o emissor e o receptor e uma rede *IP* genérica, em que se considera um trajecto de  $X$  ligações entre o emissor e o receptor.

#### 6.3.1.2.1 Análise de uma Ligação Directa entre o Emissor e o Receptor

Numa ligação directa entre o emissor e o receptor, os pacotes *TCP/IP* são verificados na sua totalidade, dado que não há nós intermédios. Ao nível da camada de rede, é

verificado se há erros no cabeçalho *IP*; na camada de transporte, são analisados os restantes *bits* correspondentes ao segmento *TCP*.

Analisando as duas camadas protocolares separadamente, a probabilidade de erros em pacotes/cabeçalhos *IP* é  $P_e(E_{IP}, M, p)$  e a probabilidade de erros em segmentos *TCP* é  $P_e(E_{TCP}, T, p)$ .  $E_{IP}$  e  $E_{TCP}$  são os conjuntos de erros em cabeçalhos *IP* e em segmentos *TCP*, respectivamente,  $M$  é o número de *bits* do cabeçalho *IP* e  $T$  é o número de *bits* do segmento *TCP*.

Segundo a teoria clássica de *Laplace*, se tivermos dois acontecimentos independentes,  $A$  e  $B$ , a probabilidade de união desses dois acontecimentos,  $P(A \cup B)$ , é dada pela expressão (6.22) [22]. No caso de os acontecimentos  $A$  e  $B$  serem independentes, tem-se que  $P(A \cap B) = P(A) \times P(B)$ .

$$P(A \cup B) = P(A) + P(B) - P(A \cap B) \quad (6.22)$$

Seja  $E_{TCP/IP}$  o conjunto de erros nos pacotes *TCP/IP*,  $p$  o *BER* da ligação e  $M+T$  o número de *bits* do pacote *TCP/IP*. Considerando os erros que ocorrem no cabeçalho *IP* independentes dos erros no respectivo segmento *TCP*, então a probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP*,  $P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p)$ , em função da probabilidade de erros em pacotes *IP*,  $P_e(E_{IP}, M, p)$ , e da probabilidade de erros em segmentos *TCP*,  $P_e(E_{TCP}, T, p)$ , é dada por:

$$\begin{aligned} P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p) &= \\ &= P_e(E_{IP}, M, p) + P_e(E_{TCP}, T, p) - P_e(E_{IP}, M, p) \times P_e(E_{TCP}, T, p) \end{aligned} \quad (6.23)$$

Substituindo  $P_e(E_{IP}, M, p)$  e  $P_e(E_{TCP}, T, p)$  pela expressão (6.4), obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p) = 1 - (1-p)^M + 1 - (1-p)^T - \left[ 1 - (1-p)^M \right] \times \left[ 1 - (1-p)^T \right] \quad (6.24)$$

$$\Leftrightarrow P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p) = 1 - (1-p)^M + 1 - (1-p)^T - 1 + (1-p)^M + (1-p)^T - \left[ (1-p)^M \times (1-p)^T \right] \quad (6.25)$$

$$P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p) = 1 - (1-p)^{M+T} \quad \square \quad (6.26)$$

Esta dedução permitiu obter uma expressão de cálculo da probabilidade de erros total em pacotes *TCP/IP* numa ligação simples entre o emissor e o receptor, assumindo independentes os *bits* pertencentes ao cabeçalho *IP* e ao segmento *TCP* de cada pacote *TCP/IP*. Pode afirmar-se que  $P_e(E_{TCP/IP}, M, T, p) = P_e(E_{TCP/IP}, M+T, p)$ .

### 6.3.1.2.2 Análise de um Trajecto Extremo-a-Extremo de uma Rede

#### IP-Sobre-WDM

Na análise das probabilidades de erros de trajectos extremo-a-extremo de uma rede *IP-sobre-WDM*, considera-se a transmissão de segmentos *TCP* de  $T$  bits e o tamanho do cabeçalho *IP* é  $M$ , como se pode observar na figura 6.10. Assume-se também que o trajecto entre os nós origem e destino tem  $X$  ligações, cada ligação entre pares de nós  $j=1, 2, \dots, X$ . Finalmente,  $p_j$  é o *BER* da ligação  $j$  e  $E_{TCP}$  é o conjunto dos erros em segmentos *TCP*. A probabilidade de não haver erros em segmentos *TCP* na ligação  $j$  é  $P_e(\emptyset, T, p_j)$ .

Na transmissão de segmentos *TCP* através de um trajecto com  $X$  ligações pode ocorrer, em diferentes ligações, um número par de erros sobre cada um dos seus bits, resultando em cancelamento desses erros. Nesta análise é desprezada a probabilidade de cancelamento de erros nos segmentos *TCP*.

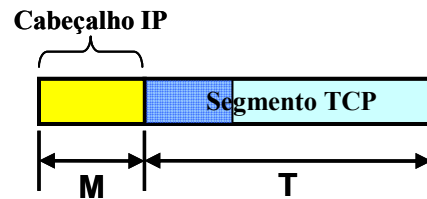


Figura 6.10. Segmento *TCP* encapsulado por pacotes *IP*.

A probabilidade de erros total em segmentos *TCP* após  $X$  ligações,  $P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T, p_1, \dots, p_X)$ , é dada pelo probabilidade complementar do produto da probabilidade de não haver erros em segmentos *TCP* nas  $X$  ligações, que se traduz na expressão (6.27), sendo  $E_{TCPX}$  o conjunto de erros em segmentos *TCP* nas  $X$  ligações.

$$P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T, p_1, p_2, \dots, p_X) = 1 - \prod_{j=1}^X P_e(\emptyset, T, p_j) \quad (6.27)$$

Assumindo que as  $X$  ligações do trajecto têm o mesmo *BER*,  $p$ , então a probabilidade de erros em segmentos *TCP*, após as  $X$  ligações,  $P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T, p)$ , simplificando a expressão (6.27), é dada pela expressão (6.28), isto é,  $P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T, p) = P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p)$ .

$$P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T, X, p) = 1 - (1 - p)^{T \cdot X} \quad (6.28)$$

Aplicando novamente a teoria clássica de *Laplace*, a probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* extremo-a-extremo,  $P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p)$ , em função das probabilidade de erros em segmentos *TCP* e em cabeçalhos *IP*, é a reunião do conjunto das probabilidades de erros em ambas as camadas e é a seguinte:

$$P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p) = P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p) + P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T \cdot X, p) - P_{eIPX}(E_{IPX}, M \cdot X, p) \times P_{eTCPX}(E_{TCPX}, T \cdot X, p) \quad (6.29)$$

Substituindo  $P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p)$  e  $P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p)$  pela expressão (6.4), obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p) = 1 - (1-p)^{M \times X} + 1 - (1-p)^{T \times X} - [1 - (1-p)^{M \times X}] \times [1 - (1-p)^{T \times X}] \quad (6.30)$$

$$\Leftrightarrow P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p) = 1 - (1-p)^{M \times X} + 1 - (1-p)^{T \times X} - 1 + K + (1-p)^{M \times X} + (1-p)^{T \times X} - [(1-p)^{M \times X} \times (1-p)^{T \times X}] \quad (6.31)$$

$$P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p) = 1 - (1-p)^{(M+T) \times X} \quad \square \quad (6.32)$$

Observando a expressão (6.32), verifica-se que a probabilidade de erros extremo-a-extremo em pacotes *TCP/IP* num trajecto com  $X$  ligações, de uma rede *IP-sobre-WDM*, tem uma distribuição binomial. O seu cálculo pode ser efectuado através da expressão (6.4), dado que  $P_{eTCP/IP}(E_{TCP/IPX}, M, T, X, p) = P_e(E_{TCP/IPX}, (M+T) \cdot X, p)$ , sendo função do tamanho dos pacotes, do número de ligações e do *BER*. De seguida, apresentamos uma simulação que permite validar esta dedução.

### 6.3.1.2.3 Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos

Considere-se novamente um trajecto com  $X$  ligações entre os nós origem e destino, a ligação  $j = 1, 2, \dots, X$ , em que  $p_j$  é o *BER*. Na primeira simulação, cujo objectivo é analisar a probabilidade de erros em função do número de nós no trajecto entre o emissor e o receptor, assumiu-se que o tamanho dos pacotes *TCP/IP* é de 512 *bytes* e os três trajectos de encaminhamento diferentes, com 3, 4 e 5 ligações. Na segunda simulação, que permite analisar probabilidade de erros em função do tamanho dos pacotes *IP*, considera-se o trajecto de encaminhamento dos pacotes *TCP/IP* com 3 ligações, e o tamanho dos pacotes *TCP/IP* é 100, 512 e 1024 *bytes*.

O *BER* varia entre  $10^{-8}$  e  $10^{-2}$ , pelo que o número de pacotes gerados,  $N_{Total}$ , se determinou em função do valor mínimo de *BER*,  $p_{min}$ , e do número total de *bits* por pacote *IP*,  $M+T$ , através da expressão (6.6) (substituindo  $M$  por  $M+T$ ). Foram gerados  $2 \times 10^6$ ,  $2,0 \times 10^5$  e  $1,0 \times 10^5$  pacotes, respectivamente, para os tamanhos de pacote *TCP/IP* enumerados na tabela 6.1 (do mais pequeno ao maior). Por exemplo, para pacotes de 100 *bytes*, a resolução da simulação é  $0,5 \times 10^{-6}$  (1 pacote em  $2 \times 10^6$  com erros).

Na figura 6.11 e na figura 6.12 encontram-se os valores obtidos por simulação e valores analíticos obtidos através da expressão (6.4) da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP*, ambos em função de *BER*, e em função do número de nós e do tamanho dos pacotes, respectivamente. Como se pode observar em ambas as figuras, as curvas teóricas e os valores obtidos por simulação são praticamente coincidentes, o que permite validar a aplicação da expressão (6.4) para o cálculo da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* num trajecto com  $X$  ligações de uma rede *IP-sobre-WDM*. Também permite observar,



como era esperado, que a probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* aumenta não-linearmente com o aumento do número de ligações entre o emissor e o receptor (figura 6.11), e com o aumento do tamanho dos pacotes (figura 6.12).

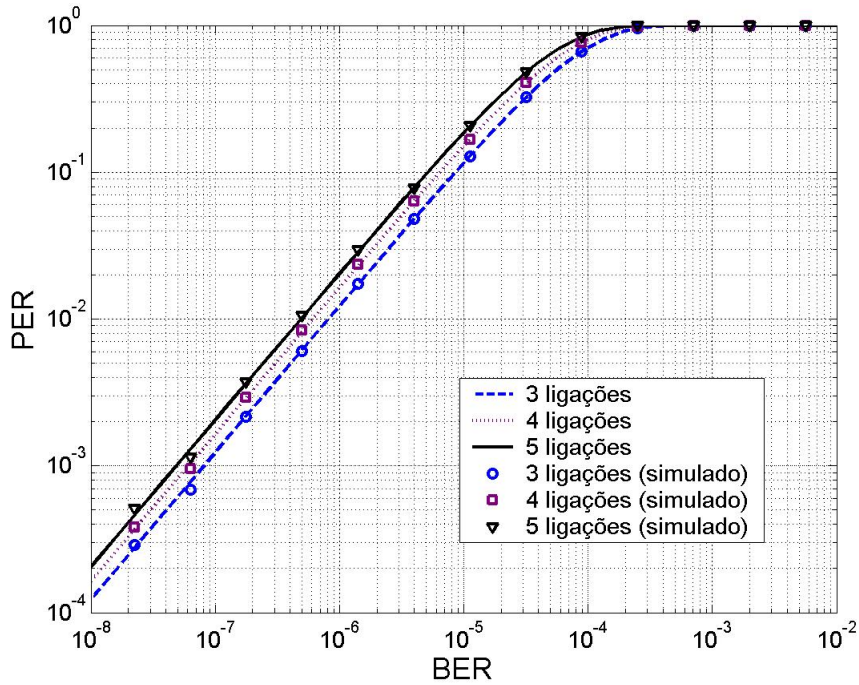


Figura 6.11. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* de 512 bytes, após 3, 4 e 5 ligações, em função de BER.

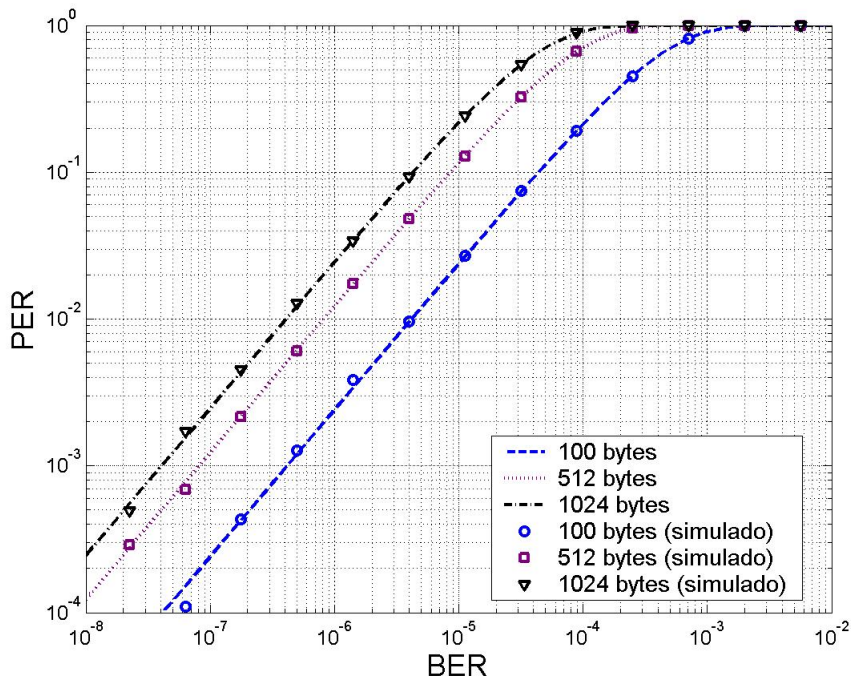


Figura 6.12. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* de 100, 512 e 1024 bytes, após 3 ligações e em função de BER.

Em redes ópticas, como redes *IP-sobre-WDM*, devem ser implementadas de modo a garantir o *BER* máximo de abaixo de  $10^{-15}$  a  $10^{-9}$ . Por observação da figura 6.12, verifica-se que não é aconselhável efectuar o transporte de informação em pacotes *TCP/IP* grandes ( $\geq 1\text{KB}$ ). Para valores de *BER* de  $10^{-8}$ , a *PER* é relativamente elevada, sendo superior a  $2 \times 10^{-4}$ . Isto pode implicar um aumento significativo do tráfego na rede devido à retransmissão de segmentos *TCP*.

### 6.3.2 Análise de Redes IP-sobre-MPLS(-sobre-WDM)

Nesta análise considera-se o mesmo cenário da subsecção anterior, mas com uma rede *IP-sobre-MPLS*. Esta rede encontra-se totalmente no domínio óptico, pelo que não se efectuam conversões óptico-eléctricas ou vice-versa sobre os pacotes *TCP/IP*. Neste caso, o processamento e verificação de ambos os segmentos *TCP* e os cabeçalhos *IP* é efectuado apenas nos extremos da rede.

De notar que há duas diferenças importantes entre este tipo de rede e uma rede *IP-sobre-WDM*: a cada pacote *IP* é concatenado um cabeçalho *MPLS* de 32 bits (como se pode observar na figura 6.13), e os pacotes *IP* não são analisados e/ou processados nos nós intermédios da rede óptica. Em função dos endereços *IP* origem e *IP* destino, na rede *MPLS* é estabelecida uma ligação virtual entre extremos da rede, nós fronteira, para efectuar o encaminhamento dos pacotes de dados.

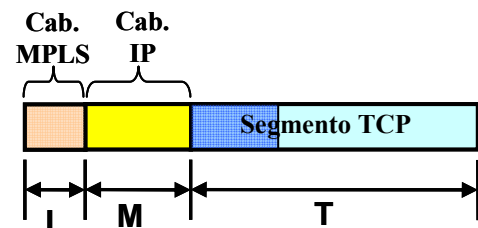


Figura 6.13. Pacotes MPLS – cabeçalho MPLS concatenado aos Pacotes TCP/IP.

Neste caso, como já foi referido anteriormente, tendo em conta que os vários erros que podem ocorrer nos bits do pacotes *TCP/IP* nas várias ligações ao longo do trajecto, não é considerada a probabilidade de cancelamento de erros em número par sobre o(s) mesmo(s) bits dos pacotes em diferentes ligações.

Assume-se também que o trajecto entre os nós emissor e receptor tem  $X$  ligações. A probabilidade de erros total em cabeçalhos *MPLS* no  $k^{\text{ésimo}}$  nó, com  $2 \leq k \leq X$ ,  $P_{ek}(E_{HMPLSk}, L, p_1, p_2, \dots, p_k)$ , é dada pelo produto da probabilidade dos cabeçalhos *MPLS* não terem erros nos  $k-1$  nós intermédios e da probabilidade de erros no  $k^{\text{ésimo}}$  nó, resulta na expressão (6.33), onde  $E_{HMPLSk}$  é o conjunto de erros em cabeçalhos *MPLS* nas  $k$  ligações.

$$P_{ek}(E_{HMPLSk}, L, p_1, p_2, \dots, p_k) = P_e(E_{HMPLSk}, L, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, L, p_j)) \quad (6.33)$$

Para calcular a probabilidade de erros em pacotes *IP* ao longo de todo o trajecto com *X* ligações, é necessário ter em conta que os erros nos cabeçalhos *MPLS* podem ocorrer em qualquer nó. Sendo  $E_{HMPLSX}$  o conjunto de erros em cabeçalhos *MPLS* nas *X* ligações, a probabilidade de erros em cabeçalhos *MPLS* total,  $P_{eMPLS}(E_{HMPLSX}, L, p_1, p_2, \dots, p_X)$ , é o somatório do produto da probabilidade de erros em cabeçalhos *MPLS* no nó  $k = 1, 2, \dots, X$  e da probabilidade de não haver erros nesses pacotes nos  $k-1$  nós anteriores, dada por:

$$P_{eMPLSY}(E_{HMPLSX}, L, p_1, \dots, p_X) = \sum_{k=2}^X \left[ P_e(E_{HMPLS}, L, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, L, p_j)) \right] \quad (6.34)$$

Considerando que as ligações entre quaisquer pares de nós têm o mesmo *BER* ( $p=p_1=p_2=\dots=p_X$ ) e que os pacotes *MPLS* passam por *X* ligações, então a probabilidade de erros em cabeçalhos *MPLS* após *X* ligações,  $P_{eMPLS}(E_{HMPLSX}, L, p)$ , é traduzida pela seguinte equação:

$$P_{eMPLSX}(E_{HMPLSX}, L, p) = \sum_{i=1}^X \left[ P_e(E_{HMPLS}, L, p) (P_e(\emptyset, M, p))^{i-1} \right] \quad (6.35)$$

onde  $P_e(E_{HMPLS}, L, p)$  é a probabilidade de erros em cabeçalhos *MPLS* e  $P_e(\emptyset, L, p)$  é a probabilidade de não haver erros em cabeçalhos *MPLS*.

Substituindo  $P_e(\emptyset, L, p)$  e  $P_e(E_{HMPLS}, L, p)$ , respectivamente, pelas expressões (6.3) e (6.4) obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eMPLSY}(E_{HMPLSY}, L, p) = \sum_{i=1}^X \left[ \left( 1 - (1-p)^L \right) \cdot (1-p)^L \right]^{i-1} \quad (6.36)$$

Desenvolvendo o somatório e simplificando-o, resulta em:

$$\Leftrightarrow P_{eMPLSX}(E_{HMPLSX}, L, p) = 1 - (1-p)^{L \times X} \quad (6.37)$$

Como se pode observar na expressão (6.37), a probabilidade de erros total em cabeçalhos *MPLS* após *X* ligações tem também uma distribuição binomial, o que permite estabelecer a relação  $P_{eMPLSX}(E_{HMPLSX}, L, p) = P_e(E_{HMPLSX}, L \times X, p)$ .

Nos nós intermédios de uma rede *IP-sobre-MPLS*, os únicos erros que podem resultar na perda dos pacotes são os que ocorrem nos cabeçalhos *MPLS*, os pacotes *IP* não são sujeitos a nenhuma verificação ou processamento, mantendo-se o seu conteúdo inalterado. De acordo com a análise efectuada na subsecção anterior, as probabilidades de erros em



segmentos  $TCP$ ,  $P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p)$ , e em pacotes  $IP$ ,  $P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p)$ , após  $X$  ligações, têm ambas uma distribuição binomial, sendo  $E_{TCPX}$  e  $E_{IPX}$  os conjuntos de erros ao longo das  $X$  ligações nos segmentos  $TCP$  e nos cabeçalhos  $IP$ , respectivamente.

Assumindo que, em cada ligação óptica, os erros nos 32 *bits* do cabeçalho óptico resultam na perda do respectivo pacote, num dado trajecto com  $X$  ligações entre os nós origem e destino, que em cada ligação entre pares de nós  $j=1, 2, \dots, X$ ,  $p_j$  é o  $BER$ ,  $E_{HMPLSj}$  é o conjunto dos erros nos cabeçalhos  $MPLS$  na ligação  $j$  e  $P_e(E_{HMPLSj}, L, p_j)$  é a probabilidade de erros em cabeçalhos  $MPLS$  nessa ligação.

Pela teoria clássica de *Laplace*, se existir um terceiro acontecimento independente  $C$ , a probabilidade da união desses dois acontecimentos,  $A \cup B$  e  $C$ , é dada por:

$$P((A \cup B) \cup C) = [P(A) + P(B) - P(A \cap B)] + P(C) - [P(A) + P(B) - P(A \cap B)] \times P(C) \quad (6.38)$$

A probabilidade de perda de pacotes num trajecto com  $X$  ligações, extremo-a-extremo de uma rede  $IP$ -sobre- $MPLS$ ,  $P_{PMPLS}(E_{PMPLSX}, L, M, T, X, p)$ , onde  $E_{PMPLSX}$  é o conjunto de erros nos pacotes  $MPLS$  ao longo dessas  $X$  ligações, é dada pela expressão (6.39), que corresponde à união das probabilidades dos três acontecimentos: erros em segmentos  $TCP$ , erros em cabeçalhos  $IP$  e erros em cabeçalhos  $MPLS$ .

$$\begin{aligned} P_{MPLS}(E_{PMPLSX}, L, M, T, X, p) &= P_e(E_{HMPLSX}, L \cdot X, p) \\ &+ P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p) + P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p) \\ &- P_e(E_{HMPLSX}, L \cdot X, p) \times P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p) \\ &- P_e(E_{HMPLSX}, L \cdot X, p) \times P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p) \\ &- P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p) \times P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p) \\ &+ P_e(E_{HMPLSX}, L \cdot X, p) \times P_e(E_{IPX}, M \cdot X, p) \times P_e(E_{TCPX}, T \cdot X, p) \end{aligned} \quad (6.39)$$

Substituindo cada umas das probabilidades pela respectiva expressão em função de  $BER$  e simplificando a expressão resultante, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{MPLS}(E_{PMPLSX}, M, T, L, p) = 1 - (1 - p)^{X \times (L+M+T)} \quad (6.40)$$

Da expressão (6.40), podemos aferir que a probabilidade de perda de pacotes ao longo de um trajecto com  $X$  ligações, extremo-a-extremo de uma rede  $IP$ -sobre- $MPLS$ , é dada por  $P_{PMPLS}(E_{PMPLSX}, L, M, T, X, p) = P_e(E_{PMPLSX}, (L+M+T) \cdot X, p)$ . De seguida, apresenta-se uma simulação que permite validar estas deduções matemáticas.

### 6.3.2.1.1 Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos

Nas simulações efectuadas considerou-se uma rede *IP-sobre-MPLS*, com a mesmo cenário utilizado na subsecção 6.3.1. O tamanho do cabeçalho *MPLS* e do cabeçalho *IP* é 4 e 20 *bytes*, respectivamente. As simulações e os resultados obtidos são muito semelhantes às realizadas na subsecção 6.3.1. Na primeira simulação, é analisada a probabilidade de erros em pacotes *IP* em função do número de ligações entre o nó origem e o nó destino, pelo que é considerado que o tamanho dos pacotes *IP* é de 512 *bytes*, para três trajectos de encaminhamento diferentes, 3, 4 e 5 ligações. Na segunda simulação é analisado o comportamento da rede em função da variação do tamanho dos pacotes *MPLS*, num trajecto com 5 ligações.

A figura 6.14 contém uma comparação entre os valores obtidos por simulação e os valores analíticos da probabilidade de erros em pacotes *MPLS*,  $P_e(E_{PMPLSX}, (L+M+T) \cdot X, p)$ , para três trajectos diferentes entre o emissor e o receptor de 3, 4 e 5 ligações e em função de *BER*, sendo os pacotes *TCP/IP* de 512 *bytes*. As curvas teóricas e valores obtidos por simulação são semelhantes, o que permite validar a expressão analítica. Na figura 6.15 encontra-se uma comparação dos valores obtidos por simulação e dos valores para três tamanhos dos pacotes *MPLS*. Por outro lado, tendo em conta a semelhança destes resultados com os resultados obtidos na subsecção 6.3.1, as conclusões que se podem retirar destes gráficos (figura 6.14 e figura 6.15) são praticamente as mesmas.

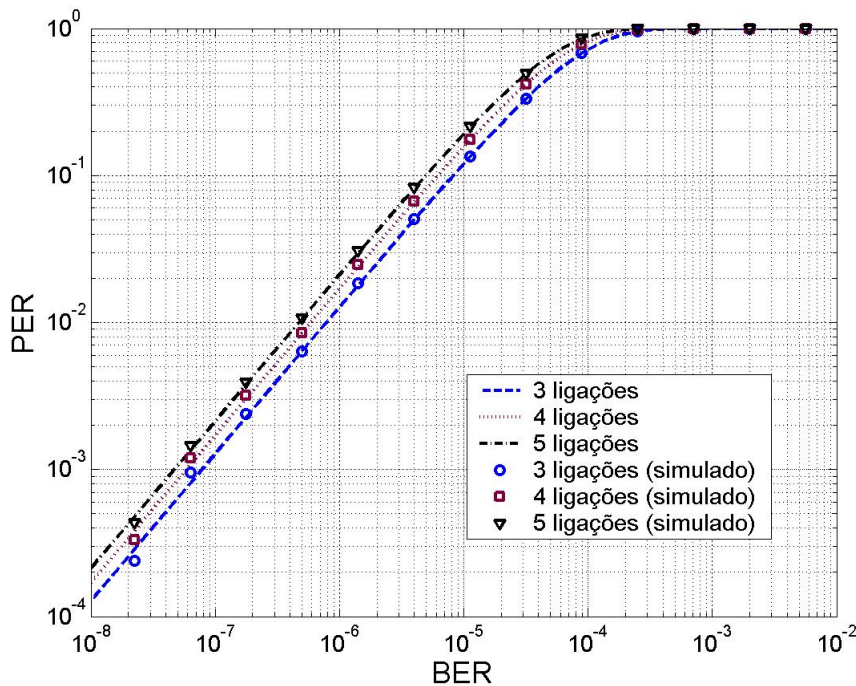
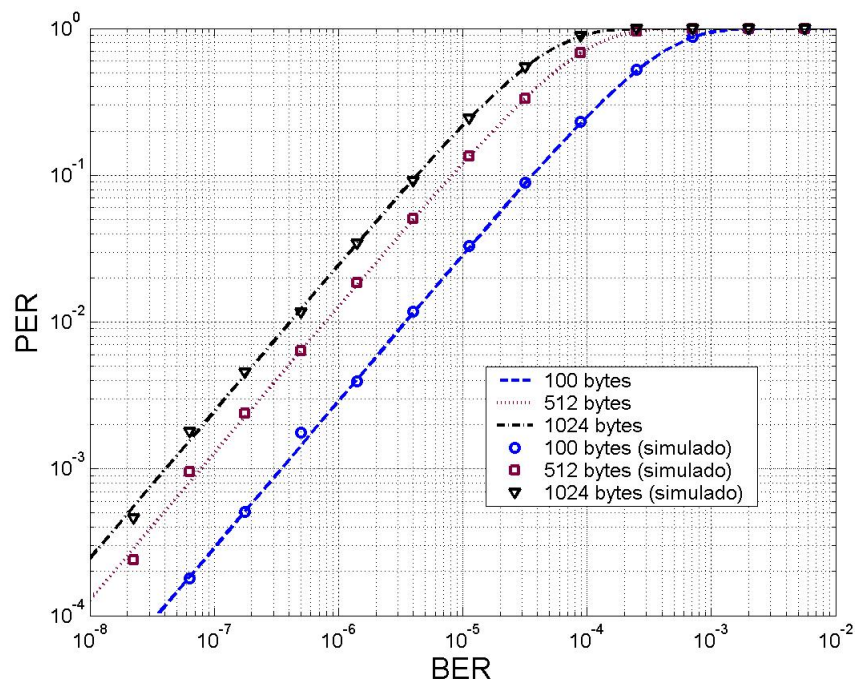


Figura 6.14. Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* de 512 *bytes* sobre *MPLS*, após 3, 4 e 5 ligações, em função de *BER*.

Tal como no caso de redes *IP-sobre-WDM*, a figura 6.14 e a figura 6.15 permitem comprovar que a probabilidade de erros em pacotes *MPLS* aumenta não-linearmente com o aumento do número de ligações entre o emissor e o receptor e do tamanho dos pacotes, respectivamente.

No entanto, do ponto de vista de funcionamento, enquanto que nas redes *IP-sobre-WDM*, os pacotes *IP* são verificados em cada nó por onde passam e a camada de rede é responsável pelo seu encaminhamento, no caso das redes *IP-sobre-MPLS*, nos nós do núcleo da rede, os pacotes *TCP/IP* não são processados ao nível da camada de rede, pelo que a tomada de decisão em relação ao seu encaminhamento é efectuada em função da informação existente no cabeçalho *MPLS*. Os cabeçalhos *IP* são verificados se têm erros apenas nos nós fronteira de saída da rede.

Numa primeira análise superficial, seria de esperar que a probabilidade de erros nos pacotes *TCP/IP* fosse diferente nestes dois tipos de redes. Na realidade, as simulações permitem comprovar o que se pode observar nas expressões deduzidas para ambos os casos, que a probabilidade de erros tem um comportamento binomial (considerando desprezáveis os erros existentes em número par sobre os mesmo *bits* dos pacotes, que resultam em cancelamento de erros). Pode também verificar-se que o aumento do tamanho dos pacotes devido concatenação do cabeçalho *MPLS* (de apenas 4 *bytes*), não resulta num aumento significativo da *PER*, comparativamente às redes *IP-sobre-WDM*.



**Figura 6.15.** Valores analíticos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* de 100, 512 e 1024 *bytes* sobre *MPLS*, após 3 ligações, em função de *BER*.

### 6.3.3 Análise de Redes Ópticas Híbridas (Redes IP-sobre-WDM interligadas por Redes IP-sobre-MPLS)

A rede analisada nesta subsecção é constituída por duas subredes *IP-sobre-WDM* interligadas por uma subrede *IP-sobre-MPLS*, com a topologia de rede ilustrada na figura 6.16. Neste caso, assume-se, à partida, que todas as ligações têm o mesmo *BER*,  $p$ . Na rede *IP-sobre-MPLS* é adicionado um cabeçalho óptico a cada pacote *IP*. De um ponto de vista genérico, o trajecto definido para o encaminhamento dos pacotes entre os nós emissor e receptor tem  $X_1$  ligações na primeira subrede *IP-sobre-WDM*,  $Y$  ligações na subrede *IP-sobre-MPLS* e, finalmente,  $X_2$  ligações na segunda subrede *IP-sobre-WDM*. O trajecto, entre os nós emissor e receptor, tem um total de  $Z$  ligações ( $Z = X_1 + Y + X_2$ ).

Na camada de transporte, seja  $E_{TCPZ}$  o conjunto de erros nos  $T$  bits do segmento *TCP* após  $Z$  ligações. A probabilidade de erros em segmentos *TCP* após o trajecto de  $Z$  ligações é  $P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p)$ . Na camada de rede, a probabilidade de erros em pacotes *IP* após percorrerem o trajecto de  $Z$  ligações é  $P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p)$ , onde  $E_{IPZ}$  é o conjunto de erros nos  $M$  bits do cabeçalho *IP*. Finalmente, na rede *IP-sobre-MPLS*, a probabilidade de erros em cabeçalhos *MPLS* após percorrerem o trajecto de  $Y$  ligações é  $P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p)$ , sendo  $E_{HMPLSY}$  o conjunto de erros nos  $L$  bits do cabeçalho *MPLS*. Considerando o conjunto de erros em qualquer camada protocolar ao longo das  $Z$  ligações como  $E_T$ , então a probabilidade de perdas dos pacotes *TCP/IP* é dada pelo conjunto da união das probabilidades de erros nas três camadas protocolares,  $P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p)$ , que se traduz na seguinte expressão:

$$\begin{aligned} P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p) &= \\ &= P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p) \cup P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p) \cup P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p) \end{aligned} \quad (6.41)$$

Desenvolvendo a expressão (6.41), resulta em:

$$\begin{aligned} \Leftrightarrow P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p) &= \\ &= P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p) + P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p) + P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p) \\ &\quad - P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p) \times P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p) \\ &\quad - P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p) \times P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p) \\ &\quad - P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p) \times P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p) \\ &\quad + P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p) \times P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p) \times P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p) \end{aligned} \quad (6.42)$$

Substituindo  $P_e(E_{TCPZ}, T \cdot Z, p)$ ,  $P_e(E_{IPZ}, M \cdot Z, p)$  e  $P_e(E_{HMPLSY}, L \cdot Y, p)$  pela expressão (6.4) e simplificando a equação de forma análoga a outras realizadas anteriormente, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p) = 1 - (1 - p)^{(M+T) \times Z + L \times Y} \quad (6.43)$$

$$\Leftrightarrow P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p) = 1 - (1 - p)^{T \times Z} \times (1 - p)^{M \times Z} \times (1 - p)^{L \times Y} \quad (6.44)$$

Portanto, a probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* em redes híbridas,  $P_T(E_T, L, M, T, X, Y, p)$ , é igual a  $P_e(E_{TCPZ}, (M+T) \cdot Z + L \cdot Y, p)$ , podendo-se considerar as várias redes como uma única rede. O número total de nós por onde são encaminhados os pacotes *TCP/IP* é a soma dos nós por onde são encaminhados nas várias subredes.

### 6.3.3.1 Comparação dos Valores Obtidos por Simulação com os Teóricos

A topologia utilizada nesta simulação é de uma rede constituída por duas subredes *IP-sobre-WDM* (redes  $N_1$  e  $N_2$ ) interligadas por uma subrede *IP-sobre-MPLS* (rede  $N_3$ ), como se encontra ilustrada na figura 6.16. Para poder verificar-se a validade das expressões em função do tamanho dos pacotes *IP* e do número de nós entre o nó origem e o nó destino, consideraram-se dois trajectos distintos, desde o nó *A* até ao nó *M*,  $[ABDEHILM]$  e  $[ABCDEFGHIJLM]$  com 7 e 10 ligações, respectivamente, e pacotes *IP* de 100, 512 e 1024 *bytes*. A rede *MPLS* está delimitada pelos nós fronteira, *E* e *I*. Os nós *F*, *G* e *H* são nós do núcleo da subrede *IP-sobre-MPLS*. No primeiro trajecto definido,  $[ABDEHILM]$ , os pacotes são encaminhados por três ligações na rede  $N_1$  (incluindo a ligação ao nó fronteira de entrada na subrede *IP-sobre-MPLS*), duas ligações na rede  $N_3$  e duas ligações na rede  $N_2$ . No segundo trajecto,  $[ABCDEFGHIJLM]$ , os pacotes são encaminhados por 4 ligações na rede  $N_1$ , três ligações na rede  $N_3$  e três ligações na rede  $N_2$ .

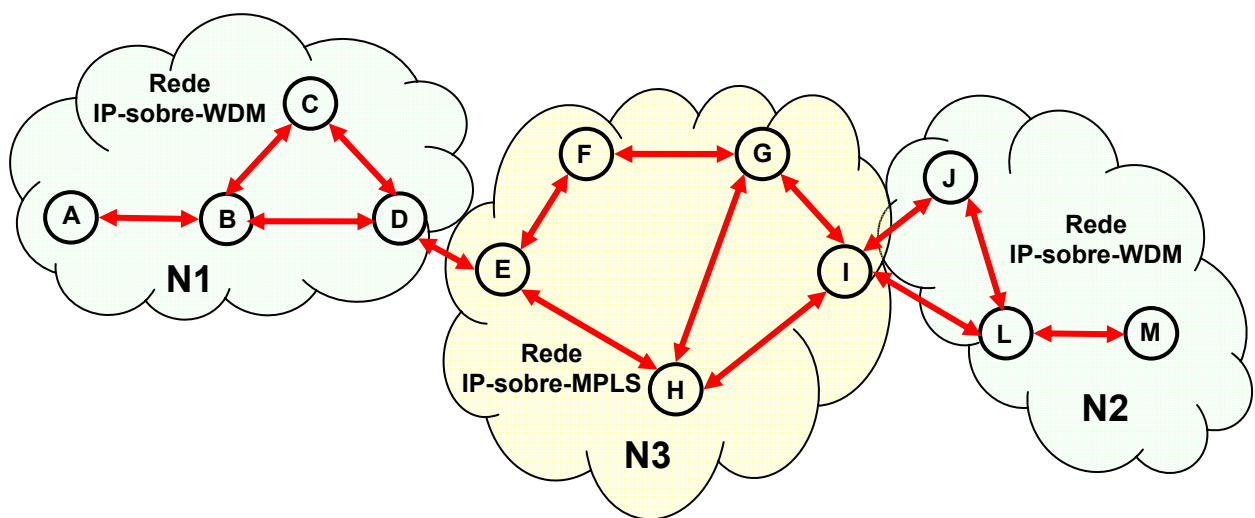


Figura 6.16. Topologia da rede híbrida (duas subredes *IP-sobre-WDM* interligadas por uma subrede *IP-sobre-MPLS*).

Nas simulações, o  $BER$  varia entre  $10^{-8}$  e  $10^{-2}$  e o número de pacotes transmitido é em função do  $BER$  mínimo considerado na simulação,  $p_{min}=10^{-8}$ . O número de pacotes gerados,  $N_{Total}$ , é calculado através da expressão (6.45), em função de  $p_{min}$ , do número de *bits* por pacote  $IP$ ,  $M+T$ , do número (máximo) de ligações considerado na totalidade da rede,  $Z$ , do número de *bits* por cabeçalho  $MPLS$ ,  $L$ , e do número (máximo) de ligações considerado na subrede  $MPLS$ ,  $Y$ .  $N_{Total}$  deve ser superior a  $1,24 \times 10^5$ . Foram gerados  $2 \times 10^5$  pacotes. A resolução máxima da simulação é  $0.5 \times 10^{-5}$  (1 pacote em  $2 \times 10^5$  com erros).

$$N_{Total} \geq \frac{10}{p_{min} \times [L \times Y + (M + T) \times Z]} \quad (6.45)$$

Os erros são gerados aleatoriamente sobre os *bits* e são contabilizados os pacotes com erros para diferentes valores de  $BER$ . Os pacotes são descartados, caso tenham erros. O comportamento da rede em termos das várias camadas protocolares é considerado como anteriormente descrito (por exemplo, os erros em segmentos  $TCP$  são apenas verificados no último nó do trajecto, mesmo que os erros ocorram em nós intermédios).

A figura 6.17 apresenta uma comparação entre os valores obtidos por simulação e as curvas teóricas da probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  numa rede híbrida, em função do tamanho dos pacotes e de  $BER$ , para um trajecto com 7 ligações. A figura 6.18 contém uma comparação semelhante para diferentes números de nós no trajecto. Em termos de simulação, optou-se por obter resultados apenas para dois trajectos diferentes, com 7 e 10 ligações, devido ao tempo excessivo que demora a obter cada um dos valores da  $PER$ .

Como se pode observar, os resultados analíticos e simulados são muito semelhantes. Pode-se concluir que a probabilidade de erros em pacotes de dados, como função de  $BER$ , tem um comportamento binomial. Pode observar-se que, no caso de uma rede com um tamanho significativo, 15 a 30 nós, a razão de pacotes perdidos pode atingir valores superiores a 0.1%, mesmo para valores relativamente baixos de  $BER$  (por ex.:  $10^{-8}$ ), o que significa que as condições da fibra óptica têm um forte impacto na perda de pacotes na rede e, conseqüentemente, na  $QoS$  dos serviços e das aplicações. Também se pode observar que o aumento do tamanho dos pacotes e/ou do número de ligações no trajecto aumenta não-linearmente a probabilidade de erros em pacotes.



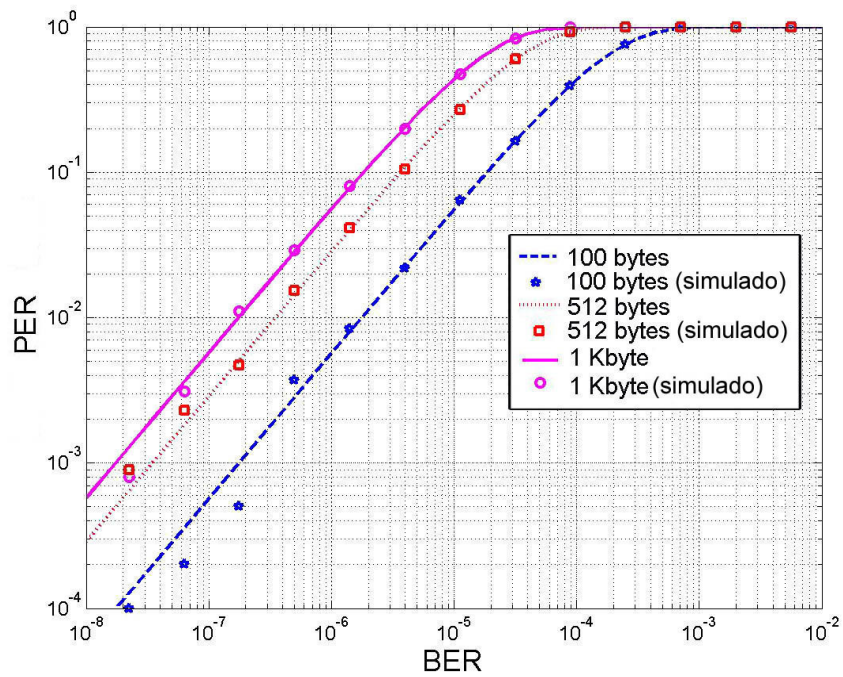


Figura 6.17. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP num trajecto com 7 ligações, em função de BER e do tamanho dos pacotes TCP/IP.

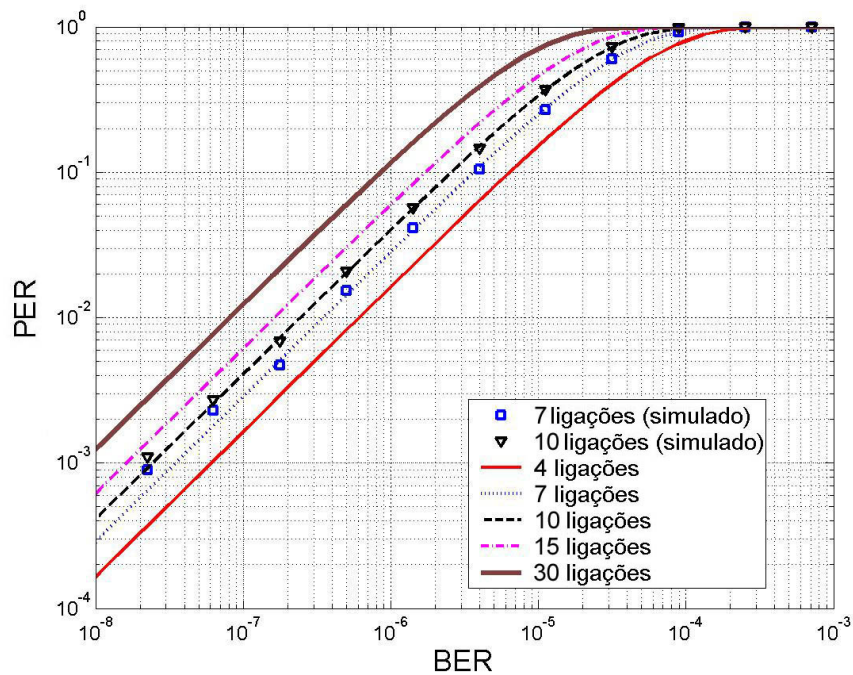


Figura 6.18. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em pacotes TCP/IP de 512 bytes, em função de BER e do número de ligações.

### 6.3.4 Análise de IPv6 sobre Redes Ópticas

Os cenários de *IPv6* sobre redes ópticas que reúnem maior aceitação são *IPv6-sobre-MPLS* e *6PE*. Tal como em análises anteriores, para estas redes, assume-se que o trajecto entre os nós origem e destino tem  $X$  ligações. Em cada ligação óptica, os erros nos 32 *bits* do cabeçalho óptico resultam na perda do respectivo pacote.  $p_j$  é o *BER* em cada ligação entre pares de nós  $j=1, 2, \dots, X$ . Do ponto de vista do tamanho dos pacotes, a única diferença entre os pacotes *IPv6* em redes *IPv6-sobre-MPLS* e em redes *6PE* são os 20 *bytes* a mais do cabeçalho *IPv4* no segundo caso, como se pode observar na figura 6.19. De notar que, em ambos os cenários de redes *IPv6*, é considerado que o tamanho dos segmentos *TCP* é o mesmo do caso de redes *IPv4*.

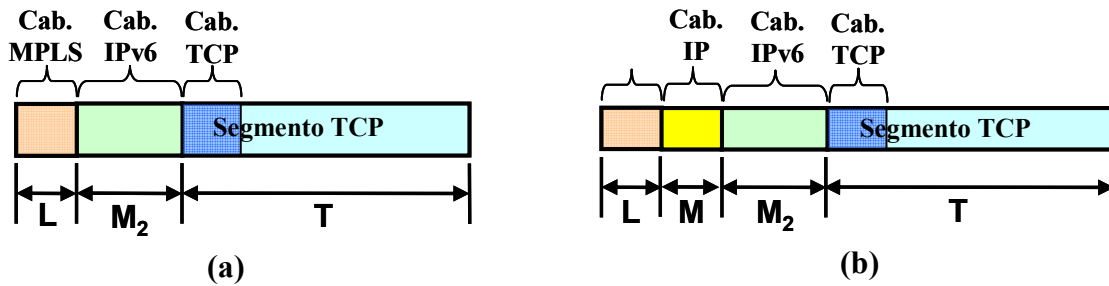


Figura 6.19. (a) Pacotes *IPv6-sobre-MPLS*. (b) Pacotes *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS (6PE)*.

Por outro lado, dado que em todas as camadas protocolares a probabilidade de erros tem uma distribuição binomial, o cálculo da probabilidade de erros pode ser efectuada nó a nó. Nos dois tipos de redes, consideram-se  $L$ ,  $M$  e  $M_2$  os comprimentos dos cabeçalhos *MPLS*, *IP* e *IPv6*, respectivamente, e  $E_{P_{IPv6}}$  e  $E_{P_{6PE}}$  os conjuntos de erros em pacotes *IPv6* em redes *IP-sobre-MPLS* e em redes *6PE*, respectivamente.

Da mesma forma que anteriormente, em redes *IPv6-sobre-MPLS* a probabilidade de erros em pacotes *IPv6* no  $k^{\text{ésimo}}$  nó ( $2 \leq k \leq X$ ),  $P_{ek}(E_{P_{IPv6k}}, L + M_2 + T, p_1, p_2, \dots, p_k)$ , é o produto da probabilidade dos pacotes *IPv6* não terem erros nos  $k-1$  nós intermédios e da probabilidade de erros no  $k^{\text{ésimo}}$  nó, o que se traduz em:

$$\begin{aligned} P_{eIPV6k}(E_{IPV6k}, L + M_2 + T, p_1, p_2, \dots, p_k) &= \\ &= P_e(E_{IPV6k}, L + M_2, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, L + M_2 + T, p_j)) \end{aligned} \quad (6.46)$$

A probabilidade total de erros é dada por:

$$\begin{aligned} P_{eIPV6X}(E_{IPV6}, L + M_2 + T, p_1, p_2, \dots, p_X) &= \\ &= \sum_{k=2}^X \left[ P_e(E_{IPV6}, L + M_2 + T, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, L + M_2 + T, p_j)) \right] \end{aligned} \quad (6.47)$$



Considerando o *BER* igual ( $p=p_1=p_2=\dots=p_X$ ) em todas as ligações entre quaisquer pares de nós pertencentes ao trajecto com  $X$  ligações, a probabilidade de erros em pacotes *IPv6* após  $X$  ligações,  $P_{eIPv6X}(E_{IPv6X}, L+M_2+T, p)$ , é traduzida por:

$$\begin{aligned} P_{eIPv6X}(E_{IPv6X}, L+M_2+T, p) &= \\ &= \sum_{i=1}^X \left[ P_e(E_{IPv6}, L+M_2+T, p) (P_e(\emptyset, L+M_2+T, p))^{i-1} \right] \end{aligned} \quad (6.48)$$

onde  $P_e(E_{IPv6}, L+M_2+T, p)$  é a probabilidade de erros em pacotes *IPv6* e  $P_e(\emptyset, L+M_2+T, p)$  é a probabilidade de não haver erros em pacotes *IPv6*. Substituindo  $P_e(\emptyset, L+M_2+T, p)$  e  $P_e(E_{IPv6}, L+M_2+T, p)$  e pelas expressões (6.3) e (6.4), respectivamente, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eIPv6X}(E_{IPv6X}, L+M_2+T, p) = \sum_{i=1}^X \left[ (1 - (1-p)^{L+M_2+T}) \cdot (1-p)^{L+M_2+T} \right]^{i-1} \quad (6.49)$$

Desenvolvendo o somatório, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eIPv6X}(E_{IPv6X}, L+M_2+T, p) = 1 - (1-p)^{(L+M_2+T) \times X} \quad (6.50)$$

Como se pode observar na expressão (6.50), a probabilidade total de erros em *IPv6* (encapsulados com cabeçalho *MPLS*) após  $X$  ligações têm uma distribuição binomial, o que resulta em  $P_{eIPv6X}(E_{IPv6X}, L+M_2+T, p) = P_e(E_{IPv6Y}, (L+M_2+T) \times X, p)$ .

Em redes *6PE* ou em redes *IPv6-sobre-IPv4-sobre-MPLS*, o cálculo da probabilidade de erros em pacotes de dados é análogo ao caso de redes *IP-sobre-MPLS*, com a diferença de que, em vez de um segmento *TCP*, neste caso se encontra o campo de dados do pacote *IP* um segmento *TCP* encapsulado por um cabeçalho *IPv6*, caso ilustrado na figura 6.19.b). Assumindo um trajecto com  $Y$  ligações entre os nós origem e destino,  $p_j$  e  $E_{6PEj}$  são o *BER* na ligação  $j$  e o conjunto dos erros nos pacotes *6PE* ao longo do trajecto, então a probabilidade de erros total em pacotes *6PE* é:

$$\begin{aligned} P_{e6PEX}(E_{6PEX}, L+M+M_2+T, p_1, p_2, \dots, p_X) &= \\ &= \sum_{k=2}^X \left[ P_e(E_{6PE}, L+M+M_2+T, p_k) \cdot \prod_{j=1}^{k-1} (P_e(\emptyset, L+M+M_2+T, p_j)) \right] \end{aligned} \quad (6.51)$$

Considerando o *BER* igual ( $p=p_1=p_2=\dots=p_X$ ) em todas as ligações entre quaisquer pares de nós pertencentes ao trajecto, então a probabilidade de erros em pacotes *6PE* após  $X$  ligações é  $P_e(E_{6PEY}, (L+M+M_2+T) \times X, p)$ .

Para estabelecer uma comparação entre os vários tipos de redes *IPv4* e *IPv6* calculou-se o *PER* em função do *BER* (a variar entre  $10^{-15}$  e  $10^{-8}$ ). Considerando em todos

os casos segmentos *TCP* de 492 *bytes* e um trajecto genérico com 10 ligações entre o nó origem e o nó destino, encontram-se os resultados obtidos na tabela 6.2 e na figura 6.20.

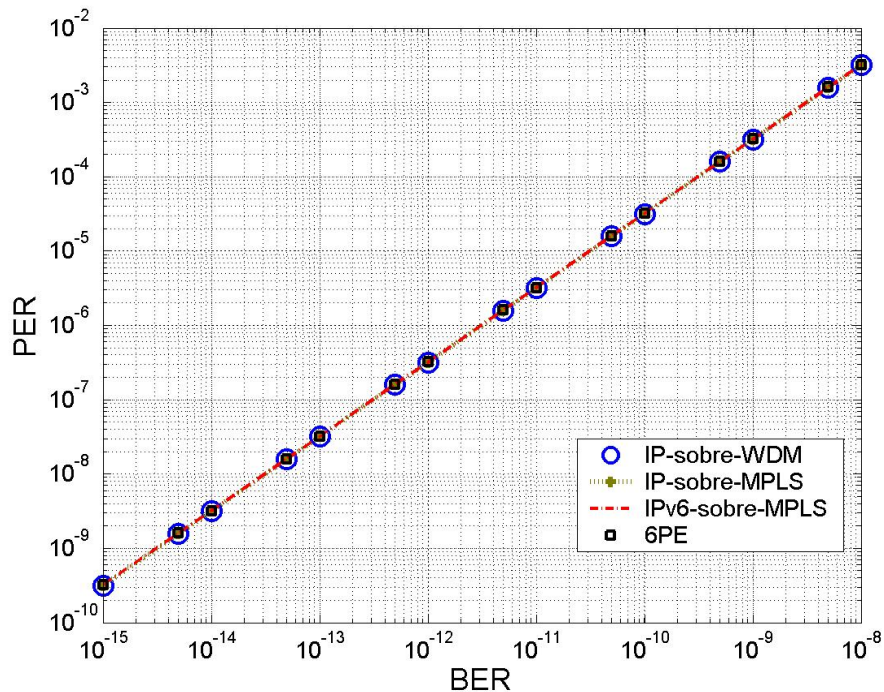


Figura 6.20. Valores da PER em função de BER obtidos através da expressão (6.4), para diferentes tipos de redes ópticas IPv4 e IPv6, num trajecto de 10 ligações e segmentos TCP de 492 *bytes*.

BER	PER			
	IP-sobre-WDM	IP-sobre-MPLS	IPv6-sobre-MPLS	6PE
1,0E-15	3,162E-10	3,165E-10	3,181E-10	3,197E-10
5,0E-15	1,581E-09	1,583E-09	1,591E-09	1,599E-09
1,0E-14	3,162E-09	3,165E-09	3,181E-09	3,197E-09
5,0E-14	1,581E-08	1,583E-08	1,591E-08	1,599E-08
1,0E-13	3,166E-08	3,169E-08	3,185E-08	3,201E-08
5,0E-13	1,583E-07	1,584E-07	1,592E-07	1,600E-07
1,0E-12	3,165E-07	3,168E-07	3,184E-07	3,200E-07
5,0E-12	1,582E-06	1,584E-06	1,592E-06	1,600E-06
1,0E-11	3,165E-06	3,168E-06	3,184E-06	3,200E-06
5,0E-11	1,582E-05	1,584E-05	1,592E-05	1,600E-05
1,0E-10	3,165E-05	3,168E-05	3,184E-05	3,200E-05
5,0E-10	1,582E-04	1,584E-04	1,592E-04	1,600E-04
1,0E-09	3,164E-04	3,167E-04	3,183E-04	3,199E-04
5,0E-09	1,581E-03	1,583E-03	1,591E-03	1,599E-03
1,0E-08	3,160E-03	3,163E-03	3,179E-03	3,195E-03

Tabela 6.2. Valores de PER em função de BER obtidos através da expressão (6.4), para diferentes tipos de redes ópticas IPv4 e IPv6, num trajecto de 10 ligações e segmentos TCP de 492 *bytes*.

Por observação da figura 6.20 e da tabela 6.2, pode verificar-se que a rede *IP-sobre-WDM* (cujo tamanho dos pacotes é menor) tem uma *PER* menor do que nas restantes redes, e a rede *6PE* (o tamanho do pacotes é maior) tem uma *PER* pior. No

entanto, independentemente do tipo de rede, a *PER* é da mesma ordem de grandeza, sendo mesmo a diferença muito pouco significativa, o que se pode observar na tabela 6.2. Na figura 6.20 verifica-se que as curvas são coincidentes, não sendo visível a diferença entre elas (só é visível a diferença entre as curvas se se ampliar várias vezes o gráfico).

## 6.4 Informação Fragmentada em Pacotes de Dados

Nas secções anteriores realizou-se uma análise de probabilidades por pacote de dados, ao nível das camadas de transporte, de rede e de dados. No entanto, essa análise não permite extrair conclusões em termos do volume de tráfego da rede.

Considere que se pretende transmitir entre dois pontos um determinado conjunto de informação proveniente da camada de aplicação. Esta informação contém  $N$  bits fragmentada em  $K$  pacotes *TCP/IP*, em que  $T$  é o tamanho dos segmentos *TCP*,  $t$  é o número de bits do cabeçalho *TCP*,  $K$  é o arredondamento para cima da divisão inteira de  $N$  por  $T-t$ , e o cabeçalho *IP* e o “guard-time” têm  $M$  e  $\tau$  bits, respectivamente (figura 6.21.b).

No caso em que a informação é encapsulada num único pacote *IP* (figura 6.21.a), a probabilidade de perda do pacote de dados (apenas ao nível da camada de rede) é  $P_e(E_{IP}, M, p)$ . No entanto, se essa informação for fragmentada em  $K$  pacotes *IP* com o campo de dados de  $T$  bits (que inclui os  $t$  bits do cabeçalho *TCP*), figura 6.21.b), no núcleo da rede os únicos erros que podem igualmente resultar em perda de (pacotes de) dados são os erros nos cabeçalhos *IP*.

Considere-se uma ligação directa entre nós intermédios da rede, em que  $p$  é o *BER*,  $M$  é o número de bits dos cabeçalhos *IP*,  $K$  é o número de pacotes dados em que é fragmentada a informação, e  $E_{IPK}$  é o conjunto de erros nos  $K$  cabeçalhos dos pacotes *IP* que constituem a trama. Então a probabilidade de perda de informação,  $P_e(E_{IPK}, M \cdot K, p)$ , é a probabilidade de haver erros nos cabeçalhos desses  $K$  pacotes *IP*.

Para ilustrar o descrito no parágrafo anterior, considere-se um exemplo simples e meramente académico, em que *BER* é  $p = 0.01$ , o cabeçalho *IP* tem  $M = 2$  bits, não tem cabeçalho *TCP* ( $t = 0$ ), a informação a enviar tem  $N = 9$  bits. Caso se pretenda fragmentar a informação em vários pacotes, se o tamanho do campo de dados é  $T = 2$  bits; então são necessários  $K = 5$  pacotes para enviar os  $N$  bits de dados fragmentados.

Se a informação for transmitida num único pacote da camada de rede, a probabilidade de erros no cabeçalho *IP* é:

$$P_1(E_{IP}, M, p, K = 1) = 1 - (1 - p)^2 = 0,0199 \quad (6.52)$$

Se a informação for enviada fragmentada em 5 pacotes, então a probabilidade de erros nos cabeçalhos  $IP$  é:

$$P_5(E_{IP}, M, p, K = 5) = 1 - (1 - p)^{10} = 0,0957 \quad (6.53)$$

Ao nível da camada de transporte, no caso de ser transmitida a informação num só segmento  $TCP$  (figura 6.21.a), a probabilidade de erros ou probabilidade de perda do segmento  $TCP$  é  $P_e(E_{TCPK}, t+N, p)$ . Se a informação for fragmentado em  $K$  segmentos  $TCP$  (figura 6.21.b), a probabilidade de perda da informação é  $P_e(E_{TCPK}, K \cdot t+N, p)$  ou  $P_e(E_{TCPK}, K \cdot T, p)$ , ou seja, é a probabilidade de erros nos  $K$  segmentos  $TCP$ . No caso de redes  $IP$ -sobre- $MPLS$ , considerando  $E_{HMPLS}$  o conjunto de erros nos cabeçalhos  $MPLS$ , a probabilidade de perda de dados é  $P_e(E_{HMPLS}, K \cdot L, p)$  (figura 6.21.c).

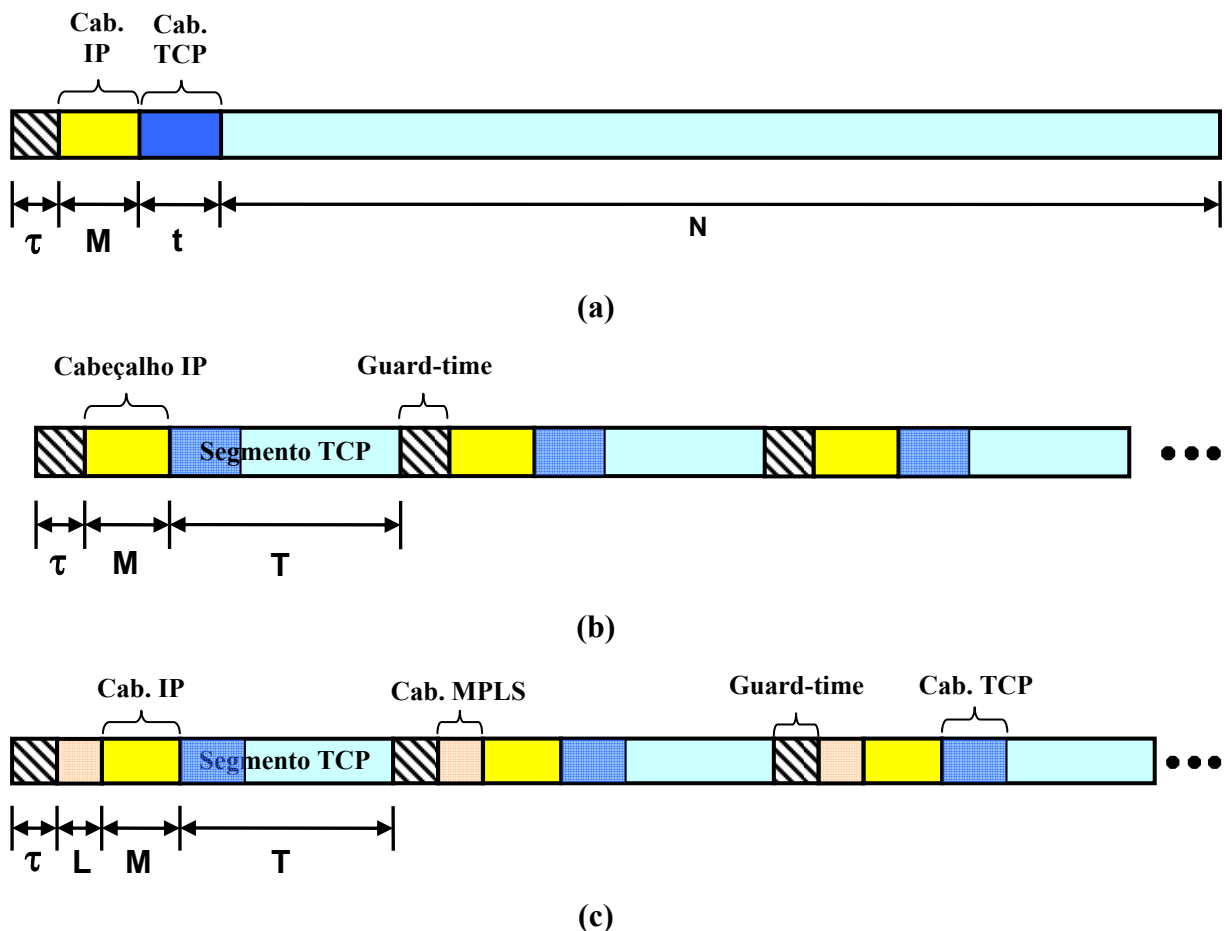


Figura 6.21. (a) Pacote TCP/IP com o campo de dados correspondente à totalidade da informação.

(b) Informação fragmentada em  $K$  pacotes TCP/IP com o campo de dados de  $T$ - $t$  bits.

(c) Informação fragmentada em  $K$  pacotes IP-sobre-MPLS com o campo de dados de  $T$ - $t$  bits.

Nas próximas subsecções são analisadas as probabilidades de erros em conjuntos de pacotes  $IP$ : nos nós intermédios de uma rede  $IP$ -sobre- $WDM$  (secção 6.4.1), no caso

extremo-a-extremo de redes *IP-sobre-WDM*, de redes *IP-sobre-MPLS* e de redes ópticas híbridas (secção 6.4.2). Entre outros aspectos, é analisada a influência do tamanho dos pacotes *IP* e do número de ligações no trajecto entre o emissor e o receptor nas probabilidades de perda ou de erros na informação transmitida.

#### 6.4.1 Redes *IP-sobre-WDM* (ao Nível da Camada de Rede)

De forma análoga à efectuada no cálculo da probabilidade de perda de pacotes *IP* numa rede, consideremos um trajecto com  $X$  ligações entre os nós origem e destino. Cada ligação entre pares de nós é  $j=1, 2, \dots, X$  e  $p_j$  é o *BER*. A probabilidade de erros em conjuntos de pacotes *IP* é  $P_{ej}(E_{IPK}, K \cdot M, p_j)$ , sendo  $M$  o número de *bits* do cabeçalho *IP* e  $K$  o número de pacotes em que é fragmentada a informação.

Assumindo que o *BER* é igual em todas as ligações ( $p=p_1=p_2=\dots=p_X$ ), a probabilidade de erros total em conjuntos de pacotes *IP* após um trajecto com  $X$  ligações é  $P_e(E_{IPKX}, K \cdot M \cdot X, p)$ , e  $E_{IPKX}$  é o conjunto de erros nos  $K$  cabeçalhos dos pacotes *IP* e para o trajecto com  $X$  ligações.

Ao nível de simulação, pretende-se analisar a probabilidade de perdas de pacotes *IP* quando, entre os nós origem e destino, estes são encaminhados em função da informação da tabela de encaminhamento existente em cada nó. Considere-se uma rede com 6 nós, segundo a topologia lustrada na figura 6.22. Geram-se aleatoriamente informação de 10 *kilobytes*, que por sua vez, é fragmentada em pacotes *IP* (de 100, 512 e 1024 *bytes*) e que deverão ser encaminhadas através do trajecto [ACDE]. O *BER* é considerado constante ao longo de todo o trajecto. Os pacotes *IP* são transmitidos do nó *A* ao nó *C*. A informação, cujos pacotes *IP* têm erros no cabeçalho, é considerada com erros. Se a totalidade dos pacotes *IP* correspondentes a um determinada informação não tiverem erros detectados, essa informação é considerado sem erros. Os pacotes *IP* correspondentes a um determinado conjunto de informação que tiverem erros no nó *C*, do ponto de vista de simulação, não são processados no nó *D*. No nó *D* é repetido o procedimento efectuado no nó *C*, os pacotes *IP* com erros são descartados no nó *D* ou são encaminhados para o nó *F*.

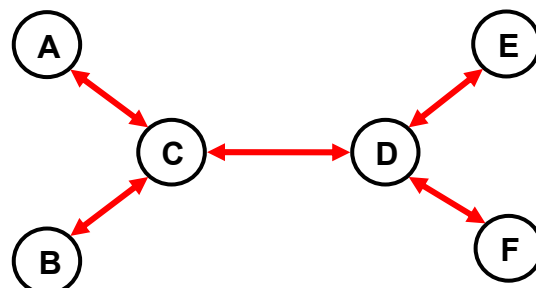


Figura 6.22. Diagrama de uma rede com 6 nós.

Tal como em simulações anteriores, os erros são gerados aleatoriamente em função de  $BER$  e há uma variável que efectua a contagem dos pacotes de dados com erros,  $N_{terr}$ , contabilizando os erros existentes nos cabeçalhos  $IP$  dos pacotes que constituem a informação. O valor simulado da probabilidade de erros na informação fragmentada em  $K$  pacotes  $IP$ ,  $P_{KS}(E_{IPKX}, M, K, X, p)$ , é a razão entre o número de pacotes com erros nos cabeçalhos  $IP$ ,  $N_{err}$ , e o número total de pacotes  $IP$  transmitidos,  $N_{IP}$ , dado por:

$$P_{KS}(E_{IPKX}, M, K, X, p) = \frac{N_{err}}{N_{IP}} \quad (6.54)$$

Na figura 6.23 encontra-se uma comparação dos valores obtidos por simulação e os valores analíticos da probabilidade de erros pacotes  $IP$ , após dois nós intermédios ( $X=2$ ) em função de  $BER$  (entre  $10^{-8}$  e  $10^{-2}$ ) e do tamanho dos pacotes  $IP$ . As curvas teóricas e as obtidas por simulação têm traçados semelhantes, o que permite validar a expressão analítica. Neste caso, o tamanho dos pacotes  $IP$  tem influência na probabilidade de erros (ao contrário do verificado na subsecção 6.1.1), quanto mais pequenos são os pacotes  $IP$ , maior é número de pacotes transmitidos e também é maior a probabilidade de erros. Verifica-se também que se o tamanho dos pacotes  $IP$  for de 100 bytes, para  $BER$  pouco superiores a  $10^{-8}$ , a  $PER$  é cerca de 0.1%, é relativamente elevada, enquanto que para pacotes de 512 e de 1024 byte é aproximadamente uma ordem de grandeza inferior.

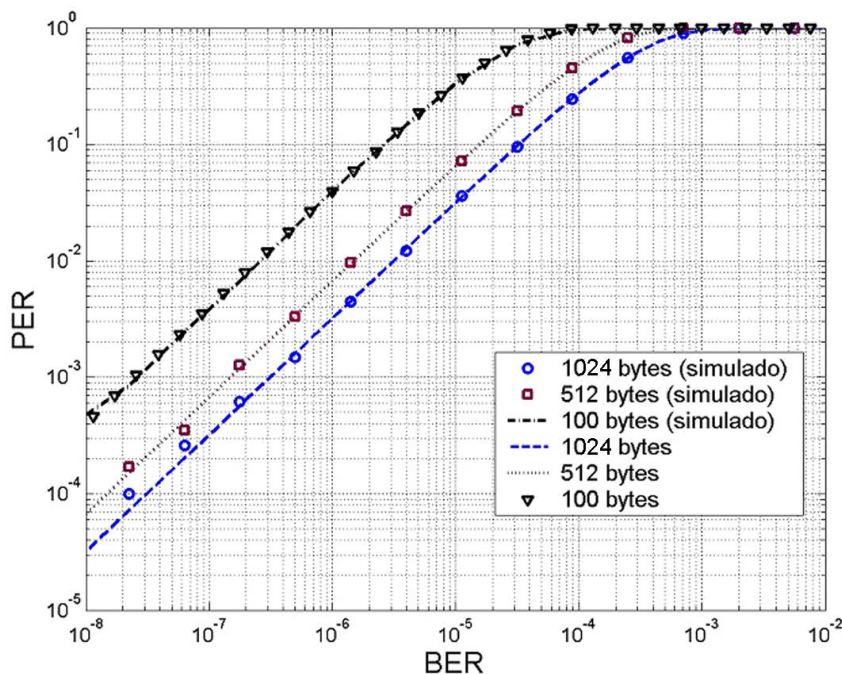


Figura 6.23. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em informação de 10 kilobyte, após duas ligações, fragmentados em pacotes IP de 100, 512 e 1000 bytes e em função de BER.

### 6.4.2 Redes IP-sobre-WDM e IP-sobre-MPLS

Nesta análise, considera-se a transmissão de informação (igualmente de 10 *kilobytes*) fragmentados em pacotes *TCP/IP*, entre os nós origem e destino, através de uma rede híbrida (duas redes *IP-sobre-WDM* interligadas por uma rede *IP-sobre-MPLS*, ilustrada na figura 6.16, tal como na secção 6.3.3).

Na camada de transporte, seja  $E_{TCPKZ}$  o conjunto de erros nos  $T$  *bits* dos  $K$  segmentos *TCP* (que constituem a trama) após  $Z$  ligações ( $Z=X_1+X_2+Y$ ). A probabilidade de erros em segmentos *TCP* após percorrerem o trajecto de  $Z$  ligações é  $P_e(E_{TCPKZ}, K \cdot T \cdot Z, p)$ . Na camada de rede, a probabilidade de erros nos  $K$  cabeçalhos *IP*, após o trajecto de  $Z$  ligações, é  $P_e(E_{IPKZ}, K \cdot M \cdot Z, p)$ , onde  $E_{IPKZ}$  é o conjunto de erros nos  $M$  *bits* dos  $K$  cabeçalhos *IP*. Finalmente, na rede *IP-sobre-MPLS*, a probabilidade de erros nos cabeçalhos *MPLS* no trajecto de  $Y$  ligações é  $P_e(E_{HMPLSKY}, K \cdot L \cdot Y, p)$ , onde  $E_{HMPLSKY}$  é o conjunto de erros nos  $L$  *bits* dos  $K$  cabeçalhos *MPLS*.

Aplicando um raciocínio análogo ao da secção 6.3.3 e considerando  $E_{TK}$  o conjunto de erros na trama de pacotes, a probabilidade de perda da trama em redes híbridas é  $P_e(E_T, L \cdot K \cdot Y + (M+T) \cdot K \cdot Z, p)$ . Desta forma, pode-se considerar as várias redes como uma única rede e o número total de nós por onde os pacotes *TCP/IP* são encaminhados é a soma dos nós por onde são encaminhados nas várias subredes. Por outro lado, o número de ligações em rede(s) *MPLS* deve ser somado ao expoente multiplicado pelo número de *bits* do cabeçalho *MPLS*.

A topologia de rede utilizada na simulação é a mesma considerada na secção 6.3.3 (figura 6.16). Para realizar as simulações efectuou-se um cálculo prévio do número de pacotes a serem transmitidos em função do tamanho dos pacotes *MPLS*,  $L+M+T$ , do número de pacotes,  $N_{total}$ , e do valor mínimo de *BER*,  $p_{min}=10^{-8}$ . Utilizando a expressão (6.6) (substituindo  $M$  por  $L+M+T$ ), determinou-se que  $N_{total}$  deve ser superior a  $1,2 \times 10^4$ , para todos os tamanhos dos pacotes *MPLS* (104, 516 e 1028 *bytes*). Foram gerados  $2 \times 10^4$  conjuntos de pacotes.

A figura 6.24 apresenta uma comparação entre os valores obtidos por simulação e os teóricos da probabilidade de erros em conjuntos de pacotes de dados numa rede híbrida, em função de *BER* e do tamanho dos pacotes, para um trajecto com 7 ligações. A figura 6.25 tem uma comparação semelhante em função do número de ligações (o número de ligações na rede *MPLS* é aproximadamente  $\frac{1}{3}$  da totalidade; ou seja, os trajectos com 4, 15 e 30 ligações têm, respectivamente, 1, 5 e 10 ligações pertencentes à rede *MPLS*).



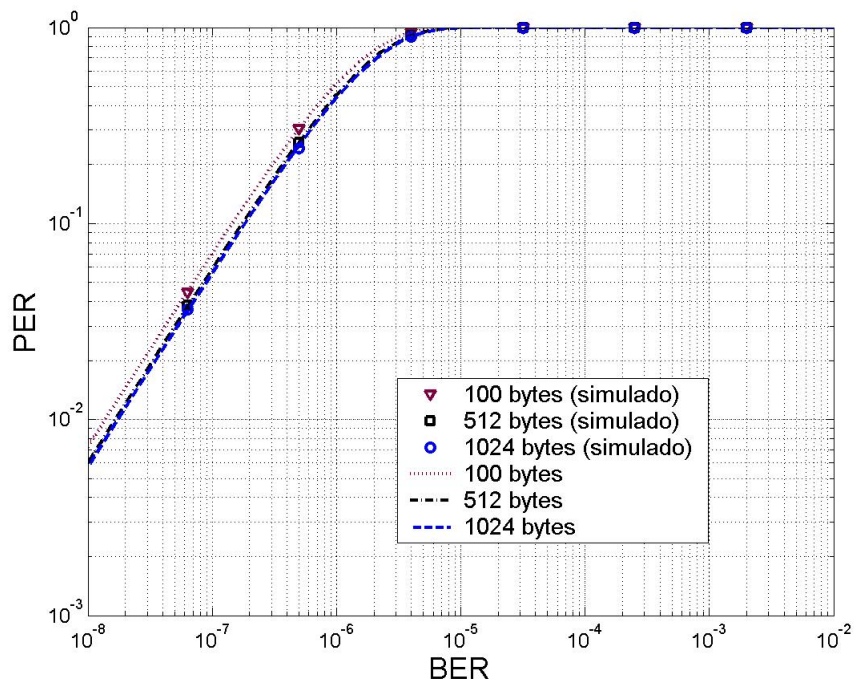


Figura 6.24. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em tramas de pacotes IP num trajecto com 7 ligações, em função de BER e do seu tamanho.

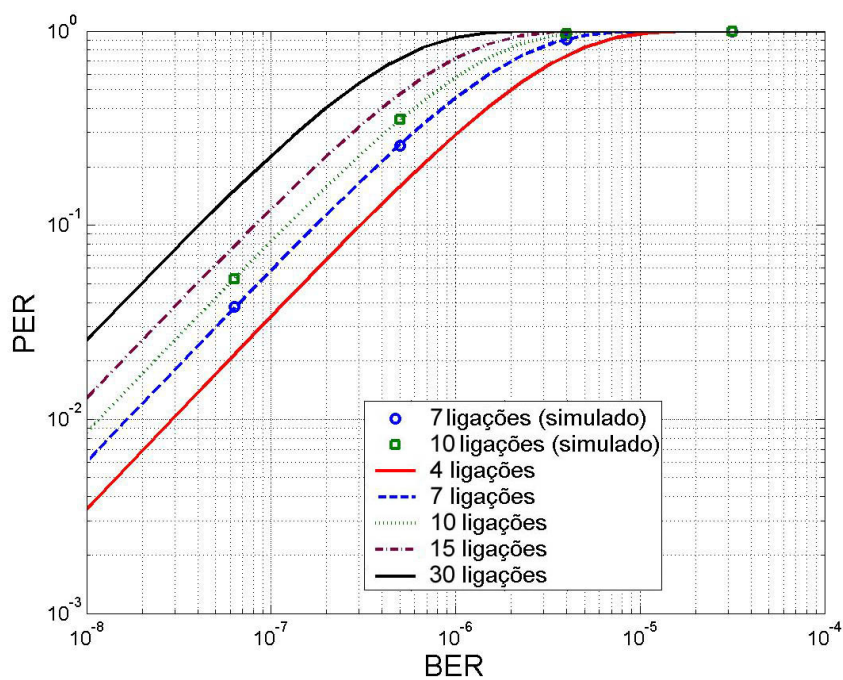


Figura 6.25. Valores teóricos e obtidos por simulação da probabilidade de erros em tramas de pacotes IP de 512 bytes, em função de BER e do número de ligações.

Como se pode observar na figura 6.24 e na figura 6.25, os resultados analíticos e simulados são muito semelhantes, o que permite validar as expressões analíticas. Pode observar-se que, no caso de uma rede com um tamanho significativo, com trajectos de 15 a



30 nós, a razão de pacotes perdidos pode atingir valores da ordem de ou superiores a 1%, mesmo para valores relativamente baixos de  $BER$  (por ex.:  $10^{-8}$ ). Também se pode observar que a diminuição do tamanho dos pacotes  $IP$  e/ou o aumento do número de ligações no trajecto, aumenta não-linearmente a probabilidade de erros em pacotes. No entanto, na figura 6.24, pode observar-se que se a informação for fragmentada em pacotes  $IP$  de 512 ou de 1024 *bytes*, a diferença da probabilidade de erros não é muito significativa, sendo ligeiramente superior para o caso de pacotes  $IP$  de 512 *bytes*.

## 6.5 Utilização de FECs

Actualmente, os  $FECs$  em sistemas de comunicação ópticos são implementados em electrónica (e não ao nível óptico), sendo utilizados em ligações de grandes distâncias (por exemplo, em ligações transatlânticas), onde não é viável a retransmissão de pacotes de dados. Isto significa que os  $FECs$  são utilizados em nós fronteira das redes ópticas<sup>[13]-[15]</sup>. Para sistemas de comunicação ópticos há duas normas recomendadas pela  $ITU$ , a norma  $ITU-T G.709$  e a norma  $ITU-T G.975$ <sup>[14]</sup>, destinadas aos sistemas de comunicação ópticos. Nas especificações da norma  $ITU-T G. 975$  é considerado o código  $RS(255,239)$ .

Na subsecção 6.5.1 é efectuado um estudo e análise de ligações ópticas em termos do número de erros em função do  $BER$ , o que permite determinar um intervalo de confiança na correcção de erros. Desta forma, para um valor máximo de  $BER$ ,  $p_{max}$ , pode determinar-se quais as especificações que o esquema  $FEC$  deve ter para tornar viável essa ligação óptica, de modo a garantir uma determinada percentagem de sucesso na correcção de erros.

Na subsecção 6.5.2 é efectuada uma análise, em termos da  $PER$ , do código  $RS(255,239)$ , utilizado em ligações ópticas submarinas de longa distância, sendo a informação segmentada em  $K$  fragmentos.

### 6.5.1 Intervalo de Confiança na Correcção de Erros

Em sistemas de comunicação por fibra óptica e em sistemas de telecomunicações via satélite ou em redes sem fios, nem sempre é possível ou viável efectuar a retransmissão de pacotes de dados. Nestes casos, a solução passa pela utilização de esquemas do tipo  $FEC$  (ou do tipo  $ARQ/FEC$ )<sup>[17],[18]</sup>. No contexto de esquemas de correcção de erros e em função dos resultados obtidos na subsecção 6.1.1, pode considerar-se um intervalo de confiança percentual, em função de  $BER$  e da capacidade de correcção de um número de erros. O intervalo de confiança é definido como o número de erros que podem existir tendo em conta a capacidade de correcção de erros do  $FEC$  utilizado para um determinado  $BER$ . Na

implementação de esquemas de *FEC* em ligações entre pares de nós, deve ter-se presente o número de erros nos pacotes recebidos que o *FEC* implementado deve corrigir, e o valor máximo do *BER* para o qual é possível efectuar a correcção de um determinado número de erros com uma percentagem de sucesso que garanta a eficiência da sua utilização. Nesta secção, o objectivo é encontrar uma expressão que permita determinar um intervalo de confiança em função do número de erros por pacote de dados e do *BER*, de modo que seja possível determinar as especificações do *FEC*, para uma dada ligação.

Em determinadas condições, a distribuição binomial pode ser aproximada por um processo de *Poisson*. Segundo a distribuição binomial, a média e o desvio padrão do número de erros, em função de *BER*,  $p$ , e do número de *bits* na sequência,  $N$ , são dados, respectivamente, pelas seguintes expressões:

$$\mu_b = N \times p \quad (6.55)$$

$$\sigma_b = N \times p \cdot (1 - p) \quad (6.56)$$

Por definição, a função densidade de *Poisson*, função da média e do número de erros, é dada pela seguinte expressão:

$$P(x) = \frac{\mu^x e^{-\mu}}{x!} \quad (6.57)$$

sendo  $x$  o número de erros e  $\mu$  a média de erros. A média,  $\mu$ , e o desvio padrão,  $\sigma$ , do número de erros são dados pelas expressões (6.58) e (6.59), respectivamente.

$$\mu = N \times p \quad (6.58)$$

$$\sigma = \sqrt{N \times p} \quad (6.59)$$

A distribuição binomial pode ser aproximada por uma distribuição de *Poisson* quando  $N$  é elevado e  $p$  é pequeno <sup>[16]</sup>:

$$\begin{aligned} \binom{N}{k} \cdot p^k \cdot (1-p)^{N-k} &= \frac{n(n-1)\Lambda (N-k+1)}{k!} \left(\frac{\mu}{N}\right)^k \left(1-\frac{\mu}{N}\right)^{N-k} \\ &\approx \frac{\mu^k}{k!} \left(1-\frac{\mu}{N}\right)^{N-k}, \text{ se } k \ll N \text{ (} k \text{ é o número de erros)} \\ &\approx \frac{\mu^k e^{-\mu}}{k!}, \text{ se } N \text{ é grande} \end{aligned}$$

O factor exponencial vem da seguinte aproximação:

$$\log\left(1 - \frac{\mu}{N}\right)^N = n \cdot \log\left(1 - \frac{\mu}{N}\right) = n\left(-\frac{\mu}{N} - \frac{1}{2} \cdot \frac{\mu^2}{N^2} - K\right) \approx -\mu, \text{ se } \frac{\mu}{N} \approx 0$$

Considere-se, por exemplo, um cenário, simplificado e meramente académico, em que se pretende transmitir dados de uma aplicação multimédia (sinais digitais de áudio ou de vídeo) em datagramas, através de uma ligação óptica de banda larga e com elevada taxa de transferência e de grande distância. Assume-se inicialmente a utilização do protocolo *UDP* na camada de transporte, sem pseudo-cabeçalho, com o *checksum UDP* desactivo, e com um esquema *FEC* que apenas corrige os erros existentes ao nível da camada de rede.

Analisou-se por simulação a distribuição do número de erros em função do *BER*, obtendo-se os histogramas da figura 6.26. De notar que nesses histogramas encontra-se também uma curva que corresponde à aproximação do número de erros por um processo de *Poisson*. As ocorrências de pacotes/cabeçalhos sem erros não são consideradas nos histogramas.

Na figura 6.26 e na tabela 6.3 pode-se confirmar que, por análise dos resultados da simulação, aumentando o *BER*, o número médio de erros em cabeçalhos *IP* aumenta, assim como, o seu desvio-padrão. Também se pode verificar que a probabilidade de erros não-detectáveis é máxima quando o *BER* é aproximadamente 0.07, o que provoca  $11 \pm 3$  erros nos cabeçalhos *IP* (de acordo com os dados obtidos por simulação).

Conforme o *BER* aumenta e, consequentemente, o número de erros por pacote aumenta, verifica-se um aumento das rajadas de erros por pacote, assim como, do número de erros por rajada de erros. Este tipo de padrões de erros são detectáveis<sup>[1]</sup>, o que permite justificar o facto de, a partir de certo valor de *BER*, a probabilidade de erros não-detectáveis diminuir, sendo não detectados apenas em casos muito esporádicos.

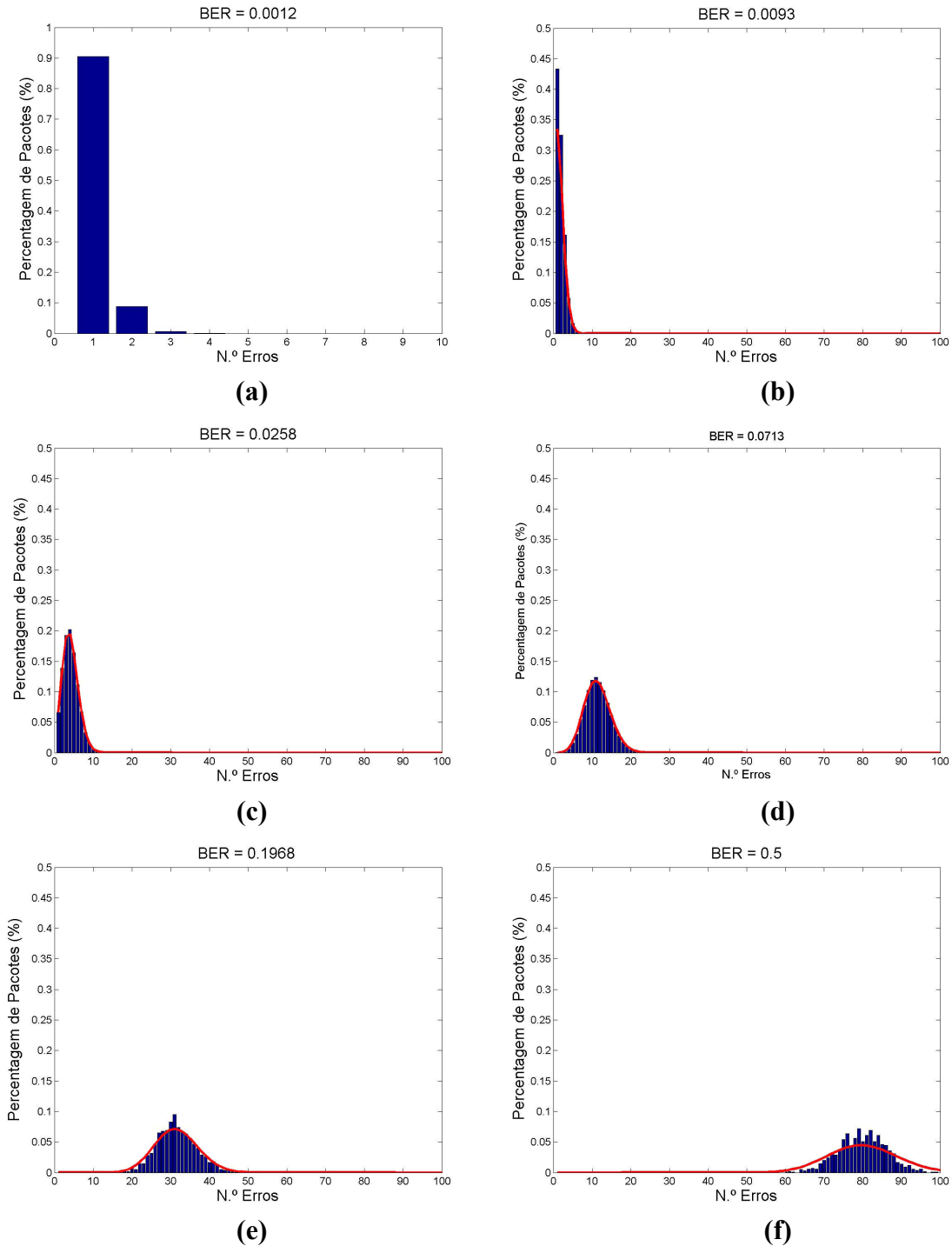
BER	Número de Erros	
	Média	Desvio-Padrão
0.0012	1.1	0.33
0.0093	1.9	1.04
0.0258	4.2	1.96
0.0712	11.4	3.26
0.1968	31.5	5.04
0.5000	79.9	6.20

**Tabela 6.3. A média e desvio padrão do número de erros em função de BER obtidos por simulação (sem contabilizar pacotes sem erros).**

A concordância entre os histogramas e a curvas traçadas permite concluir que a aproximação da distribuição do número de erros em função de *BER* por um processo de *Poisson* é válida. Também se podem obter os limites inferior e superior da distribuição do número de erros em função da média e do desvio padrão, *li* e *ls*, respectivamente (expressões (6.60) e (6.61)): o limite inferior é obtido pela subtracção do desvio padrão à média; o limite superior é a soma da média com o desvio padrão.

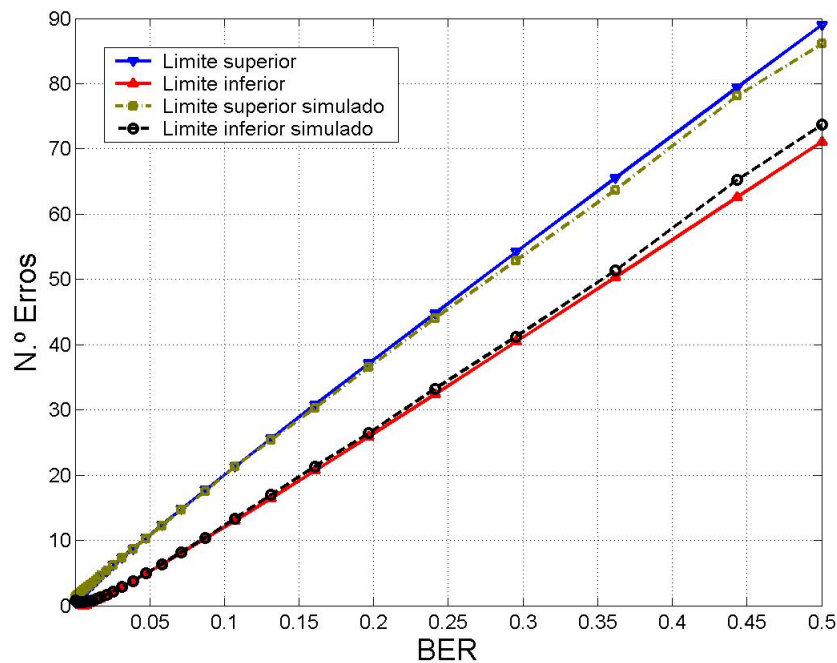
$$li = \mu - \sigma \tag{6.60}$$

$$ls = \mu + \sigma \tag{6.61}$$



**Figura 6.26.** Histogramas do número de pacotes gerados em função número de erros e a respectiva aproximação através de uma função densidade de Poisson. (a) BER = 0.0012. (b) BER = 0.0093. (c) BER = 0.0258. (d) BER = 0.0712. (e) BER = 0.1958. (f) BER = 0.5.

Na figura 6.27 pode-se observar que as curvas delimitadoras do número de erros por cabeçalho *IP* que acontecem em função de *BER* e com aproximação por um processo de *Poisson* são muito próximas das obtidas por simulação, principalmente para valores de *BER* inferiores a 0.2. Os limites obtidos pelo processo de *Poisson* englobam os obtidos por simulação.



**Figura 6.27. Média +/- desvio padrão do número de erros, comparação dos limites superior e inferior dos valores teóricos (de Poisson) e dos obtidos por simulação.**

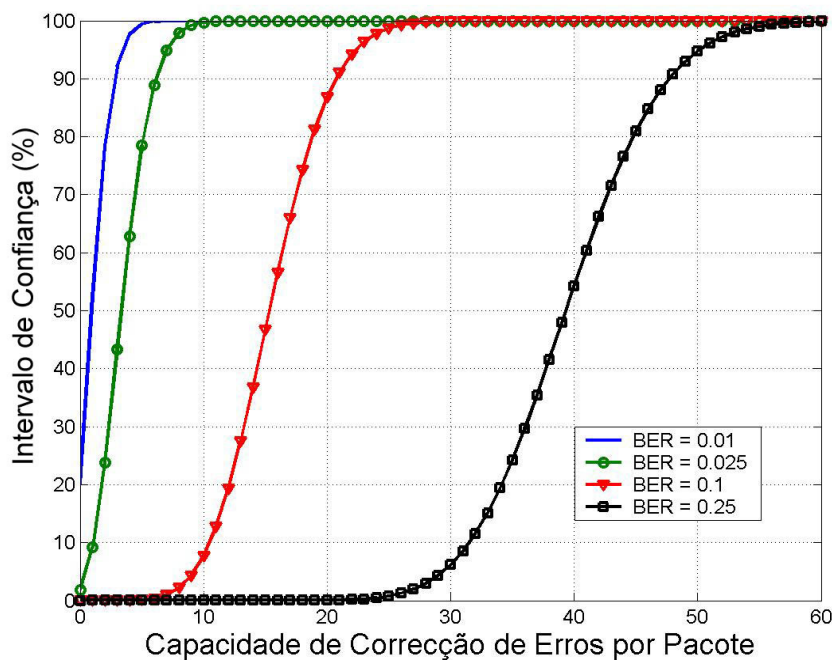
Tendo esquemas de correção de erros implementados e em função dos resultados obtidos, define-se intervalo de confiança como a percentagem de pacotes com no máximo *K* erros que podem ser corrigidos por um determinado *FEC* utilizado. Dada a média e o desvio padrão em função de *BER*, que se podem obter através das equações (6.58) e (6.59), e a partir da aproximação à binomial, tem-se a seguinte função do processo de *Poisson*:

$$F(x \leq K) = \sum_{i=0}^K \frac{\mu^i e^{-\mu}}{i!} \tag{6.62}$$

onde *K* é número máximo de erros corrigível pelo *FEC*, para um determinado valor constante de *BER*. Considerando uma ligação com um valor máximo do *BER*, e utilizando um determinado *FEC* para correção de erros, sabe-se qual é a percentagem de pacotes com erros que este permite ou deve corrigir.

Na figura 6.28 encontram-se algumas curvas do intervalo de confiança, para valores constantes de  $BER$ . Por exemplo, num trajecto entre o emissor e o receptor com  $BER_{Total}=0.1$ , um  $FEC$  com a capacidade de correcção até 10 erros, permite-o fazer com aproximadamente 10 % de intervalo de confiança, ou seja, apenas 10 % dos pacotes que chegam ao receptor serão corrigidos; um  $FEC$  com uma capacidade de correcção até 20 erros por pacote tem um intervalo de confiança de aproximadamente 95 %. Neste caso, o ideal seria ter um  $FEC$  com capacidade de correcção superior a 25 erros, dado que, acima desse valor, o intervalo de confiança é de aproximadamente 100 %, o que permite corrigir todos os pacotes com menos de 25 erros.

O conceito de intervalo de confiança pode ser aplicado de igual forma a outros cenários com várias camadas protocolares. No caso de se assumir um trajecto com mais do que uma ligação, a média e o desvio-padrão da distribuição binomial são calculados em função da probabilidade de erros total nesse trajecto. O intervalo de confiança visa determinar as necessidades da ligação óptica em função do  $BER$  máximo admissível, de modo a garantir fiabilidade de transporte de dados.



**Figura 6.28.** Intervalo de confiança em função da capacidade correcção de erros por cabeçalho IP do FEC. Valores obtidos através da distribuição de Poisson.

A utilização de  $FECs$  numa ligação pode envolver a fragmentação dos pacotes de dados e a concatenação de  $bits$  de redundância a cada um dos fragmentos - o número total de  $bits$  transmitidos e sujeitos a erros aumenta. Dado que para um dado código de correcção de erros se conhece o tamanho de cada fragmento e número de erros que este

corrige, outra forma de abordar esta questão do intervalo de confiança (talvez mais rigorosa) é aplicar esta análise directamente ao código *FEC* que se pretende utilizar e determinar as suas curvas de intervalo de confiança.

### 6.5.2 Análise do Código RS(255, 239) (ITU-T G. 975)

Nesta secção analisa-se o código *RS(255, 239)*, considerado nas especificações da norma *ITU-T G. 975*, em que se considera uma ligação de longa distância entre dois nós de uma rede *IP-sobre-WDM*, onde não é viável a retransmissão de pacotes de dados. O desempenho é analisado através de uma comparação da probabilidade de erros em função do *BER* de uma ligação simples e de uma ligação com *FEC*.

Como já referido anteriormente, o código *RS(255, 239)* permite corrigir até 8 erros aleatórios e erros de rajada até 64 *bits*. Nesta análise tem-se em conta apenas a capacidade de correcção de 8 erros aleatórios e não é considerada a capacidade de correcção de erros de rajada. Considerando que, do ponto de vista genérico, os pacotes *TCP/IP* têm  $M+T$  *bits* de comprimento ( $M$  *bits* do cabeçalho *IP* e  $T$  *bits* do segmento *TCP*), estes são fragmentados em  $K$  fragmentos de  $N$  *bits* ( $H$  *bits* pertencentes ao pacote *TCP/IP* e  $N-H$  *bits* de redundância do código *RS(255, 239)*). O comprimento dos  $K$  fragmentos tem um tamanho de  $K \times N$ .  $K$  é o arredondamento para cima da divisão inteira de  $M+T$  por  $H$ , ou seja,  $K \times H \geq M+T$ . A figura 6.29 ilustra o processo de fragmentação dos pacotes *TCP/IP* e de concatenação dos *bits* de redundância do código *RS(255, 239)* aos  $K$  fragmentos.

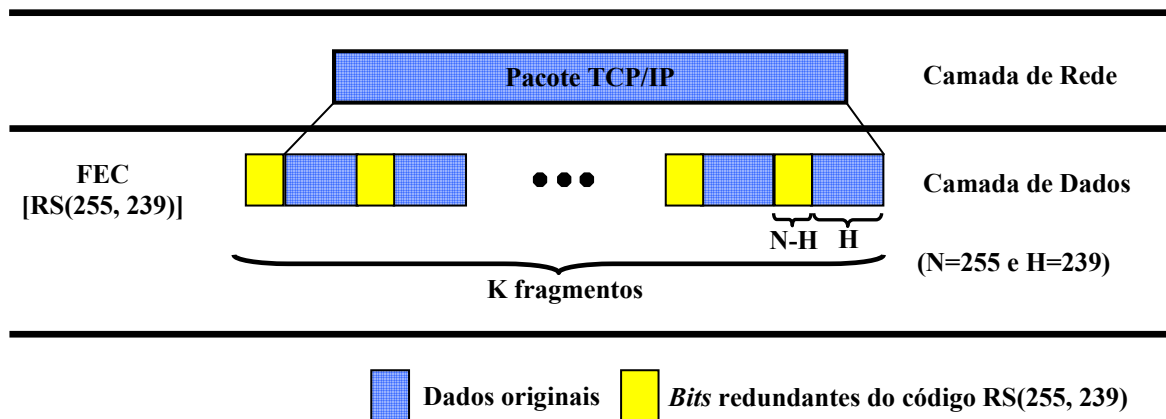


Figura 6.29. Fragmentação de pacote TCP/IP e concatenação de *bits* de redundância do código RS(255,239).

Seja  $E_{TCP/IP}$  o conjunto de erros nos pacotes *TCP/IP* e  $p$  o *BER* da ligação entre o emissor e o receptor. Assume-se que os pacotes *TCP/IP* são verificados na sua totalidade no nó destino. Seja ainda  $E_{RS_j}$  o conjunto de erros em  $j$  fragmentos pertencentes ao pacote *TCP/IP* ( $j \leq K$ ). A probabilidade de erros em cada fragmento é dada por:

$$P_{eRS}(E_{RS1}, N, p) = 1 - \sum_{i=0}^8 \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{N-i} \quad (6.63)$$

Para facilitar o desenvolvimento das equações, considere-se a seguinte função:

$$S(N) = \sum_{i=0}^8 \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{N-i} \quad (6.64)$$

Considere-se a ocorrência de erros em cada fragmento como acontecimentos independentes. Aplicando novamente a teoria clássica de *Laplace*, sejam  $E_{RS1}$  e  $E_{RS2}$  os conjuntos de erros em um e em dois fragmentos de um pacote *TCP/IP*. A probabilidade de erros nesses dois fragmentos,  $P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p)$ , em função da probabilidade de erros em cada um dos fragmentos,  $P_{eRS1}(E_{RS1}, N, 1, p)$ , é dada por:

$$P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p) = P_{eRS1}(E_{eRS1}, N, 1, p) \cup P_{eRS1}(E_{eRS1}, N, 1, p) \quad (6.65)$$

$$\Leftrightarrow P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p) = 2 \times P_{eRS1}(E_{eRS1}, N, 1, p) - P_{eRS1}(E_{eRS1}, N, 1, p)^2 \quad (6.66)$$

Substituindo  $P_{eRS1}(E_{RS1}, N, 1, p)$  pela expressão (6.63), obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p) = 2 \times [1 - S(N)] - [1 - S(N)]^2 \quad (6.67)$$

$$\Leftrightarrow P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p) = 1 - S(N)^2 \quad (6.68)$$

$$\Leftrightarrow P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p) = 1 - \left[ \sum_{i=0}^8 \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{N-i} \right]^2 \quad (6.69)$$

Seja  $E_{RS3}$  o conjunto de erros em três fragmentos de um pacote *TCP/IP*. A probabilidade de erros nesses três fragmentos,  $P_{eRS3}(E_{RS3}, N, 3, p)$ , em função da probabilidade de erros em um e em mais dois fragmentos,  $P_{eRS1}(E_{RS1}, N, 1, p)$  e  $P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p)$ , respectivamente, é dada por:

$$P_{eRS3}(E_{RS3}, N, 3, p) = P_{eRS1}(E_{eRS1}, N, 1, p) \cup P_{eRS2}(E_{eRS2}, N, 2, p) \quad (6.70)$$

Substituindo  $P_{eRS1}(E_{RS1}, N, 1, p)$  e  $P_{eRS2}(E_{RS2}, N, 2, p)$  pelas expressões (6.63) e (6.17), e simplificando a expressão resultante, obtém-se:

$$\Leftrightarrow P_{eRS3}(E_{RS3}, N, 3, p) = [1 - S(N)] + [1 - S(N)^2] - [1 - S(N)] \times [1 - S(N)^2] \quad (6.71)$$

$$\Leftrightarrow P_{eRS3}(E_{RS3}, N, 3, p) = 1 - \left[ \sum_{i=0}^8 \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{N-i} \right]^3 \quad (6.72)$$



Extendendo ao caso de  $K$  fragmentos, e por analogia com as expressões obtidas para o caso de 2 e 3 fragmentos, a probabilidade de erros no conjunto desses  $K$  fragmentos,  $P_{eRS}(E_{RSK}, N, K, p)$ , é dada por:

$$P_{eRS}(E_{RSK}, N, K, p) = 1 - \left[ \sum_{i=0}^8 \binom{N}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{N-i} \right]^K \quad (6.73)$$

No caso de os pacotes  $TCP/IP$  serem transmitidos sem se efectuar correcção de erros, a probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  é  $P_e(E_{TCP/IP}, M+T, p)$ . Se for incluído o código de correcção de erros  $RS(255, 239)$ , então a probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  é dada pela expressão (6.73).

Considerando os três tamanhos de pacotes  $TCP/IP$  de 100, 512 e 1024 bytes, tem-se que o número de fragmentos,  $K$ , é 4, 18 e 35, respectivamente. O comprimento total dos  $K$  fragmentos ( $N \times K$ ) correspondente é 1020, 4590 e 8925 bits. Na figura 6.30 encontram-se as curvas obtidas do cálculo da probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  sem  $FEC$ ,  $P_e(E_{TCP/IP}, M+T, p)$  e da probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  com  $FEC$ ,  $P_{eRS}(E_{RSK}, N, K, p)$ . Pode observar-se que as curvas com  $FEC$  têm uma  $PER$  inferior às curvas da  $PER$  sem  $FEC$ , pelo facto de efectuarem as correcções de erros de todos os pacotes com até 8 bits errados.

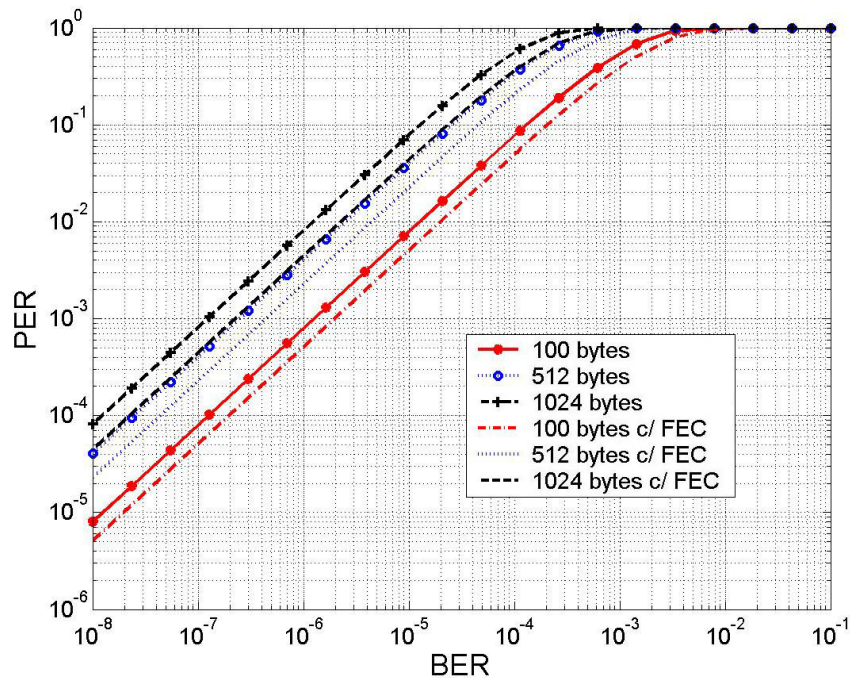


Figura 6.30. Valores analíticos da probabilidade de erros em pacotes  $TCP/IP$  (de 100, 512 e 1024 bytes) em função de BER, numa ligação WDM sem e com utilização do código de correcção de erros  $RS(255, 239)$ .

## 6.6 Estimação do PER em Função das Características de uma Ligação Óptica

No capítulo *V* foram apresentados os gráficos do *BER* em função das características da fibra, calculado através do método de estimação de aproximação gaussiana com *ISI*. Conjugando as equações (5.107), (5.105) e (5.101), obtém-se:

$$p = \sum_{i=1}^8 \left[ \frac{n_i}{n_t} \times \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \frac{Q_i}{\sqrt{2}} \right) \right] \quad (6.75)$$

$$\Leftrightarrow p = \sum_{i=1}^8 \left[ \frac{n_i}{n_t} \times \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \frac{1}{\sqrt{2}} \times \frac{\mu_{1i} - \mu_{0i}}{\sigma_{1i} + \sigma_{0i}} \right) \right] \quad (6.76)$$

Por uma questão de simplicidade, considere-se uma ligação óptica directa entre um par de nós de uma rede *IP-sobre-WDM* e pacotes *TCP/IP* de 512 bytes. Seja  $E_{TCP/IP}$  o conjunto de erros nos pacotes *TCP/IP*,  $M$  o número de *Bits* do cabeçalho *IP* e  $T$  o tamanho do segmento *TCP*. A probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* é  $P_e(E_{TCP/IP}, M+T, p)$ . Substituindo na expressão (6.4) o termo que deriva da expressão (6.76), obtém-se:

$$\begin{aligned} P_e(E_{TCP/IP}, M+T, \mu_0, \sigma_0, \mu_1, \sigma_1) &= \\ &= 1 - \left\{ 1 - \sum_{i=1}^8 \left[ \frac{n_i}{2 \cdot n_t} \cdot \operatorname{erfc} \left( \frac{1}{\sqrt{2}} \cdot \frac{\mu_{1i} - \mu_{0i}}{\sigma_{1i} + \sigma_{0i}} \right) \right] \right\}^{M+T} \end{aligned} \quad (6.77)$$

onde  $\mu_j = (\mu_{j1}, \dots, \mu_{j8})$  e  $\sigma_j = (\sigma_{j1}, \dots, \sigma_{j8})$  (para  $j=0$  e  $1$ ) são, respectivamente, vectores da média e do desvio-padrão dos símbolos binários 0 e 1.

Em função dos resultados obtidos no capítulo *V*, traçaram-se as curvas do *PER*, da figura 6.31 à figura 6.36, em função de alguns dos parâmetros de entrada considerados nas curvas do *BER*, como o comprimento da fibra, a dispersão cromática, a atenuação, o atraso de grupo diferencial devido à *PMD*, a potência de saída da fibra, o ritmo de transmissão e com a presença ou ausência de compensação através de *DCF*s. Pode-se observar que os efeitos sobre o *BER* são semelhantes aos efeitos sobre a *PER*. De notar que esta análise pode ser efectuada para diferentes tamanhos dos pacotes de dados, várias ligações ópticas e diferentes tipo de redes.

Nas figuras que se encontram em função do comprimento da fibra óptica verifica-se que o aumento do seu comprimento resulta num aumento da *PER*. A figura 6.31 ilustra uma simulação de uma ligação óptica com três tipos de fibra diferentes, cuja principal característica diferenciada é a sua dispersão. Pode observar-se a dependência do *PER* relativamente à dispersão da fibra: quanto maior a sua dispersão, mais elevado é o *PER*.

Utilizando uma *DSF* pode-se efectuar transmissão de dados a 10 Gb/s com uma *PER* relativamente baixa a distâncias de cerca de 1000 km. Numa ligação óptica com *NZDSF*, o seu comprimento é substancialmente inferior, de algumas dezenas de quilómetros. A estes ritmos de transmissão não é aconselhável utilizar *SMFs* em ligações de longa distância, dado que permitem valores baixos da *PER* para menos de uma dezena de quilómetros.

A figura 6.32. apresenta a variação da *PER* em função do ritmo de transferência e do comprimento da fibra. Pode observar-se que, taxas de transferência mais elevadas ( $\geq 80$  Gb/s) podem dificultar a transmissão de pacotes de dados, essencialmente, devido aos efeitos da dispersão, permitindo estabelecer ligações ópticas curtas (com menos de uma dezena de quilómetros).

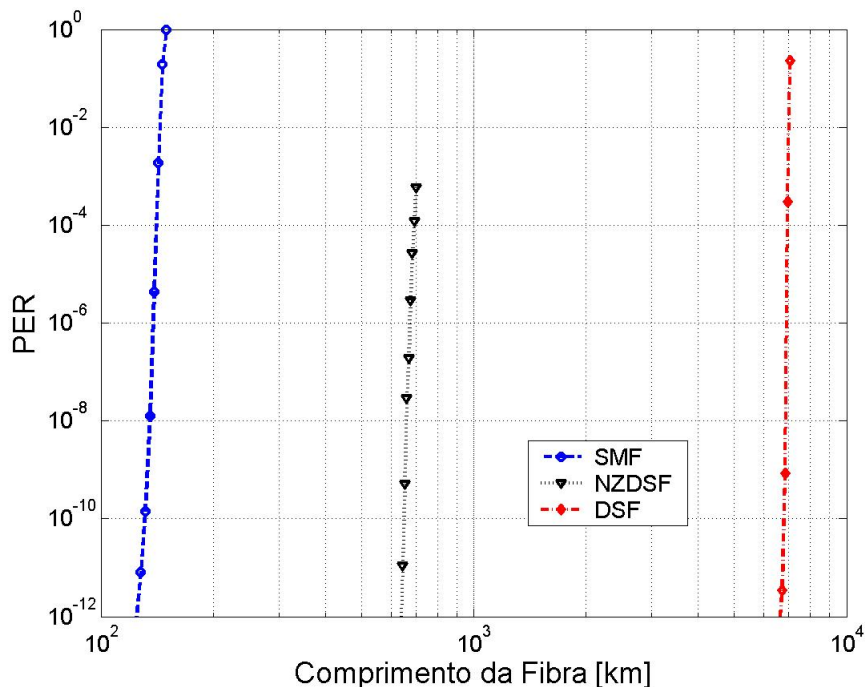


Figura 6.31. PER em função do comprimento da fibra e do tipo de fibra óptica (SMF, NZDSF e DSF).

Realizou-se outra simulação em que se compara o desempenho de uma ligação óptica a taxas de transferência de 10 Gb/s, com e sem compensação de dispersão através de *DCF*s os resultados obtidos e encontram-se ilustrados na figura 6.34. Neste caso, é possível verificar que a compensação da dispersão permite aumentar a distância de transmissão para mais de quatro vezes: considerando uma *PER* de 10<sup>-10</sup>, sem compensação da dispersão, o comprimento da fibra é de pouco mais de 100 km; com compensação de dispersão, o comprimento da fibra será ligeiramente superior a 450 km.

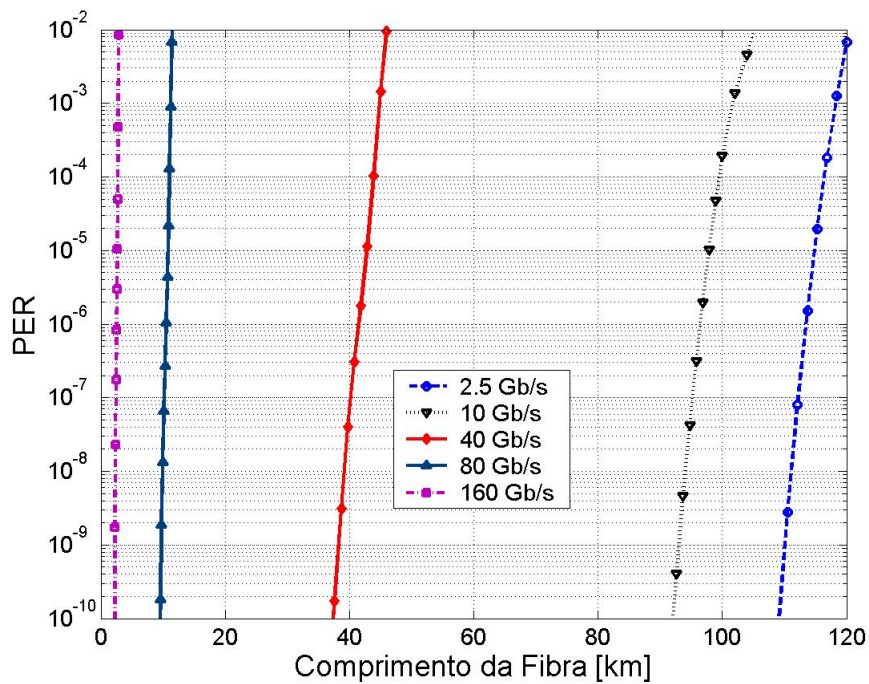


Figura 6.32. PER em função do comprimento da fibra e do ritmo de transmissão, para uma NZDSF.

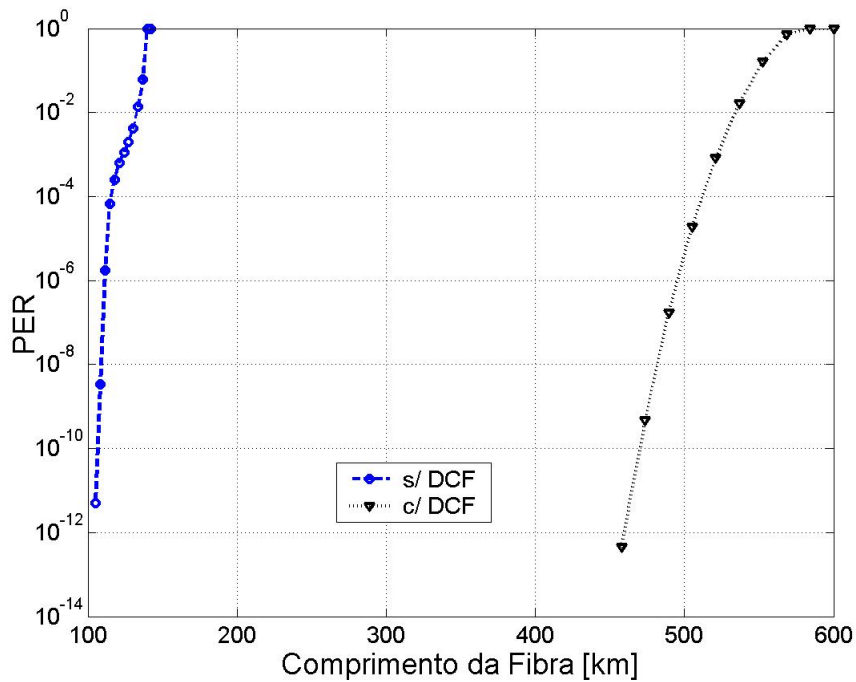


Figura 6.33. Efeito da compensação da dispersão, para uma ligação óptica com 5 troços de fibra, a 10 Gb/s. PER em função do comprimento da fibra.

A figura 6.34, ilustra a dependência da *PER* relativamente à variação da potência do sinal óptico. Como se pode observar nesta figura, o aumento da potência do sinal óptico, ao aumentar a relação sinal-ruído, tem um impacto positivo na *PER*, pois permite aumentar

significativa a distância de transmissão, mantendo os mesmos valores da *PER*. Por exemplo, o acréscimo de 0 dBm para 5 dBm permite, para obter os mesmos valores da *PER*, aumentar o comprimento da fibra em cerca de 25 km; aumentando a potência do sinal óptico para 10 dBm, resulta na possibilidade de ter aproximadamente 50 km a mais.

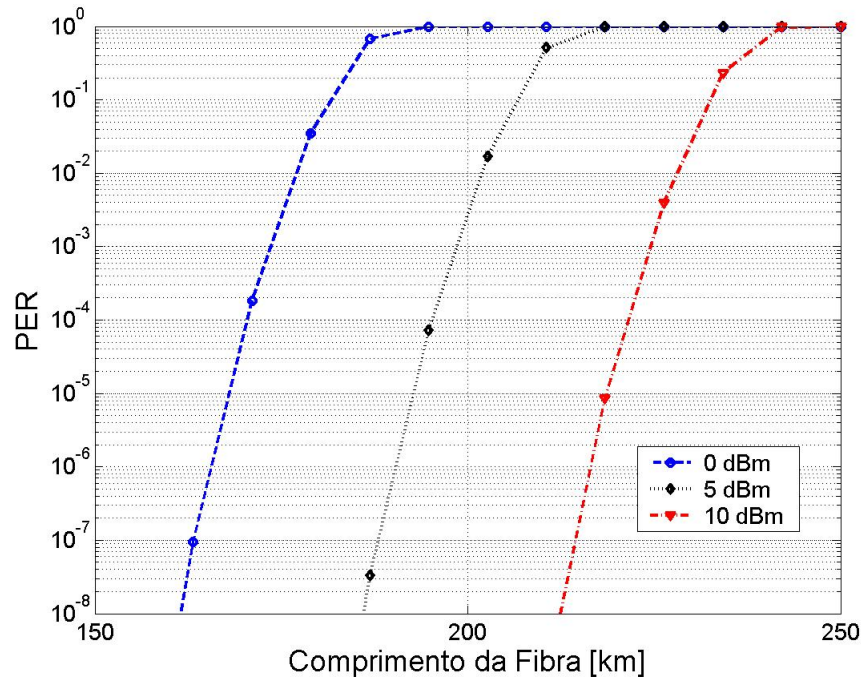


Figura 6.34. *PER* em função do comprimento da fibra e da potência do sinal óptico.

Na Figura 6.35 encontra-se a *PER* em função da potência óptica recebida e do atraso de grupo diferencial, devido à *PMD* de primeira e de segunda ordens. Pode observar-se que, a este nível de potências de sinal recebidas (entre -20 dBm e -15 dBm), para valores do atraso de grupo diferencial superiores a 20 ps, o desempenho da ligação em termos da *PER* é muito mau, aproximadamente 100 %. No entanto, desde que a potência óptica recebida seja superior a -16 dBm, para um atraso de grupo diferencial de 15 ps é possível ter uma *PER* baixa.

Finalmente, na figura 6.36 é apresentada, no caso de um sistema *WDM*, a *PER* de uma ligação óptica em função do comprimento da fibra, para dois canais (um canal exterior,  $C_1$ , e outro central,  $C_2$ ). Pode verificar-se que a diferença da *PER* entre os dois canais considerados é substancialmente diferente, sendo a *PER* bastante inferior no canal  $C_1$ , porque esse canal, comparativamente com o outro canal, sofre menos influência por parte dos restantes canais. Por exemplo, para uma *PER* de  $10^{-10}$ , o canal  $C_1$  pode percorrer uma distância de mais de 100 km do que o canal  $C_2$ . No entanto, pode observar-se que com o aumento do comprimento da fibra, essa diferença diminui, devido ao facto de os efeitos não-lineares fazerem-se sentir cada vez menos, por aproximação ao limiar de ruído.

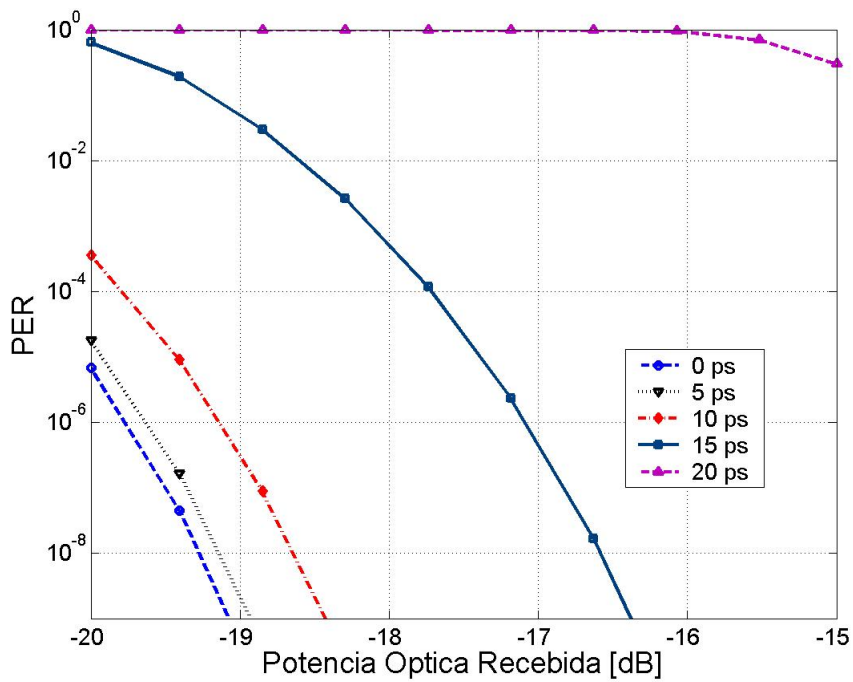


Figura 6.35. PER em função da potência de saída da fibra óptica e do atraso de grupo diferencial.

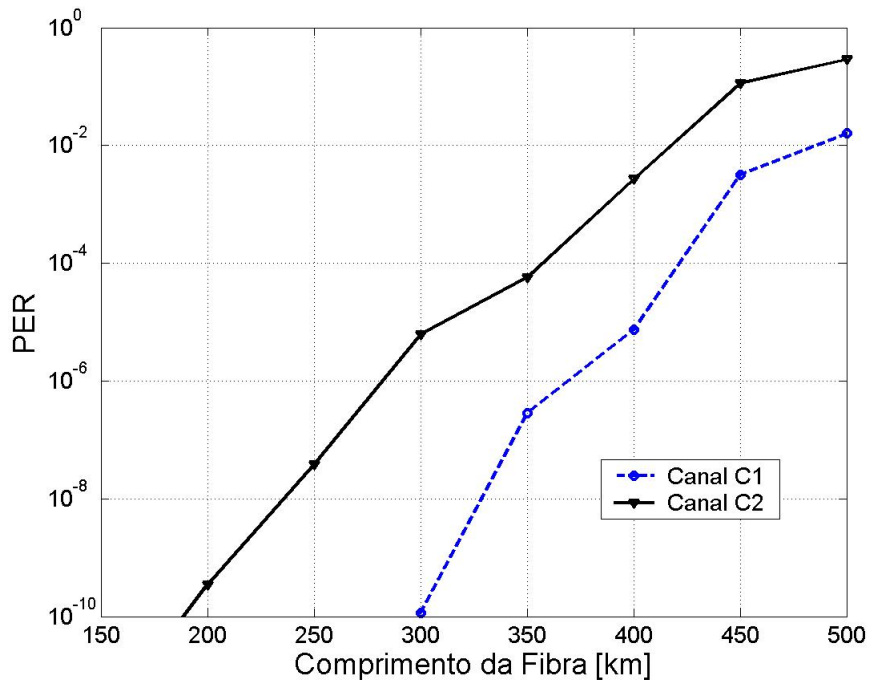


Figura 6.36. Efeito da FWM em dois canais,  $C_1$  e  $C_2$ , de um sistema WDM de 4 canais, para 5 troços de fibra, a 10 Gb/s. PER em função do comprimento da fibra.

## 6.7 Conclusões

Neste capítulo apresentou-se uma análise exaustiva das ferramentas de cálculo da probabilidade de erros em pacotes de dados, no domínio de camadas protocolares distintas. Desenvolveram-se ferramentas que permitem caracterizar os trajectos entre nós origem e destino em função do seu *BER*, do número de ligações existentes no trajecto, do tamanho dos pacotes de dados, do(s) protocolo(s) utilizado(s) e do tipo de rede(s) considerada(s).

Numa primeira análise foram deduzidas expressões analíticas de cálculo da probabilidade de erros numa ligação directa entre os nós origem e destino (o caso mais simples), para as camadas de transporte, de rede e óptica (*MPLS*). As expressões teóricas foram validadas através da realização de simulações no *Matlab*. Pode-se concluir que a probabilidade de erros em pacotes *IP* não depende do seu tamanho porque o *checksum* é apenas efectuado sobre o cabeçalho. No caso dos protocolos *IPv6* e *MPLS* podem extrair-se conclusões semelhantes do caso do protocolo *IP*.

Pelo contrário, no caso da camada de transporte, a probabilidade de erros em segmentos *TCP*/ datagramas *UDP* depende do tamanho destes, dado que o *checksum* é efectuado sobre a totalidade da sequência de *bits* que os constituem. Verificou-se que a *PER* varia não-linearmente em função de *BER* e do tamanho dos segmentos *TCP*/ datagramas *UDP*.

Os protocolos *TCP*, *UDP* e *IP* efectuam detecção de erros recorrendo ao método de *checksum* complemento a 1 de palavras de 16 *bits*. Como todos os códigos de detecção de erros, este também é falível, havendo erros que ocorrem que não são detectados. Neste sentido foi apresentado um estudo de erros não-detectáveis pelo *checksum* ao nível da camada de rede. Avaliaram-se também os erros que podem resultar em encaminhamento errado dos pacotes. Estudaram-se trabalhos realizados anteriormente de análise dos erros não-detectáveis pelo *checksum*, o que permitiu verificar a dificuldade em determinar os padrões de erros nos pacotes *IP* (ou em segmentos *TCP*) que não são detectados pelo *checksum*. Aumentando o número de erros por pacote de dados, a complexidade dos padrões de erros não-detectáveis aumenta e o esforço computacional necessário aumenta exponencialmente. Os métodos de estimativa da probabilidade de erros não-detectáveis e/ou da probabilidade de perda de pacotes *IP* apresentadas anteriormente, consideram dois limites, inferior e superior, que delimitam o valor exacto da mesma. Analisando os resultados das simulações realizadas neste trabalho pode verificar-se que a probabilidade de perda de pacotes *IP* se encontra dentro desses limites. No entanto, a probabilidade de erros não-detectáveis não aumenta com o número de erros por pacote de dados. A partir de certo número de erros por pacote, a probabilidade de erros não-detectáveis decresce. Em



termos de análise de redes ópticas, dois dos parâmetros mais importantes do projecto e da implementação de ligações ópticas (entre pares de nós) é a sua fiabilidade e a elevada taxa de entrega de dados. Normalmente, considera-se o *BER* máximo de  $10^{-15}$  ou, em casos menos exigentes, da ordem de  $10^{-9}$ . Estes valores do *BER* estão muito abaixo dos valores de *BER* que tornam os erros não-detectáveis significativos. Portanto, em redes ópticas, a probabilidade de erros em pacotes de dados é uma boa aproximação para a probabilidade de perda dos mesmos. De notar que os protocolos mais recentes, como o *IPv6* e o *MPLS* não têm sequer esquemas de detecção de erros. Ambos estes protocolos foram pensados no sentido de reduzir os tempos de atraso nos nós, devido ao processamento da informação dos respectivos cabeçalhos, e partem do pressuposto de que existe fiabilidade na transmissão de dados.

Foram analisadas e estudadas redes ópticas *IPv4* e *IPv6*, considerando trajectos com várias ligações entre o nó emissor e o nó receptor, tendo sido deduzidas e validadas as expressões de cálculo de probabilidades de erros em vários cenários de rede, sendo possível determinar essas probabilidades mesmo em redes híbridas, onde sejam utilizados diferentes protocolos na camada de rede e de controlo da camada óptica. Analisando apenas a camada de rede, numa rede *IP-sobre-WDM*, pode verificar-se que, para um trajecto de 10 ligações, a *PER* é aproximadamente uma ordem de grandeza inferior à *PER* de uma ligação directa entre os nós origem e destino, e aproximadamente metade da *PER* de um trajecto com 20 ligações.

Tendo em conta todas as camadas protocolares, das análises efectuadas para as redes *IP-sobre-WDM* e *IP-sobre-MPLS*, os resultados obtidos nas simulações foram muito semelhantes. A probabilidade de erros em pacotes *TCP/IP* aumenta não-linearmente com o aumento do número de ligações entre o emissor e o receptor, e com o aumento do tamanho dos pacotes. Apesar de a camada de rede ser interpretada de forma distinta nestes dois tipos de redes, desprezando a probabilidade de haver cancelamento de erros em número par sobre os mesmos *bits*, pode concluir-se que, em termos de probabilidades de erros em pacotes *IP*, os resultados são os mesmos. O facto de nas redes *IP-sobre-MPLS* os pacotes terem mais 4 *bytes* (o cabeçalho *MPLS*), isso não resulta num aumento significativo da *PER*, comparativamente às redes *IP-sobre-WDM*.

O cenário de rede híbrida analisado consistiu em duas redes *IP-sobre-WDM* interligadas por uma rede *IP-sobre-MPLS*. Das simulações realizadas, pode constatar-se que, no caso de uma rede com um tamanho significativo, 15 a 30 nós, a razão de pacotes perdidos pode atingir valores superiores a 0.1%, mesmo para valores relativamente baixos de *BER* (por ex.:  $10^{-8}$ ), pelo que as condições da fibra óptica podem ter um forte impacto na perda de pacotes na rede e, consequentemente, na *QoS* dos serviços e das aplicações.



Neste caso também foi possível observar que o aumento do tamanho dos pacotes e/ou do número de ligações no trajecto aumenta não-linearmente a probabilidade de erros em pacotes. Nas redes ópticas *IPv6*, *IPv6-sobre-MPLS* e *6PE*, conclui-se que as diferenças de tamanhos dos pacotes nos 4 tipos de redes consideradas não tem um impacto significativo na *PER*.

No caso de fragmentação de informação de uma aplicação de um determinado tamanho para a sua transmissão desde o emissor até ao seu destino, pode concluir-se que o tamanho dos pacotes *IP* tem influência na probabilidade de erros: quanto mais pequenos são os pacotes *IP*, maior é número de pacotes transmitidos e também é maior a probabilidade de erros.

Efectuou-se também uma análise relativamente à utilização de esquemas *FEC* em ligações ópticas de modo a melhorar o seu desempenho. Analisou-se o caso de transmissão de pacotes *IP* entre um par de nós e estudaram-se os padrões de erros em função do *BER*. A partir deste estudo determinou-se uma expressão de estimativa de um intervalo de confiança em função de um *BER* máximo de uma ligação óptica e das consequentes necessidades de correcção de erros da mesma. Foi também analisada a probabilidade de erros não corrigíveis em pacotes de dados, numa ligação óptica com correcção de erros através do código *RS(255, 239)*.

Finalmente, estabeleceu-se uma relação entre os parâmetros da fibra óptica e a probabilidade de erros em pacotes de dados. As conclusões que se podem retirar são as mesmas das curvas do *BER* obtidas no capítulo anterior. No entanto, deve acrescentar-se que é fundamental que os níveis do *BER* sejam baixos, através da redução dos efeitos dos parâmetros das ligações ópticas; caso contrário, pode tornar-se inviável a transmissão de pacotes de dados sem erros.

## 6.8 Referências

- [1] A. Jourdan, D. Chiaroni, E. Dotaro, G. J. Eilenberger, F. Masetti and M. Renaud. "The Perspective of Optical Packet Switching in IP-Dominant Backbone and Metropolitan Networks". IEEE Communications Magazine. March, 2001. Vol. 39, N.º 3, pp. 136 - 141.
- [2] W. Vanderbanuwhe et al. "Providing Quality of Service in an IP over Optical Packet Switching Networks using GMPLS". IV Workshop in G/MPLS Networks, Girona, Spain. April 21-22, 2005. pp. 25-34.

- [3] S. Verma, H. Chaskar and R. Ravikanth. “Optical Burst Switching: a viable solution for a *terabit* IP backbone”. IEEE Network, Vol. 14, Issue 6, pp. 48-53, November 2002.
- [4] C. Qiao. “Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration”. IEEE Comms Mag. September, 2000. pp. 104 - 114.
- [5] E. Rosen, A. Viswanathan and R. Callon. “Multiprotocol Label Switching Architecture”. RFC 3031. January, 2001.
- [6] E. Rosen, D. Tappan, G. Fedorkow, Y. Rekhter, D. Farinacci, T. Li and A. Conta. “MPLS Label Stack Encoding”. January, 2001.
- [7] V. Cavanna. “CRC or Checksum?”. RFC 2026. Agilent Technologies, March 2, 2001.
- [8] J.Stone and C. Partridge, “When The CRC and TCP Checksum Disagree”, SIGCOMM 2000.
- [9] J. Stone, M. Greenwald, J. Huges and C. Partridge. “Performance of checksums and CRCs over real data”. IEEE Trans. on Networks, October, 1998.
- [10] C. Jiao and L. Schwiebert. “Error Masking Probability of 1’s Complement Checksums”. ICCCN, October, 2001. pp. 505 - 510.
- [11] Y. Desaki, K. Iwasaki, Y. Miura and D. Yokota. “Double and Triple Error Detecting Capability of Internet Checksum and Estimation of Probability of Undetectable Error”. 1997 Pacific Rim International Symposium on Fault-Tolerant Systems. 1997. pp. 47 - 52.
- [12] S. Deering and R. Hinden. “Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification”. RFC 2460. December, 1998.
- [13] B. Vasic and I. B. Djordjevic. “Low-Density Parity-Check for long-haul Optical Communications Systems”. IEEE Photonic Technology Letters. Vol. 14, No. 8, pp. 1208-1210, August 2002.
- [14] White Paper. “Enhancing High-Speed Telecommunications with FEC”. Altera. February 2001.
- [15] N. Ramanujam, A. B. Puc, G. Lenner, H. D. Kidorf, C. R. Davidson, I. Hayee, J. Cai, M. Nissov, A. Pilipetskii, C. Rivers and N. S. Bergano. “Forward Error Correction (FEC) Techniques in Long-haul Optical Transmission Systems”. Lasers and Electro-Optics Society 2000 Annual Meeting. LEOS 2000. 13<sup>th</sup> Annual Meeting. 13–16. Vol. 2, pp. 405 – 406, November 2000.
- [16] D. Pollard. [http://www.stat.yale.edu/~pollard/241\\_fall97/Poisson.pdf](http://www.stat.yale.edu/~pollard/241_fall97/Poisson.pdf), “Statistics 241/541: Probability Theory with Applications, Chapter 8 - Poisson Approximations”. October 19, 1997.

- [17] C. Barakat and A. Al Fawal. “Analysis of link-level hybrid FEC/ARQ-SR for wireless links and long-lived TCP traffic”. *Performance Evaluation - Selected Papers from the First Workshop on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks (WiOpt'2003)*. August, 2004. Vol. 57, Issue 4, pp. 453 - 476.
- [18] J. Tovirac and W. Zhang. A Simulation Study of P\_Mul Multicasting Protocol Enhanced by Ideal FEC Code. In *Proceedings of the IASTED International Conference on Wireless and Optical Communications (WOC2002)*, Banff, Canada. July 2002. pp. 493-498.
- [19] V. Cavanna. “CRC or Checksum?”. RFC 2026. Agilent Technologies, March 2, 2001.
- [20] C. Jiao and L. Schwiebert. “Error Masking Probability of 1’s Complement Checksums”. *ICCCN*, October, 2001. pp. 505 - 510.
- [21] Y. Desaki, K. Iwasaki, Y. Miura and D. Yokota. “Double and Triple Error Detecting Capability of Internet Checksum and Estimation of Probability of Undetectable Error”. *1997 Pacific Rim International Symposium on Fault-Tolerant Systems*. 1997. pp. 47 - 52.
- [22] J. T. Oliveira. “Probabilidades e Estatística – Conceitos, Métodos e Aplicações”. Volume I. McGraw-Hill. Novembro 1990. pp. 8 – 10.
- [23] Ted H. Szymanski. “Optical Link Optimization Using Embedded Forward Correcting Codes”. *IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics*. Vol. 9, N.º 2, pp. 647–456, March/April, 2003.
- [24] I. Tomkos, D. Vogiatzis, C. Mas, I. Zacharopoulos, A. Tzanakaki and E. Varvarigos. “Performance Engineering of Metropolitan Area Networks Through Impairment Constraint Routing”. *IEEE Optical Communications*. pp. S40-S47, August 2004.



# Capítulo VII

## Probabilidades de Bloqueio em Redes Ópticas

### 7.0 Introdução

Quando os recursos da rede deixam de ser suficientes para suportar uma determinada intensidade de tráfego, parte desse tráfego é bloqueado ou perdido. No projecto de uma rede é importante ter uma estimativa do tráfego que lhe será oferecido, quantificar a probabilidade de bloqueio e o grau de utilização dos recursos da rede para um dado valor de tráfego. Actualmente, ainda se registam algumas limitações tecnológicas em termos de utilização de nós com capacidade de conversão de comprimento de onda. No entanto, em redes ópticas sem conversão de comprimento de onda, para estabelecer um trajecto entre os nós emissor e receptor é necessário reservar o mesmo comprimento de onda em todas as ligações do trajecto, o que se traduz num processo pouco eficiente e versátil. A utilização de nós com conversão de comprimento de onda permite, em cada ligação, reservar todos os comprimentos de onda, caso seja necessário.

Neste capítulo, o objectivo é apresentar alguns modelos analíticos de cálculo das probabilidades de bloqueio em redes ópticas *Wavelength Routing (WR)*, com e sem conversão de comprimento de onda. Também se pretende utilizar estes modelos para calcular as probabilidades de bloqueio num cenário que tem como base a infra-estrutura de rede Portuguesa.

Numa rede de comutação de circuitos, a cada chamada é atribuída uma largura de banda em todas as ligações ao longo do trajecto entre os nós origem e destino. Se o trajecto tiver largura de banda disponível em todas as suas ligações, a chamada é aceite e estabelece-se a ligação; caso contrário, a chamada é bloqueada. Em redes *WR* o procedimento é semelhante, o circuito é um caminho óptico que se estabelece através da reserva de um comprimento de onda em cada ligação desse trajecto. Se os nós da rede não efectuarem conversão de comprimento de onda, é reservado o mesmo comprimento de onda em todas as ligações desse trajecto. Esta restrição é conhecida como a restrição de continuidade de comprimento de onda<sup>[1]</sup>. Caso contrário, tendo os nós da rede a capacidade de conversão de comprimento de onda, uma ligação pode utilizar diferentes comprimentos de onda em cada ligação óptica, permitindo uma utilização mais eficiente dos comprimentos de onda disponíveis.

As redes em que os nós têm capacidade de conversão de comprimento de onda são semelhantes às redes com comutação de circuitos clássicas<sup>[2]</sup>. No caso de restrição de continuidade de comprimento de onda, a teoria proveniente das redes clássicas de comutação de circuitos não pode ser aplicada directamente, sendo necessário efectuar algumas alterações e novas aproximações para o cálculo da probabilidade de bloqueio<sup>[3]</sup>. Uma rede com capacidade de conversão de comprimento de onda tem uma probabilidade de bloqueio inferior e é mais flexível do que uma rede sem conversão de comprimento de onda<sup>[4]</sup>. No entanto, a implementação de *AONs* é relativamente complicada, devido a limitações tecnológicas que dificultam a conversão de comprimento de onda total<sup>[1]</sup>, além de que os conversores de comprimento de onda ainda são muito dispendiosos<sup>[5]</sup>. No sentido de, por um lado, melhorar a eficiência e flexibilidade das redes e, por outro lado, ultrapassar estas limitações, em<sup>[1]</sup> é proposto um modelo analítico de cálculo da probabilidade de bloqueio de redes com encaminhamento fixo, cujos nós efectuam conversão de comprimento de onda limitada.

A restrição de continuidade de comprimento de onda introduz uma correlação entre ligações em termos de carga oferecida. Assumir a independência entre ligações deixa de ser válida, dado que subestima a probabilidade de bloqueio. Em vez desta aproximação, alguns autores propõem o conceito de independência entre objectos ou de correlação entre

ligações, que permite obter estimativas mais precisas da probabilidade de bloqueio <sup>[3], [5]</sup>, apesar de aumentar significativamente a complexidade do método de cálculo.

Considere-se os objectos reais presentes na rede ligações individuais livres e grupos de ligações sucessivas e simultaneamente activas. O conceito de independência de objectos consiste em considerar que, quando se caminha ao longo de uma rede, o próximo objecto a ser encontrado é independente dos anteriores.

Outro aspecto relevante em termos de probabilidade de bloqueio de uma rede é o *RWA* (*Routing Wavelength Allocation*), ou seja, o esquema de encaminhamento de reserva dos comprimentos de onda. Têm sido estudados modelos analíticos que consideram algoritmos de *RWA* de encaminhamento fixo <sup>[4], [5]</sup>, de encaminhamento alternativo <sup>[6]</sup> e de encaminhamento de menor carga (*LLR - Least Loaded Routing*) <sup>[4]</sup>. Em termos de reserva de comprimentos de onda em cada nó da rede, os estudos assentam os seus modelos analíticos, essencialmente, em algoritmos do tipo *first-fit* <sup>[3]</sup> e de encaminhamento aleatório <sup>[3] - [5]</sup>.

Em termos de redes *OBS*, também já foram realizados e publicados alguns trabalhos baseados, essencialmente, na aproximação de carga reduzida da teoria de comutação de circuitos <sup>[8] - [11]</sup>.

Neste capítulo será efectuado o estudo de comparação entre o desempenho, em termos de probabilidades de bloqueio, de redes *WR* com e sem conversão de comprimento de onda. No caso de os nós da rede permitirem conversão de comprimento de onda é utilizado o modelo de aproximação de carga reduzida, enquanto que, em redes *WR* sem conversão de comprimento de onda, considera-se o modelo proposto por *A. Sridharan et al.* <sup>[5]</sup>, semelhante ao modelo de independência entre ligações considerado por *D.R.S. Campelo* <sup>[3]</sup>. Serão considerados duas topologias de rede, uma rede com 6 nós interligados por um total de 8 ligações e a infra-estrutura de rede portuguesa.

Na secção 7.1 são apresentados modelos analíticos de tráfego para redes *WR* com e sem conversão de comprimento de onda, assim como os algoritmos de resolução dos seus sistemas de equações.

A secção 7.2 contém uma análise dos modelos analíticos de tráfego para redes *WR* apresentados na secção 7.1. Para tal, são consideradas duas topologias de rede, uma rede genérica com 6 nós interligados por 8 ligações e a infra-estrutura de rede portuguesa (constituída por 26 nós e 36 ligações).

## 7.1 Modelos Analíticos de Tráfego para Redes WR

Nesta análise das probabilidades de bloqueio, será considerado o tráfego oferecido na forma de chamadas. Uma chamada é basicamente um pedido de reserva de um conjunto fixo de recursos por um nó da rede, para serem utilizados por um fluxo de dados associado a essa chamada. Considere-se a mesma topologia de rede, com e sem conversão de comprimento de onda. Em ambos os casos assume-se uma rede com  $J$  ligações, em que todas as ligações têm uma capacidade de  $C$  comprimentos de onda. A rede serve  $K$  fluxos e cada fluxo  $k$  ( $k=1, \dots, K$ ) tem associada uma taxa de chegada,  $\lambda_k$ , uma duração de cada chamada exponencialmente distribuída com um tempo médio de serviço,  $1/\mu_k$ , uma intensidade de tráfego,  $\rho_k = \lambda_k/\mu_k$ , e um trajecto  $R_k \subseteq \{1, 2, \dots, J\}$ . As chamadas dos  $K$  fluxos têm uma taxa de chegada  $\lambda_k$  de acordo com processos independentes de *Poisson*. Seja  $\mathcal{K}$  o conjunto de fluxos,  $\mathcal{K} = \{1, 2, \dots, K\}$ , e  $K_j = \{k \in K: j \in R_k\}$  o conjunto de fluxos que atravessa a ligação  $j$ . Os tempos de serviço das chamadas são independentes entre si e independentes dos processos de chegadas. Assume-se o tipo de encaminhamento fixo (cada par de nós tem um trajecto definido) e reserva de comprimento de onda aleatório.

De seguida, de acordo com as considerações anteriores, serão descritos os modelos analíticos de cálculo de probabilidade de bloqueio para redes *WR* com e sem conversão de comprimento de onda.

### 7.1.1 Modelo de Tráfego para Redes WR com Conversão de Comprimento de Onda

Considerando a aproximação de carga reduzida, a intensidade de tráfego,  $\rho_k$ , é substituída por  $\rho_k \cdot t_k(j)$ , onde  $t_k(j)$  é a probabilidade de existir pelo menos um comprimento de onda em cada ligação pertencente a  $R_k - \{j\}$ , ou seja, a probabilidade de esta chamada ser bloqueada numa outra ligação que não a ligação  $j$ . A probabilidade de bloqueio (aproximada) da ligação  $j$  é dada por:

$$L_j = ER \left[ \sum_{k \in K_j} \rho_k \cdot t_k(j), C_j \right] \quad (7.1)$$

onde  $ER[\rho, C]$  é a fórmula de *Erlang B*, dada por:

$$ER[\rho, C] = \frac{\rho^C}{C!} \left[ \sum_{n=0}^C \frac{\rho^n}{n!} \right]^{-1} \quad (7.2)$$



Tomando como aproximação adicional que o bloqueio é independente de ligação para ligação, a probabilidade de existir pelo menos um comprimento de onda em cada ligação pertencente a  $R_k - \{j\}$ , é:

$$t_k(j) = \prod_{i \in R_k - \{j\}} (1 - L_i) \quad (7.3)$$

Considerando as duas aproximações anteriores, expressões (7.2) e (7.3), resulta nas designadas equações de ponto fixo:

$$L_j = ER \left[ \sum_{k \in K_j} \rho_k \prod_{i \in R_k - \{j\}} (1 - L_i), C_j \right], \text{ com } j=1, \dots, J \quad (7.4)$$

Assumindo novamente que o bloqueio é independente de ligação para ligação, a probabilidade de bloqueio das chamadas do fluxo  $k$  é

$$PB_k = 1 - \prod_{j \in R_k} (1 - L_j), \text{ onde } k=1, \dots, K \quad (7.5)$$

Em termos globais, a probabilidade de bloqueio média da rede, em função da intensidade de tráfego, é dada por:

$$PB = \frac{\sum_{k=1}^K \rho_k \cdot PB_k}{\sum_{k=1}^K \rho_k} \quad (7.6)$$

A intensidade de tráfego em função da taxa de chegadas de chamadas provenientes dos  $K$  fluxos pode ser obtida através da seguinte expressão:

$$\rho_k = \frac{1}{\mu_k} \sum_{i=1}^K \lambda_i \quad (7.7)$$

### 7.1.1.1 Algoritmo de Resolução

No algoritmo de cálculo das probabilidades de bloqueio, é necessário ter em conta as seguintes variáveis:

$$\begin{cases} \lambda = \lambda_1 = \lambda_2 = \dots = \lambda_K \\ \mu = \mu_1 = \mu_2 = \dots = \mu_K \\ L = [L_1, L_2, \dots, L_J] \\ t = [t_1, t_2, \dots, t_J] \end{cases} \quad (7.8)$$

ou seja, a taxa de chegadas de chamadas de todos os fluxos é igual, assim como a duração de cada chamada. Os vector  $L$  e  $t$  definem a probabilidade de bloqueio nas  $J$  ligações e a probabilidade de existir pelo menos um comprimento de onda em cada ligação pertencente a  $R_k - \{j\}$  (com  $k=1, \dots, K$ ), respectivamente.

Considere-se também o vector operador  $T(L)=[T_1(L), T_2(L), \dots, T_J(L)]$ , onde:

$$T_j(L) = ER \left[ \sum_{k \in K_j} \rho_k \prod_{i \in R_k - \{j\}} (1 - L_i), C_j \right] \quad (7.9)$$

As equações de ponto fixo podem ser expressas na forma de  $L=T(L)$ . O método das repetições consiste em, partindo de um vector inicial  $L \in [0, 1]^J$ , aplica-se sucessivamente o operador  $T(L)$ , de forma que, partindo de  $L^0=(1, \dots, 1)$ , o método dá origem ao seguinte:

$$(0, \dots, 0) = L^1 < L^{2n-3} < L^{2n-1} < (L_1^*, \dots, L_J^*) < L^{2n} < L^{2n-2} < L^0 = (1, \dots, 1)$$

Isto resulta em dois limites da probabilidade de bloqueio nas ligações,  $L^+$  e  $L^-$ , tais que  $L^{2n}$  tende para  $L^+$  e  $L^{2n-1}$  tende para  $L^-$ , de modo que  $L^- < L^* < L^+$ . O processo é repetido até que estes limites estejam suficientemente próximos, ou seja, até que se verifique a condição  $\max_j(L^+ - L^-) / \max_j(L^+, L^-) \leq \varepsilon$ . Normalmente, o critério de paragem considerado é  $\varepsilon = 10^{-4}$  [5].

### 7.1.2 Modelo de Tráfego para Redes WR sem Conversão de Comprimento de Onda

O modelo de tráfego considerado é o mesmo utilizado em [1], [4], [5]. Seja  $X_R$  o número de comprimentos de onda disponíveis no trajecto  $R$ , e  $X_j$  o número de comprimentos de onda disponíveis na ligação  $j$ . A probabilidade de haver exactamente  $m$  comprimentos de onda disponíveis na ligação  $j$  é dada por:

$$q_j(m) = P\{X_j = m\} \quad (7.10)$$

Assumindo que as variáveis aleatórias  $X_j$  são independentes, obtém-se:

$$q_j(M) = \prod_{j=1}^J q_j(m_j) \quad , \text{ com } M = (m_1, \dots, m_J) \quad (7.11)$$

Dado que há exactamente  $m$  comprimentos de onda disponíveis na ligação  $j$ , o tempo entre chamadas é exponencialmente distribuído,  $\alpha_j(m)$ . O número de comprimentos de onda livres na ligação  $j$  pode ser descrito como um processo de nascimento e morte, pela seguinte expressão:

$$q_j(m) = \frac{C(C-1)\Lambda (C-m+1)}{\alpha_j(1)\alpha_j(2)\Lambda \alpha_j(m)} q_j(0) \quad (7.12)$$

onde

$$q_j(0) = \left[ 1 + \sum_{m=1}^C \frac{C(C-1)\Lambda (C-m+1)}{\alpha_j(1)\alpha_j(2)\Lambda \alpha_j(m)} \right]^{-1} \quad (7.13)$$

Tendo em conta que se considera que o encaminhamento é fixo, se uma chamada que chega não encontra um comprimento de onda disponível no trajecto pré-definido, então é bloqueada e perdida. Sendo  $\lambda_R$  a taxa de chegada pertencente ao trajecto  $R$ , a taxa de estabelecimento de chamadas, quando há exactamente  $m$  comprimentos de onda disponíveis na ligação  $j$ ,  $\alpha_j(m)$ , é obtida pela combinação das contribuições de todos os trajectos que incluem a ligação  $j$ :

$$\alpha_j(m) = \begin{cases} 0, & \text{se } m = 0 \\ \sum_{R:j \in R} \lambda_R \cdot P\{X_R > 0 \mid X_j = m\}, & \text{se } m = 1, K, C \end{cases} \quad (7.14)$$

A probabilidade de bloqueio e as taxas de chegada a uma ligação são acopladas pelo facto de que a probabilidade de bloqueio condiciona o volume de tráfego da rede e o volume de tráfego condiciona a probabilidade de bloqueio. Isto resulta num conjunto de equações não-lineares que devem ser resolvidas para obter uma estimativa da probabilidade de bloqueio.

### 7.1.2.1 Modelo de Independência Entre Ligações

Nesta subsecção é apresentado um procedimento para efectuar o cálculo da probabilidade de bloqueio ao longo de um trajecto,  $B_R$ . A probabilidade de bloqueio de uma chamada pertencente ao trajecto  $R$ , que consiste de uma única ligação,  $R = \{j\}$ , é a probabilidade de não haver nenhum comprimento de onda disponível na ligação  $j$ ,  $q_j(0)$ , ou seja:

$$B_R = q_j(0) \quad (7.15)$$

No caso de trajectos com várias ligações, para calcular a probabilidade de bloqueio considera-se uma variável aleatória,  $Y_{i,j}$ , que descreve o estado do comprimento de onda  $i$  na ligação  $j$ , de modo que:

$$\begin{aligned} Y_{i,j} &= 0 \quad , \text{ se o comprimento de onda } i \text{ está disponível na ligação } j \\ Y_{i,j} &= 1 \quad , \text{ caso contrário} \end{aligned} \quad (7.16)$$

A probabilidade de um conjunto fixo de  $i$  comprimentos de onda estarem disponíveis na ligação  $j$ ,  $\beta_{i,j}$ , é dada por:

$$\beta_{i,j} = P\{Y_{1,j} = 0, \dots, Y_{i,j} = 0\} = \sum_{m=i}^C \left[ q_j(m) \cdot \frac{\binom{m}{i}}{\binom{C}{i}} \right] \quad (7.17)$$

Onde  $C$  é o número de comprimentos de onda total existentes em cada ligação e  $m$  é o número de comprimentos de onda total disponíveis numa dada ligação.

De notar que, os comprimentos de onda são idênticos, dado que o esquema da sua reserva é aleatório, ou seja, todos os conjuntos de  $i$  comprimentos de onda estão disponíveis por igual.

Dado que  $X_R$  o número de comprimentos de onda disponíveis no trajecto  $R$ , a probabilidade de bloqueio num trajecto  $R$  com várias ligações é a probabilidade de não haver nenhum comprimento de onda livre em todas as ligações ao longo desse trajecto:

$$B_R = P\{X_R = 0\} = 1 - P\{X_R > 0\} \quad (7.18)$$

Seja  $g_i^R$  a probabilidade de um conjunto de  $i$  comprimentos de onda disponíveis no trajecto  $R$ . Então, segundo o princípio de inclusão-exclusão, obtém-se:

$$P\{X_R > 0\} = \sum_{i=1}^C (-1)^{i-1} \binom{C}{i} \cdot g_i^R \quad (7.19)$$

Por exemplo, no caso de um trajecto com duas ligações  $A$  e  $B$ , resulta que a probabilidade de um conjunto de  $i$  comprimentos de onda disponíveis no trajecto  $R$  é:

$$g_i^R = P\{(Y_{1,A} = 0, Y_{1,B} = 0), (Y_{2,A} = 0, Y_{2,B} = 0), \dots, (Y_{i,A} = 0, Y_{i,B} = 0)\} \quad (7.20)$$

$$\Rightarrow g_i^R = \beta_{i,A} \cdot \beta_{i,B} \quad (7.21)$$

Este raciocínio pode ser generalizado para trajectos com mais de duas ligações, sendo dado por:

$$g_i^R = \prod_{j \in R} \beta_{i,j} \quad (7.22)$$

A taxa de estabelecimento de chamadas de um determinado trajecto  $R$  na ligação  $j$ , sabendo que tem  $m$  comprimentos de onda livres, é:

$$\alpha_j^R(m) = \begin{cases} 0 & , \text{ se } m = 0 \\ \lambda_R \cdot P\{X_R > 0 \mid X_j = m\} & , \text{ se } m = 1, K, C \end{cases} \quad (7.23)$$

Desta forma, a taxa de estabelecimento de chamadas na ligação  $j$ ,  $\alpha_j(m)$ , é dada por:

$$\alpha_j(m) = \sum_{j:j \in R} \alpha_j^R(m) \quad (7.24)$$

Se o trajecto tem apenas uma ligação, o termo da probabilidade é igual a 1, se  $m \neq 0$ . Para um trajecto com várias ligações, o termo da probabilidade é dado por:

$$P\{X_R > 0 \mid X_j = m\} = \sum_{i=1}^C (-1)^{i-1} \binom{C}{i} \cdot g_i^R(X_j = m) \quad (7.25)$$

Sendo  $g_i^R(X_j = m)$  a probabilidade condicional de um conjunto fixo de  $i$  comprimentos de onda estar disponível no trajecto  $R$ , obtendo exactamente  $m$  comprimentos de onda livres na ligação  $j$ .  $g_i^R(X_j = m)$  pode ser calculado pela seguinte expressão:

$$g_i^R(X_j = m) = \prod_{k:k \in R, k \neq j} \beta_{i,k} \cdot \binom{m}{i} / \binom{C}{i} \quad (7.26)$$

dado que:

$$P\{Y_{1,j} = 0, K, Y_{i,j} = 0 \mid X_j = m\} = \binom{m}{i} / \binom{C}{i} \quad (7.27)$$

### 7.1.2.2 Algoritmo de Resolução

Seja  $B_R$  a probabilidade de bloqueio de uma chamada do trajecto  $R$ . Para obter a probabilidade de bloqueio,  $B_R$ , é necessário resolver um conjunto de equações não-lineares. Tal como na subsecção 7.1.1.1, neste caso, da mesma forma é utilizado o método de resolução através de repetições substituídas que pode ser implementado da seguinte forma:

1. Para todos os trajectos  $R$  e para  $j=1, \dots, J$ , iniciar  $\hat{B}_R$  (o valor inicial da probabilidade de bloqueio em cada iteração) a zero,  $\alpha_j(0)=0$  e  $\alpha_j(m) = \sum_{j:j \in R} \lambda_R$ ,  $m=1, \dots, C$ .
2. Determinar a distribuição da capacidade de disponibilidade de todas as ligações  $q_j(m)$ ,  $j=1, \dots, J$  e  $m=1, \dots, C$ , utilizando as expressões (7.12) e (7.13).
3. Calcular  $\beta_{j,m}$  de todas as ligações,  $j=1, \dots, J$  e  $m=1, \dots, C$ , através da expressão (7.17).

4. Calcular  $\alpha_j(m), j=1, \dots, J$ , utilizando sequencialmente as expressões (7.26), (7.25) e (7.14).
5. Calcular  $B_R$  para todos os trajectos, utilizando sequencialmente as expressões (7.22), (7.19) e (7.18). Se  $\max_R |B_R - \hat{B}_R| < \varepsilon$ , termina o processo. Caso contrário, fazer  $\hat{B}_R = B_R$  e saltar para o passo 2.

O critério de paragem utilizado foi  $\varepsilon=10^{-6}$ .

## 7.2 Análise de Resultados

Nesta secção são apresentados e comparados os resultados obtidos considerando os dois tipos de redes ópticas *WR* (com e sem conversão de comprimento de onda), tendo como base uma rede com 6 nós interligados por 8 ligações e a infra-estrutura de rede portuguesa. Todos os cálculos realizaram-se no *Matlab*.

### 7.2.1 Rede Genérica com 6 Nós Interligados por 8 Ligações

Um esquema da topologia utilizada na rede com 6 nós encontra-se na figura 7.1. Tem um total de 8 ligações entre os seus nós, e cada ligação tem uma capacidade de 16 comprimentos de onda. Considera-se encaminhamento fixo, um total de 18 trajectos diferentes incluindo um máximo de três ligações entre os nós origem e destino. Mais concretamente, 8 trajectos são de ligação única, 8 trajectos com duas ligações e 2 trajectos com 3 ligações.

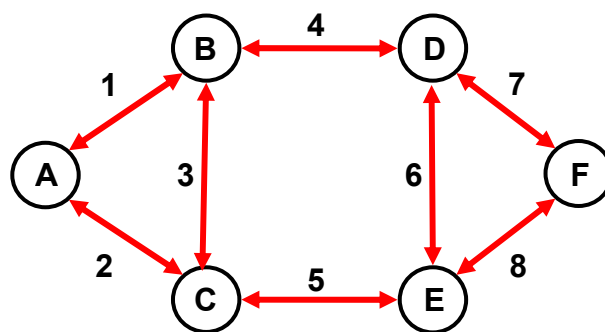
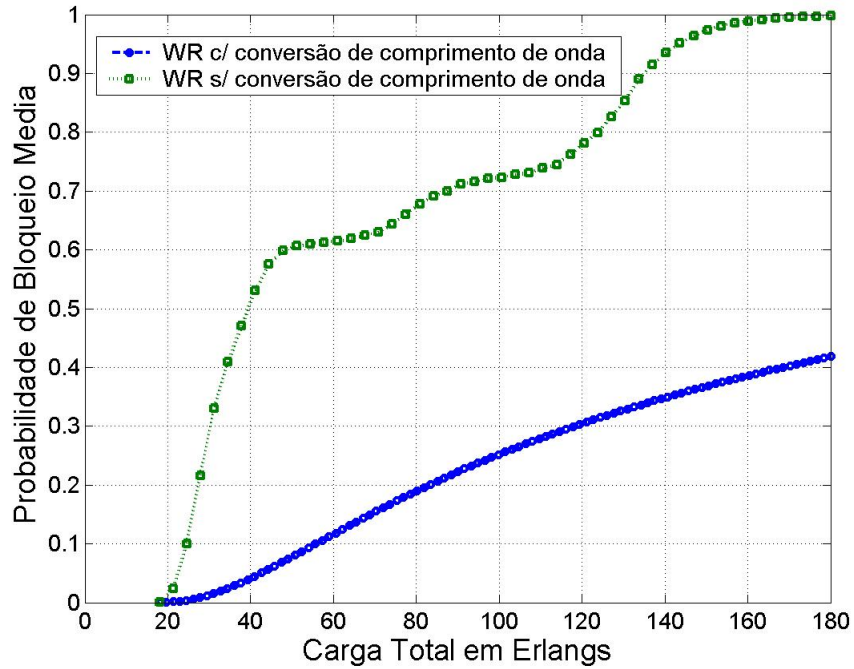


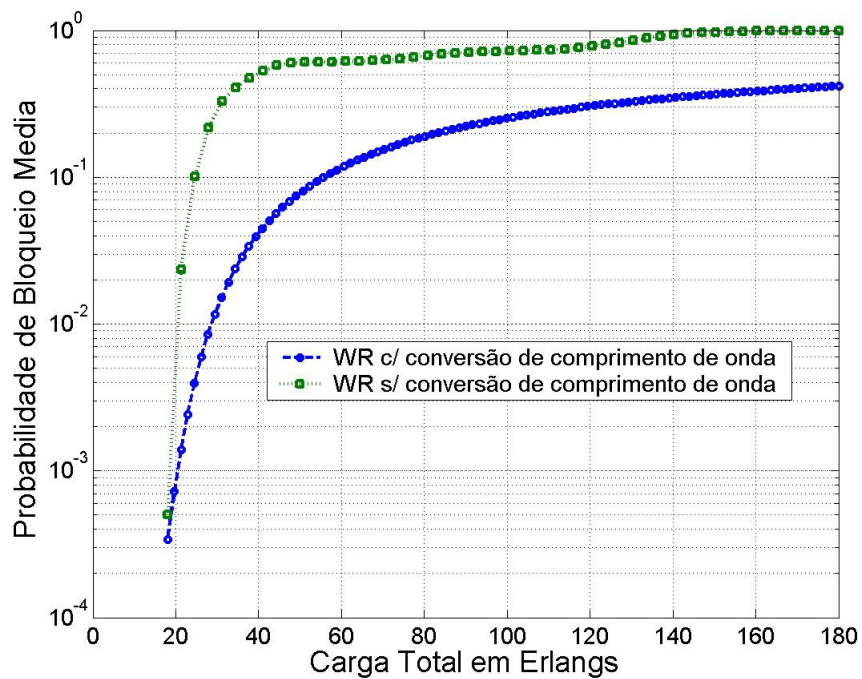
Figura 7.1. Topologia de rede com 6 nós, 8 ligações e 16 comprimentos de onda por ligação.

Nos resultados obtidos da probabilidade de bloqueio, ilustrados na figura 5.23, são visíveis os benefícios da utilização de conversão de comprimento de onda. Pode-se observar que, para cargas de tráfego mais elevadas ( $> 140$  Erlangs), na rede sem conversão

de comprimento de onda, a probabilidade de bloqueio tende para 100%, enquanto que, no outro caso, esta ainda se mantém a valores inferiores a 40%, a menos de metade.



(a)



(b)

Figura 7.2. Probabilidade de bloqueio média em função da carga total em *Erlangs*, numa rede de 6 nós e 8 ligações. (a) Eixo das ordenadas linear. (b) Eixo das ordenadas logarítmico.

Em ambos os casos, para cargas de tráfego inferiores ou iguais a 20 *Erlangs*, tendem para valores semelhantes da probabilidade de bloqueio. Desta simulação pode-se concluir que a utilização de conversão de comprimento de onda é importante quando as cargas de tráfego na rede são elevadas, em que é necessário ter um aproveitamento mais eficiente dos recursos (comprimentos de onda) disponíveis.

### 7.2.2 Infra-estrutura de Rede Portuguesa

A infra-estrutura de rede portuguesa é uma rede constituída por 26 nós e 36 ligações. Na tabela 7.1 encontra-se a listagem e localização dos 26 nós e a tabela 7.2 contém a listagem das ligações entre nós da rede existentes e a distância correspondente. A figura 7.3 tem um esquema da infra-estrutura de rede portuguesa que ilustra a sua topologia e permite visualizar a densidade de nós e de ligações. Por exemplo, na faixa litoral entre Viana do Castelo e Lisboa, é claramente visível uma maior densidade de nós e de ligações. As ligações com maior distância são as que ligam entre si nós existentes nos arquipélagos da Madeira e dos Açores e em Portugal continental. Essas ligações têm mais de 1000 km de comprimento. As restantes ligações têm comprimentos inferiores a 150 km, à excepção da ligação entre os nós de Braga e de Bragança que tem 209 km. A ligação mais curta encontra-se entre os nós do Porto e de São João da Madeira com 32 km. Na figura 7.3 também estão referenciadas a vermelho as ligações a redes internacionais.

ID	Localização	ID	Localização
A	Viana do Castelo	N	Guarda
B	Braga	O	Castelo Branco
C	Porto	P	Portalegre
D	S. João da Madeira	Q	Elvas
E	Aveiro	R	Évora
F	Coimbra	S	Alcácer do Sal
G	Leiria	T	Setúbal
H	Caldas da Rainha	U	Beja
I	Santarém	V	Sines
J	Lisboa	W	Faro
K	Bragança	X	Portimão
L	Vila Real	Y	Ponta Delgada
M	Viseu	Z	Funchal

Tabela 7.1. Listagem de nós da infra-estrutura de rede portuguesa.

Nesta simulação consideraram-se 140 fluxos de dados distintos, tendo os trajectos um mínimo de uma ligação e um máximo de quatro ligações. Mais concretamente, consideraram-se 36 trajectos de uma ligação, 46 trajectos de 2 ligações, 36 trajectos de 3



ligações e 17 trajectos de 4 ligações. Também se assume que cada ligação tem 16 comprimentos de onda, a carga de tráfego é igual para cada fluxo de dados, e fez-se variar a carga de tráfego total entre 10 e 200 *Erlangs*.

ID Ligação	Ligação Origem	Ligação Destino	Comp. [km]	
1	AB	Viana do Castelo	Braga	47
2	AC	Viana do Castelo	Porto	70
3	BC	Braga	Porto	53
4	BD	Braga	S. João da Madeira	85
5	CD	Porto	S. João da Madeira	32
6	CE	Porto	Aveiro	67
7	DF	S. João da Madeira	Coimbra	84
8	EF	Aveiro	Coimbra	58
9	EG	Aveiro	Leiria	113
10	FI	Coimbra	Santarém	136
11	GH	Leiria	Caldas da Rainha	54
12	GI	Leiria	Santarém	70
13	HJ	Caldas da Rainha	Lisboa	88
14	IJ	Santarém	Lisboa	76
15	BK	Braga	Bragança	209
16	KL	Bragança	Vila Real	118
17	LM	Vila Real	Viseu	97
18	MF	Viseu	Coimbra	84
19	MN	Viseu	Guarda	73
20	NO	Guarda	Castelo Branco	94
21	OP	Castelo Branco	Portalegre	80
22	PI	Portalegre	Santarém	144
23	PQ	Portalegre	Élvas	56
24	QR	Élvas	Évora	83
25	RS	Évora	Alcácer do Sal	68
26	ST	Alcácer do Sal	Setúbal	50
27	JT	Lisboa	Setúbal	44
28	SV	Alcácer do Sal	Sines	65
29	VX	Sines	Portimão	139
30	RU	Évora	Beja	76
31	UW	Beja	Faro	140
32	WX	Faro	Portimão	62
33	JY	Lisboa	Ponta Delgada	1500
34	JZ	Lisboa	Funchal	1050
35	XZ	Portimão	Funchal	1010
36	YZ	Ponta Delgada	Funchal	1050

Tabela 7.2. Listagem das ligações da infra-estrutura de rede portuguesa.

Na figura 7.4 encontram-se dois gráficos, resultantes das simulações para os dois casos de redes  $WR$  (com e sem conversão de comprimento de onda), com os valores da probabilidade de bloqueio média em função da carga de tráfego total. Relativamente à curva obtida da probabilidade de bloqueio para o caso de redes  $WR$  com conversão de comprimento de onda, o seu traçado tem um aspecto semelhante à curva obtida na simulação anterior, ainda que para gama valores da carga de tráfego total diferentes.

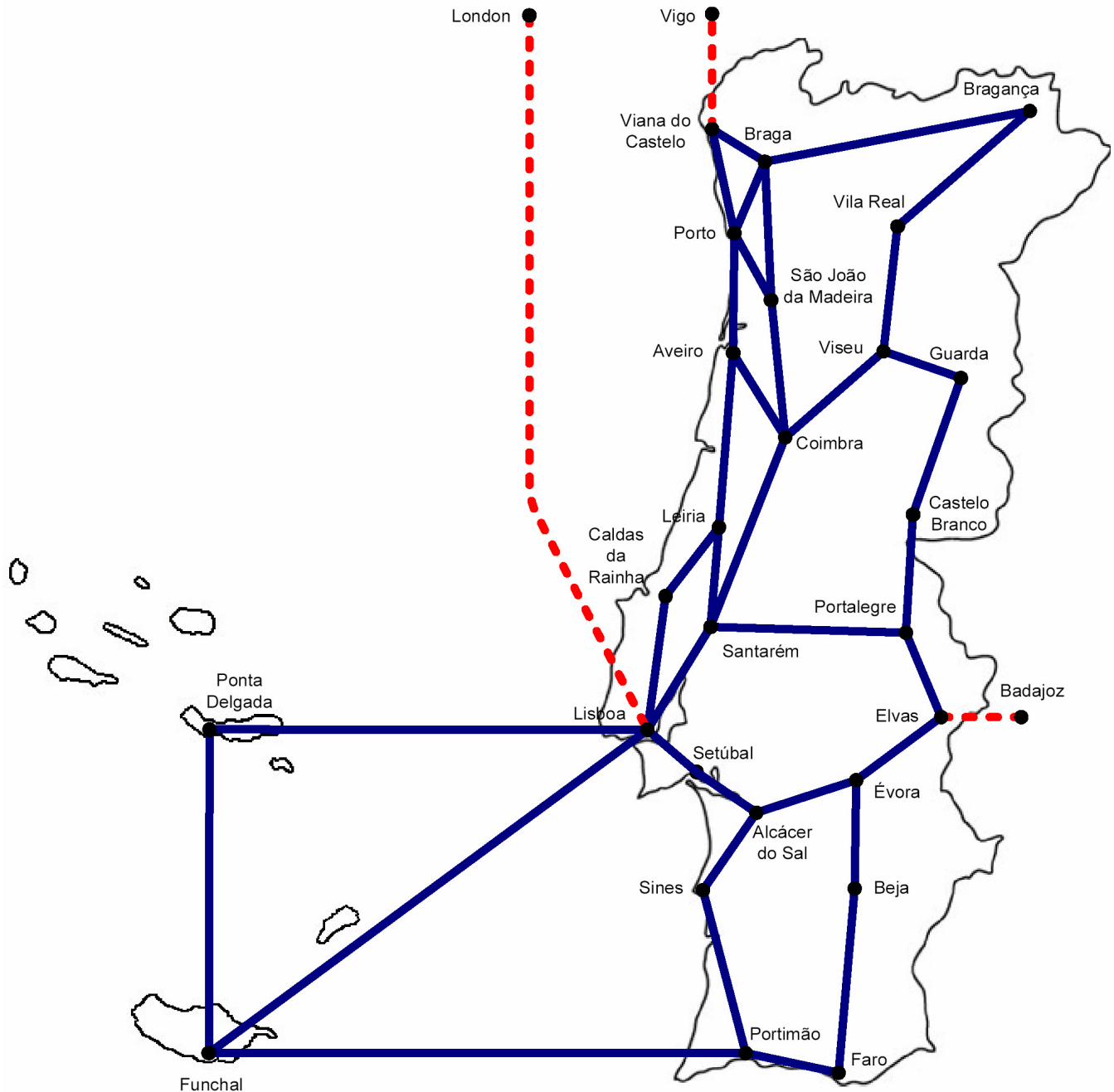
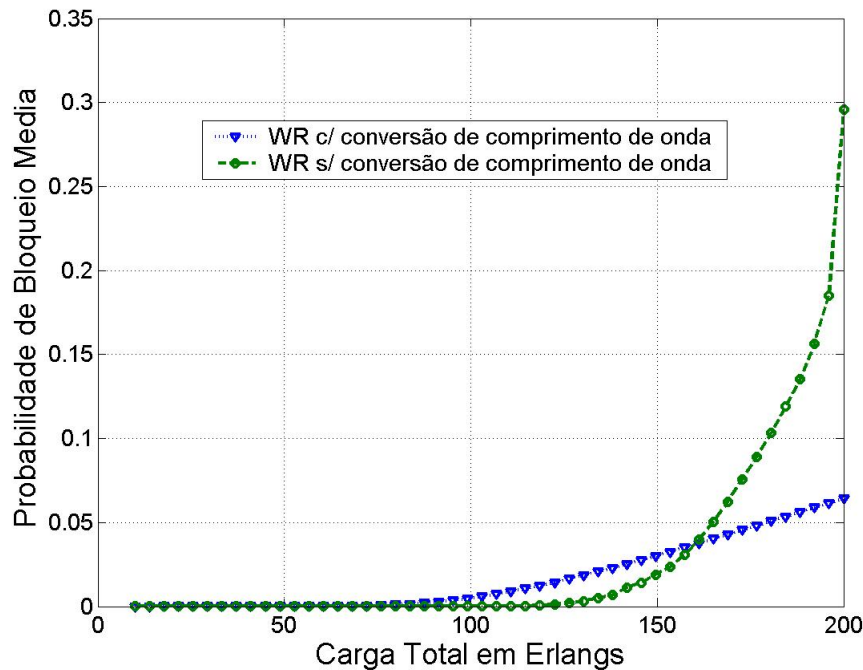


Figura 7.3. Topologia da infra-estrutura de rede portuguesa [7].



**Figura 7.4. Probabilidade de bloqueio média em função da carga total em *Erlangs*, na infra-estrutura de rede portuguesa.**

Observando as curvas relativas à rede *WR* sem conversão de comprimento de onda, verifica-se que para valores da carga de tráfego total inferiores a aproximadamente 40 *Erlangs*, a probabilidade de bloqueio tende para um valor constante de cerca de  $5 \times 10^{-11}$ . Estes valores parecem resultar de uma limitação numérica do método utilizado.

Por outro lado, comparando as curvas, para valores mais baixos da carga de tráfego total ( $\leq 150$  *Erlangs*), seria de esperar que a probabilidade de bloqueio para *WR* com conversão de comprimento de onda fosse inferior ou aproximadamente igual. No entanto, para uma carga de tráfego total superior a 160 *Erlangs*, verifica-se que a probabilidade de bloqueio na rede *WR* sem conversão de comprimento de onda,  $PB_{WR}$ , com o aumento da carga de tráfego total, aumenta mais rapidamente do que a probabilidade de bloqueio na rede *WR* com conversão de comprimento de onda,  $PB_{WRCCO}$ . Por exemplo, para carga de tráfego de 180 *Erlangs*, a probabilidade de bloqueio duplica,  $PB_{WR}=0.1$  e  $PB_{WRCCO} \approx 0.05$ , e para 200 *Erlangs*, é cerca de 5 vezes superior,  $PB_{WR}=0.296$  e  $PB_{WRCCO} \approx 0.064$ .

De notar que, em <sup>[5]</sup>, os autores afirmam que o modelo de independência entre ligações, no caso de serem consideradas redes densas ou com fluxos de tráfego de extremo-a-extremo desprezáveis, permite obter resultados razoáveis. No entanto, em redes com um número significativo de fluxos com várias ligações/saltos, o cálculo da probabilidade de bloqueio é obtido por defeito. Este facto pode explicar de certa forma os resultados obtidos nestas simulações.

### 7.3 Conclusões

Neste capítulo apresentou-se um breve estudo dos métodos utilizados no cálculo da probabilidade de bloqueio em redes ópticas. A maior parte de trabalhos realizados nesta área debruçam-se sobre redes *WR*. Também foram encontrados alguns trabalhos em redes *OBS*. Para sustentar este estudo, assumindo apenas redes do tipo *WR*, foram calculadas as probabilidades de bloqueio médias em duas topologias de rede, uma rede com 6 nós e 8 ligações e a infra-estrutura de rede portuguesa (constituída por 26 nós e 36 ligações).

Pode verificar-se que a teoria geral de redes de comutação de circuitos pode e é utilizada em redes ópticas *WR*, cujos nós têm capacidade de efectuar conversão de comprimento de onda. Comparando redes *WR* com e sem conversão de comprimento de onda, pode concluir-se que a utilização de nós que efectuem conversão de comprimento de onda é vantajoso quando a carga de tráfego total da rede é elevada, pois permite uma utilização mais eficiente dos comprimentos de onda disponíveis em cada ligação.

No entanto, em termos de análise e estudo das probabilidades de bloqueio existe ainda muito trabalho em aberto. O modelo que foi utilizado para o cálculo de probabilidades de bloqueio em redes *WR* sem conversão de comprimento de onda permite obter ainda que razoáveis, piores resultados do que com o modelo de independência entre objectos ou de correlação entre ligações. Por outro lado, seria interessante estudar as probabilidades de bloqueio em redes *OBS* e *OPS*, com a variação dos parâmetros das fibras ópticas.

### 7.4 Referências

- [1] T. Tripathi and K. N. Sivarajan. “Computing Approximative Blocking Probabilities in Wavelength Routed All-Optical Networks with Limited-Range Wavelength Conversion”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 18, No. 10, pp. 2123-2129, October 2000.
- [2] R. A. Harry and P. A. Humblet. “Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changers”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 14, No. 5, pp. 858-867, June 1996.
- [3] D. R. S. Campelo. “Modelos Analíticos para Probabilidades de Bloqueio em Redes de Caminhos Ópticos com Topologias Lineares”. Tese de Doutoramento. Faculdade de Engenharia Eléctrica e de Computação, Campinas, Brasil. 23 de Fevereiro de 2006.

- [4] A. Birman. "Computing approximative blocking probabilities for a class of all-optical networks". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 14, No. 5, pp. 852-857, June 1996.
- [5] A. Sridharan and K. N. Sivarajan. "Blocking in all-optical networks". IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, No. 2, pp. 384-397, April 2004.
- [6] H. Harai, M. Murata and H. Miyahara, "Performance of Alternate Routing Methods in All-Optical Switching Networks," Proceedings, IEEE INFOCOM '97, pp. 516-524. 1997.
- [7] J. Pedro, A. Teixeira, P. Monteiro and J. Pires. "On a Portuguese Backbone Network of Reference". SEON 2005 - III Symposium On Enabling Optical Networks, Aveiro, Portugal, pp. 80 – 84. 27<sup>th</sup> June 2005.
- [8] Z. Rosberg, H.Le Vu, M. Zukerman and J. White. "Blocking Probabilities of Optical Burst Switching Networks Based on Reduced Load Fixed Point Approximations". IEEE INFOCOM 2003.
- [9] N. Akar and E. Karasan "Exact Calculation of Blocking Probabilities for Bufferless Optical Burst Switched Links with Partial Wavelength Conversion". 2003.
- [10] J. White. "Optical Burst Switching for Next Generation Transport Networks". Master-to-Phd Conversion Report. The Department of Electrical and Electronic Engineering – The University of Melbourne. 13 March 2002.
- [11] M. Neuts, Z. Rosberg, H. Le Vu, J. White and M. Zukerman. "Performance Enhancement of Optical Burst Switching using Burst Segmentation". IEEE ICC 2003.



# Capítulo VIII

## Conclusões e Trabalho Futuro

### 8.0 Conclusões

Este trabalho encontra-se estruturado em sete/oito capítulos, englobando diversas áreas, como rede ópticas totalmente no domínio óptico, transmissão ponto a ponto em redes ópticas *IP* e *IPv6*, modelação e caracterização da fibra óptica, e códigos de detecção e de correcção de erros. Estudaram-se ferramentas analíticas e semi-analíticas de caracterização do desempenho de sistemas de comunicação ópticos em função de *BER* e do *PER*.

Parte importante do trabalho realizado foi feito com base na simulação e, como tal, foram desenvolvidos modelos robustos e passíveis de implementação em diversas plataformas de simulação. Esse modelos foram criados com base na literatura e em simulações computacionais.

O capítulo *II* contém uma compilação de informação do estado da arte das redes ópticas multicanal, sendo descritas diversas tecnologias de suporte necessárias e fundamentais à implementação dessas redes.

O capítulo *III* apresenta alguns dos protocolos utilizados actualmente na *Internet*, nas camadas de transporte e de rede, em especial o protocolo emergente *IPv6*. Relativamente ao protocolo *IPv6* foram reunidas informações importantes sobre as suas funcionalidades, limitações e facilidades, comparativamente à versão anterior, *IPv4*.

No capítulo *IV* foram estudados e caracterizados códigos de detecção e de correcção de erros de transmissão em sequências de *bits*. Em termos de correcção de erros, a escolha do esquema utilizado nas ligações deve ser escolhido em função da tecnologia utilizada e da sua viabilidade. Por exemplo, não é viável implementar esquemas *ARQ* em ligações ópticas de longa distância com elevados ritmos de transmissão, dado que as necessidades de capacidade de armazenamento nos nós transmissores (e até nos nós receptores) têm de ser elevadas e, certamente, limitativas dos próprios ritmos de transmissão. Por isso, no caso de ser necessário controlo de erros é mais conveniente a utilização de esquemas de *FEC*.

No capítulo *V* foi apresentado um estudo de caracterização da fibra óptica monomodo padrão, em termos das suas propriedades lineares e não-lineares mais relevantes e foi reunido um conjunto de informação sobre os tipos de fibra óptica utilizados em sistemas de telecomunicações. Foram também descritos e estudados vários métodos de estimação do BER em sistemas de comunicação ópticos. Recorrendo a um método de estimação de *BER*, o método gaussiano com *ISI*, realizaram-se simulações computacionais no programa *VPIphotonics*<sup>TM</sup> de caracterização de ligações ópticas em termos de desempenho em função, essencialmente, das suas propriedades intrínsecas da fibra óptica. Destas simulações pode verificar-se alguns conceitos e tirar-se algumas conclusões sobre o projecto e implementação de sistemas de comunicação ópticos multicanal de elevados ritmos de transmissão ( $\geq 40$  Gb/s). Comprovou-se a importância de, para elevados ritmos de transmissão, ser fundamental e decisivo minimizar os efeitos da dispersão cromática, utilizando *NZDSFs* e efectuando compensação através de *DCF*s. Verificou-se também que as *DSFs*, apesar de terem uma dispersão cromática mais baixa do que as *NZDSFs* (uma ordem de grandeza), os seus efeitos devido às não-linearidades de *Kerr* tornam-se excessivamente limitativos do desempenho de sistemas de comunicação ópticos multicanal, pelo que não é aconselhável a sua utilização nestes.

No capítulo *VI* apresentou-se uma análise exaustiva de probabilidades de erros nas camadas de transporte, de rede, de dados e física, em cenários de uma única ligação entre pares de nós, assim como, em redes ópticas genéricas com várias ligações no trajecto entre os nós origem e destino. Foram desenvolvidas ferramentas que permitem a caracterização dos trajectos entre nós origem e destino em função do *BER*, do(s) protocolo(s) utilizado(s), do tamanho dos pacotes de dados, do número de ligações existente no trajecto e do tipo de rede(s) considerada(s).



Em particular nos protocolos de *Internet*, *IP*, *TCP* e *UDP*, é utilizado um código de detecção de erros através do complemento a 1 de palavras de 16 *bits*. A análise dos erros não-detectáveis pelo *checksum* em redes *IP* permitiu extrair algumas conclusões. Nos trabalhos realizados anteriormente, foi atestada a dificuldade em determinar os padrões de erros nos pacotes *IP* (ou em segmentos *TCP*) que não são detectados pelo *checksum*. Conforme o número de erros por pacote de dados aumenta, verifica-se um aumento da complexidade dos padrões de erros não-detectáveis e aumentando exponencialmente o esforço computacional necessário. As soluções apresentadas anteriormente para efectuar uma estimativa da probabilidade de erros não-detectáveis e, conseqüentemente, da probabilidade de perda de pacotes *IP*, consideram dois limites, inferior e superior, dentro dos quais se prevê que esteja o valor exacto da mesma. Por análise dos resultados das simulações realizadas neste trabalho, pode verificar-se que, de facto, a probabilidade de perda de pacotes *IP* se encontra dentro desses limites. No entanto, contraria a ideia de que a probabilidade de erros não-detectáveis aumenta conforme aumenta o número de erros por pacote, dado que, a partir de certo número de erros por pacote, a probabilidade de erros não-detectáveis decresce. De notar que os erros não-detectáveis pelo *checksum* se tornam significativos para valores do *BER* superiores a  $10^{-2}$ , os quais são proibitivos em sistemas de comunicação ópticos.

O projecto e a implementação de ligações ópticas (entre pares de nós) são realizados de modo a garantir que as ligações sejam fiáveis e com elevada taxa de entrega de dados. O *BER* máximo considerado é, normalmente,  $10^{-15}$  ou, em casos menos exigentes, da ordem de  $10^{-9}$ . Estes valores do *BER* estão muito abaixo dos valores para os quais os erros não-detectáveis se tornam significativos, pelo que, em termos de redes ópticas, a probabilidade de erros em pacotes de dados é uma boa aproximação para a probabilidade de perda dos mesmos.

Esta opinião pode ser reforçada pelo facto de protocolos mais recentes, como o *IPv6* e o *MPLS* não terem esquemas de detecção de erros. Ambos estes protocolos foram pensados no sentido de reduzir os tempos de atraso nos nós, devido ao processamento da informação dos respectivos cabeçalhos e partem do pressuposto de que existe fiabilidade na transmissão de dados. Em último caso, quando as condições de projecto e de implementação das ligações ópticas não cumprem as especificações mínimas de taxas de erros binárias, recorre-se a esquemas de controlo/ correcção de erros, através de esquemas *FEC*. Na sequência deste raciocínio, deu-se seguimento ao estudo dos esquemas *FEC* que são utilizados em ligações ópticas, de forma a obterem-se ferramentas de análise que visem a sua integração.

No capítulo *VIII* foi apresentado um breve estudo probabilidades de bloqueio essencialmente em rede ópticas *WR*. Pode verificar-se que, quando as cargas de tráfego são relativamente elevadas, a utilização de conversores de comprimento de onda são importantes para melhorar o desempenho e a eficiência das redes ópticas.

## 8.1 Sugestões de Trabalho Futuro

Tendo como base encontrar respostas às necessidades actuais da sociedade em termos de Tecnologias de Informação e da Comunicação e considerando que os temas estudados não se esgotam neste trabalho, apresentam-se algumas ideias que podem ser exploradas partindo dos desenvolvimentos que foram efectuados neste trabalho:

- Aprofundamento do modelo da fibra tendo em conta as não-linearidades, com vista a obtenção de formulação mais precisa dos valores de *BER*.
- Estabelecimento de uma relação mais estreita entre a caracterização da fibra e as probabilidades de erros em pacotes de dados;
- Estudo de probabilidade de bloqueio em ligações e/ou redes ópticas considerando conversão de comprimento de onda em *WDM* e em cada comprimento de onda modulação *TDM*;
- Desenvolvimento de um modelo de cálculo de probabilidades de bloqueio que considere a probabilidade de perda de pacotes ao nível da camada óptica;
- Estudo e análise de probabilidades de bloqueio em redes *OBS* e *OPS*;
- Estudo e análise de probabilidades de bloqueio com diferentes QoS;
- Aprofundar o estudo e análise da infra-estrutura de *Internet* portuguesa em termos de probabilidades de bloqueio;
- Contabilização das perdas nos vários elementos de um nó óptico;
- Verificação experimental dos modelos estudados ao longo deste trabalho;
- Implementação de ferramentas de simulação com base neste trabalho;
- Estudo de ferramentas de monitorização óptica do desempenho em sistemas multi-comprimento de onda.

# Anexo A

## Distância de Hamming

A correcção dos erros é efectuada através da determinação da distância mínima de *Hamming*. Do ponto de vista matemático, considerando dois vectores ou sequências de *bits*, a distância de *Hamming* é definida como o número de *bits* que têm valores diferentes (posição a posição). A distância do código é definida como a distância mínima entre duas palavras quaisquer pertencentes a esse código <sup>[1]</sup>.

O primeiro factor a considerar na implementação de um código é a maximização desta distância, permitindo assim corrigir o maior número de erros possível. Se a distância é  $d = 2t + 1$ , podem ser detectadas todas as corrupções que afectem um número de *bits* inferior ou igual a  $2t$ , e podem ser corrigidos um número inferior ou igual a  $t$  erros. O segundo factor é a possibilidade de detecção e de correcção de erros sem necessidade de efectuar uma comparação da sequência de *bits* recebida com todas as sequências de *bits* válidas para esse código.

Na maximização da distância, a principal restrição é o número de sequências de *bits* válidas (*codewords*) desse código. Se existem  $M$  sequências de *bits* válidas diferentes, pode-se pensar que cada sequência de *bits* está rodeada por uma “esfera” de sequências relacionadas mais próximas do que outra sequência qualquer. Esse número de sequências é dado por:

$$S(n, t) = \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \binom{n}{3} + \dots + \binom{n}{t} \quad (\text{A.1})$$

Se considerarmos a própria sequência original, então cada “esfera” tem  $1 + S(n, t)$  sequências válidas. Para respeitar a distância  $d = 2t + 1$  do código, estas “esferas” não se podem sobrepor, ou seja, é condição necessária (não suficiente) da distância  $d$ :

$$M(1 + S(n, t)) \leq 2^n \quad (\text{A.2})$$

Para valores elevados de  $n$ , verifica-se que  $t = \alpha n$ ,  $\alpha < 1/2$  e  $1 + S(n, t) \leq 2^{n \cdot H(\alpha)}$ , onde

$$H(\alpha) = -(\alpha \log_2 \alpha) + (1 - \alpha) \cdot \log_2 (1 - \alpha) \quad (\text{A.3})$$

Portanto, para valores maiores de  $n$  pode ser utilizada a seguinte equação:

$$M \leq 2^{n[1-H(\alpha)]} \quad (\text{A.4})$$



## Anexo B

### Teorema de Shannon

O teorema de *Shannon* aplica-se do seguinte modo: se  $p$  for a probabilidade de um *bit* ter erro e  $r$  a sequência de *bits* recebida, então determina-se que a sequência recebida pelo receptor é uma sequência da “esfera” em redor de  $r$ . Considere-se um raio  $n(p + \varepsilon)$ , onde  $\varepsilon$  é muito pequeno. Se for encontrada apenas uma sequência, então  $r$  deve passar a ser essa sequência; caso contrário, não sendo encontrada nenhuma sequência ou sendo encontradas duas ou mais sequências, o processo falha. De notar que a soma  $(p + \varepsilon)$  corresponde a  $\alpha$ , mas a “esfera” é centrada em  $r$ , não numa sequência válida. A probabilidade do processo falhar é:

$$P_E = P_{NS} + P_{VS} \quad (\text{B.1})$$

onde  $P_{NS}$  é a probabilidade de não haver sequência válida e  $P_{VS}$  é a probabilidade de haver duas ou mais sequências válidas. Para  $n$  grande,  $P_{NS} < \delta$ , sendo  $\delta$  uma constante pequena arbitrária.

A probabilidade de haver duas ou mais sequências na “esfera” depende do código utilizado e da sequência  $r$ :

$$P_{VS} = (M - 1) \frac{1}{2^n} \left[ \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \binom{n}{3} + \dots + \binom{n}{qn} \right] < M \frac{2^{nH(q)}}{2^{H(q)}} \quad (\text{B.2})$$

sendo  $q = (p + \varepsilon)$ .

Portanto, o valor médio da probabilidade de ter erro numa sequência recebida é dada por:

$$\bar{P}_E < \delta + \frac{M}{2n^{(1-H(q))}} \quad (\text{B.3})$$

### Referências

- [1] Michael Purser, “Introduction to error correcting codes”. Artech House. pp. 1 - 10 and pp. 42-44, 1995.

