



**UNICAMP** Universidade Estadual de Campinas

Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

Departamento de Comunicações-DECOM

**DESEMPENHO DO PROTOCOLO TCP EM SISTEMAS DE  
COMUNICAÇÃO SEM FIO CDMA USANDO  
ESTRATÉGIAS DE CORREÇÃO DE ERRO FEC E RLP**

Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes

Dissertação submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação  
da UNICAMP como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do  
título de Mestre em Engenharia Elétrica

**Banca Examinadora:**

**Prof Dr. Celso de Almeida** (Orientador)-FEEC/UNICAMP

Prof Dr. Ricardo Menezes Campello de Souza - DES/CODEC/UFPE

Prof Dr. Jaime Portugheis - FEEC/UNICAMP

Prof Dr. Renato Baldini Filho - FEEC/UNICAMP

Campinas, 28 de Julho de 2003

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA  
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

OL5d Olmedo Cifuentes, Gonzalo Fernando  
Desempenho do protocolo TCP em sistemas de  
comunicação sem fio CDMA usando estratégias de  
correção de erro FEC e RLP / Gonzalo Fernando  
Olmedo Cifuentes.--Campinas, SP: [s.n.], 2003.

Orientador: Celso de Almeida  
Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de  
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de  
Computação.

1. Sistema de comunicação sem fio. 2. Códigos de  
controle de erros (Teoria da informação). 3.  
Telecomunicações. I. Almeida, Celso de. II.  
Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de  
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

# Resumo

Neste trabalho é obtida a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o Protocolo de Controle de Transmissão (TCP) no enlace reverso de um sistema CDMA constituído por múltiplas células. É considerado um canal seletivo em frequência, desvanecimento Rayleigh do sinal, modulação BPSK, sombreamento lognormal, e erro no controle de potência. São comparadas três estratégias de controle de erros. O primeiro método é baseado no protocolo de enlace de rádio (RLP), que divide um pacote TCP em blocos menores para serem enviados pelo canal, e usa detecção de erros para proteger os blocos RLP. A segunda estratégia usa códigos de correção de erros FEC na camada de enlace. Para esta estratégia são comparados dois tipos de codificadores: convolucionais e turbo. A terceira estratégia é um método híbrido, que usa codificação FEC na camada RLP, enquanto que na camada TCP é usado o controle de erros por retransmissões consecutivas. Este trabalho mostra que a segunda estratégia usando códigos turbo apresenta maiores vantagens.

# Abstract

In this work, the normalized throughput and the normalized average delay for the Transport Control Protocol (TCP) at the reverse link of multicellular CDMA systems are obtained. A frequency-selective Rayleigh fading channel with shadowing and power control loop error is considered. Three TCP error control strategies are compared. The first strategy is based on the radio-link-protocol (RLP), which breaks down the TCP packets into smaller blocks and uses an error detecting procedure to protect those RLP blocks. The second strategy uses forward-error-control (FEC) procedure at the radio link layer. In this case, two kinds of FEC are compared: convolutional and turbo coding. The third one is a hybrid between the first and second strategies with coding at the RLP layer, and for the TCP layer the consecutive retransmissions control is employed. This work shows that the second strategy presents more advantages when turbo codes are used.

A Nancy e Camila  
A Lucila, Lilian e Bolo  
A Nebo, Alexis, e Mayfe

# Agradecimentos

A Deus, pela força, o valor, e as bênçãos entregues desde o primeiro dia que cheguei ao Brasil, permitindo-me concluir com um dos grandes objetivos da minha vida.

Ao Professor Celso de Almeida, pela oportunidade brindada para realizar meus estudos de pós-graduação neste país. Pela paciência e dedicação entregue para a culminação deste trabalho, e pelo apoio incondicional durante todo este tempo. Meu mas sincero agradecimento.

Ao Professor Renato Baldini Filho, pela ajuda brindada neste trabalho.

Aos colegas de projeto e laboratório: Rodrigo, Tarciana, Gustavo, Teogenes, Silvia, e José, pelo companheirismo, amizade e pelos conhecimentos compartilhados. Muito obrigado por toda sua ajuda.

A todos meus colegas e amigos da UNICAMP e do Brasil, um agradecimento muito especial por todos os momentos compartilhados.

A minha amada esposa Nancy, pela luta conjunta para cumprir com nossos objetivos pessoais e profissionais.

A minha família e à família da Nancy no Equador, por sua ajuda incondicional e força moral entregue durante todo este tempo. De maneira especial a minha irmã Lilian, e seu esposo Bolivar.

Aos diretores da Escola Politécnica do Exército, e em especial a Rubém León pela ajuda, incentivo e motivação.

Aos Professores Ricardo Menezes Campello (UFPE) e Jaime Portugheis (UNICAMP), membros da banca examinadora.

À Escola Politécnica do Exército no Equador e ao CNPq no Brasil pela ajuda econômica para minha chegada e estadia no Brasil.

# Conteúdo

<b>1</b>	<b>Caracterização do Problema</b>	<b>1</b>
1.1	Introdução . . . . .	1
1.2	Objetivo . . . . .	3
1.3	Organização do trabalho . . . . .	3
<b>2</b>	<b>Conceitos Básicos</b>	<b>5</b>
2.1	Introdução às comunicações sem fio . . . . .	5
2.1.1	Primeira Geração (1G) . . . . .	6
2.1.2	Segunda Geração (2G) . . . . .	7
2.1.3	Terceira Geração (3G) . . . . .	8
2.2	O Sistemas Celular . . . . .	9
2.3	Interferência . . . . .	9
2.4	Setorização . . . . .	10
2.5	Perda de Percurso . . . . .	10
2.5.1	Sombreamento . . . . .	10
2.6	Efeito Doppler . . . . .	11
2.7	Desvanecimento . . . . .	12
2.7.1	Tipos de Desvanecimento . . . . .	13
2.8	Diversidade . . . . .	14
2.8.1	Diversidade Espacial . . . . .	14
2.8.2	Diversidade Temporal . . . . .	14
2.8.3	Diversidade em Freqüência . . . . .	14
2.9	Sistema CDMA . . . . .	15
2.9.1	Espalhamento Espectral . . . . .	16
2.9.2	Espalhamento Espectral de Sequência Direta . . . . .	17
2.10	Erro no Controle de Potência . . . . .	18
2.11	Códigos Corretores de Erros . . . . .	19
2.12	Codigos Convolucionais . . . . .	19
2.13	Códigos Turbo . . . . .	21
2.13.1	Codificador CRS . . . . .	22
2.13.2	Codificador Turbo CCP . . . . .	23
2.13.3	Entrelaçador . . . . .	26
2.13.4	Puncionamento . . . . .	27
2.13.5	Bits de zeramento . . . . .	28
2.14	Princípios de decodificação de códigos turbo . . . . .	29

2.14.1	Introdução à teoria de detecção . . . . .	29
2.14.2	Logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori . . . . .	32
2.15	Decodificação iterativa . . . . .	33
2.16	Algoritmo BCJR . . . . .	34
2.16.1	Informação extrínseca . . . . .	39
2.17	Algoritmo BCJR para canais com desvanecimento . . . . .	43
2.17.1	Modelo do canal com desvanecimento . . . . .	43
2.17.2	Modificação do algoritmo BCJR . . . . .	43
2.18	Algoritmo BCJR usando diversidade . . . . .	45
2.19	O modelo de Referência OSI . . . . .	47
2.20	O Protocolo TCP/IP . . . . .	48
2.20.1	A pilha de protocolos TCP/IP . . . . .	49
2.21	Protocolo RLP . . . . .	55
2.22	Controle de erro RLP e medidas de desempenho . . . . .	56
2.22.1	Atraso médio de pacotes TCP . . . . .	58
2.22.2	Vazão de dados . . . . .	59
2.22.3	Características do controle de erro RLP . . . . .	61
<b>3</b>	<b>Vazão de Dados e Atraso Médio para o protocolo TCP em sistemas CDMA</b>	<b>67</b>
3.1	Introdução . . . . .	67
3.2	Modelagem matemática do sistema CDMA . . . . .	70
3.3	Estratégia 1 . . . . .	78
3.4	Estratégia 2 . . . . .	82
3.4.1	FEC usando códigos convolucionais . . . . .	90
3.4.2	FEC usando códigos turbo . . . . .	92
3.5	Estratégia 3 . . . . .	98
3.5.1	FEC usando códigos convolucionais . . . . .	103
3.5.2	FEC usando códigos turbo . . . . .	104
<b>4</b>	<b>Conclusões</b>	<b>113</b>
4.1	Considerações finais . . . . .	113
4.2	Propostas de trabalhos futuros . . . . .	115
<b>A</b>	<b>Entrelaçadores S-aleatórios propostos para 3G</b>	<b>117</b>
<b>B</b>	<b>Solução de integrais</b>	<b>129</b>
B.1	Solução da primeira integral . . . . .	129
B.2	Aproximação de Wilson . . . . .	131
B.3	Solução da segunda integral . . . . .	133
<b>C</b>	<b>Descrição do simulador</b>	<b>137</b>
C.1	Estratégia 1 . . . . .	137
C.1.1	Camada de Aplicação . . . . .	137
C.1.2	Camada TCP . . . . .	137
C.1.3	Camada RLP . . . . .	138

C.1.4	Transmissão . . . . .	138
C.1.5	Gerador de desvanecimento Rayleigh . . . . .	139
C.1.6	Recepção . . . . .	140
C.1.7	Atraso instantâneo normalizado para o protocolo TCP . . . . .	140
C.1.8	Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP . . . . .	141
C.2	Estratégia 2 . . . . .	141
C.2.1	Camada de Aplicação . . . . .	141
C.2.2	Camada TCP . . . . .	141
C.2.3	Codificação . . . . .	142
C.2.4	Transmissão . . . . .	142
C.2.5	Recepção e decodificação . . . . .	143
C.2.6	Atraso instantâneo normalizado para o protocolo TCP . . . . .	143
C.2.7	Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP . . . . .	143
C.3	Estratégia 3 . . . . .	144

# Lista de Tabelas

2.1	Códigos convolucionais usados no padrão CDMA2000. . . . .	21
2.2	Puncionamento do codificador CCP da Fig. 2.10. . . . .	28
2.3	Parâmetros usados para simulação AWGN com correção de erros RLP. . . . .	63
3.1	Taxa de codificação $r_{cod}$ para os três métodos de controle de erros. . . . .	70
3.2	Parâmetros usados para simulação. . . . .	81
3.3	Parâmetros usados para simulação. . . . .	91
A.1	Valores de $c$ para o entrelaçador do padrão CDMA2000. . . . .	118
A.2	Exemplo A.0.1, posições originais, para $S = 512$ bits. . . . .	120
A.3	Exemplo A.0.1, seqüência após permutação de linhas $T(i)$ para $S = 512$ bits. . . . .	120
A.4	Exemplo A.0.1, índices de permutação de colunas $U(j)$ , para $n = 4$ . . . . .	121
A.5	Exemplo A.0.1, seqüência após permutação de colunas. . . . .	121
A.6	Lista de números primos $p$ e raízes primitivas associadas $v$ . . . . .	124
A.7	Índices de permutação entre linhas $T(i)$ . . . . .	124
A.8	Exemplo A.0.2, posições de bits de seqüência de entrada, para $N_b = 300$ bits. . . . .	126
A.9	Exemplo A.0.2, permutação de colunas $U(i, j)$ . . . . .	126
A.10	Exemplo A.0.2, seqüência após a permutação $T(i)$ . . . . .	127
A.11	Exemplo A.0.2, seqüência após a permutação de linhas e colunas. . . . .	127
B.1	Função $F_2(\gamma_{bc})$ . . . . .	131
B.2	Parâmetros para a Fig. B.1 . . . . .	131

# Lista de Figuras

2.1	Esquemas de múltiplo acesso. . . . .	6
2.2	Transmissor de sinais que empregam o espalhamento espectral de seqüência direta. . . . .	18
2.3	Receptor de sinais que empregam o espalhamento espectral de seqüência direta. . . . .	18
2.4	Codificador convolucional, $K = 3$ . . . . .	20
2.5	Codificador CRS, $K = 3$ . . . . .	23
2.6	Treliça do Codificador CNS, $K = 3$ . . . . .	23
2.7	Treliça do Codificador CRS, $K = 3$ . . . . .	24
2.8	Codificador Turbo CCP. . . . .	25
2.9	Codificador Turbo CCP com $q=2$ . . . . .	25
2.10	Codificador CCP usado no padrão CDMA2000. . . . .	26
2.11	Funções de verossimilhança . . . . .	31
2.12	Decodificador iterativo. . . . .	34
2.13	Treliça para o decodificador CRS, $K = 3$ . . . . .	37
2.14	Modelo do canal com desvanecimento . . . . .	43
2.15	O Modelo OSI e o modelo TCP/IP . . . . .	49
2.16	Datagrama IP. . . . .	52
2.17	Cabeçalho do pacote TCP. . . . .	54
2.18	Camadas da transmissão de dados de um sistema de comunicações sem fio, que usa os protocolos TCP e RLP. . . . .	56
2.19	Exemplo 2.22.1, transmissão de um arquivo, com no máximo duas retransmissões na camada RLP. . . . .	62
2.20	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. É transmitido um arquivo de 240 kbits. . . . .	64
2.21	Comparação entre simulação e teoria do atraso médio normalizado para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. É transmitido um arquivo de 240 kbits. . . . .	64
2.22	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. São comparados dois arquivos transmitidos de 240 e 800 kbits. . . . .	65
2.23	Comparação entre simulação e teoria do atraso médio normalizado para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit codificado. São comparados dois arquivos transmitidos de 240 e 800 kbits. . . . .	65

3.1	Estratégia 1: Pilha de protocolos usando o protocolo RLP. . . . .	68
3.2	Estratégia 2: Pilha de protocolos usando FEC. . . . .	68
3.3	Estratégia 3: Pilha de protocolos usando o método híbrido FEC/RLP. . . .	69
3.4	Pilha de protocolos para o modelo geral. . . . .	69
3.5	Receptor Rake . . . . .	74
3.6	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado desvanecimento não-correlacionado, e um arquivo transmitido de 30 kbytes. . . . .	83
3.7	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado alta mobilidade, desvanecimento correlacionado ( $f_c = 2$ GHz, $v_{ERM} = 100$ km/h), e um arquivo transmitido de 30 kbytes. . . . .	84
3.8	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado baixa mobilidade, desvanecimento correlacionado ( $f_c = 2$ GHz, $v_{ERM} = 1$ km/h), e um arquivo transmitido de 30 kbytes. . . . .	85
3.9	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado média mobilidade, desvanecimento correlacionado ( $f_c = 2$ GHz, $v_{ERM} = 30$ km/h), e um arquivo transmitido de 30 kbytes. 3 retransmissões na camada RLP são usadas . . . . .	86
3.10	Exemplo 3.4.1, análise da vazão e do tempo de transmissão para a segunda estratégia. . . . .	88
3.11	Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (código convolucional, $r_c = \frac{1}{3}$ , $d_{free} = 18$ ), e $L = 3$ . . . . .	93
3.12	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, e parametrizado pelo número de percursos $L$ . É considerado: controle de erros FEC (código convolucional, $r_c = \frac{1}{3}$ , $d_{free} = 18$ ). . . . .	94
3.13	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (códigos convolucionais, $r_c = \frac{1}{2}$ ), e $L = 3$ . . . . .	95
3.14	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (códigos convolucionais, $r_c = \frac{1}{3}$ ), e $L = 3$ . . . . .	96
3.15	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (códigos convolucionais de comprimento de restrição $K = 9$ e taxas de código: $r_c = \frac{1}{2}$ , $\frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), e $L = 3$ . . . . .	97

3.16	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, parametrizados pelo número de iterações. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo, $r_c = \frac{1}{4}$ , $d_{free} = 12$ ), e $L = 3$ . . . . .	99
3.17	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, parametrizados pelo número de percursos $L$ . É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo, $r_c = \frac{1}{3}$ , $d_{free} = 9$ ), 5 iterações. . . . .	100
3.18	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo, $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \frac{1}{4}$ com $d_{free} = 6, 9$ e $12$ , respectivamente), 5 iterações e $L = 3$ . . . . .	101
3.19	Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do número de iterações do algoritmo BCJR. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo, $r_c = \frac{1}{2}$ , com $d_{free} = 6$ ), e $L = 3$ . . . . .	102
3.20	Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores convolucionais de comprimento de restrição $K = 9$ e taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões do protocolo RLP, e $L = 3$ . . . . .	105
3.21	Atraso médio normalizado, para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores convolucionais de comprimento de restrição $K = 9$ e taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões para o protocolo RLP e $L = 3$ . . . . .	106
3.22	Comparação do desempenho obtido pela segunda (2) e terceira estratégia (3). É considerado: controle de erros FEC e FEC/RLP (códigos convolucionais de comprimento de restrição $K = 9$ , e taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), 3 retransmissões de RLP e $L = 3$ . . . . .	107
3.23	Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores turbo com taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões para o protocolo RLP e $L = 3$ . . . . .	109
3.24	Atraso médio normalizado para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores turbo com taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões para o protocolo RLP e $L = 3$ . . . . .	110
3.25	Comparação do desempenho obtido pela segunda (2) e terceira estratégia (3). É considerado: controle de erros FEC e FEC/RLP (códificadores turbo de taxas: $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ e $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), 3 retransmissões de RLP e $L = 3$ . . . . .	111

A.1	Relação entre as posições originais e finais para $N = 5000$ usando o padrão CDMA2000. . . . .	128
A.2	Relação entre as posições originais e finais para $N = 5000$ usando o padrão WCDMA. . . . .	128
B.1	Função densidade de probabilidade $p(y_k u_k)$ para $\gamma_{bc} = 0$ dB. . . . .	132
B.2	Função densidade de probabilidade $p(y_k u_k)$ para $\gamma_{bc} = 2$ dB. . . . .	132

# Lista de Variáveis

$a$	variável aleatória do tipo Rayleigh.
$A$	amplitude do sinal transmitido.
$C$	número de células do sistema.
$c_n$	seqüência de espalhamento espectral.
$d_n$	seqüência de bits de informação.
$d_{free}$	distância livre do codificador.
$f_c$	freqüência de transmissão.
$\phi_n$	fase introduzida pelo canal.
$K$	comprimento de restrição.
$G$	ganho de pssamento do sinal de informação.
$G_c$	ganho de processamento do sinal codificado.
$H_{RLP}$	número de bits de cabeçalho na camada RLP.
$H_{TCP}$	número de bits de cabeçalho na camada TCP.
$I_{RLP}$	número de bits de informação na camada RLP.
$I_{TCP}$	número total de bits enviados pela camada TCP.
$L$	número de caminhos resolvíveis usados para a detecção do sinal.
$\lambda_n$	erro no controle de potência do $n$ -ésimo usuário.
$m_{s,log}$	média do sombreamento lognormal.
$m_{s,dB}$	média do sombreamento dado em dB.
$m_{\lambda,log}$	média lognormal do erro no controle de potência.
$m_{\lambda,dB}$	média do erro no controle de potência dado em dB.
$n_{RLP}$	número de blocos RLP necessários para transmitir um pacote TCP.
$n_{TCP}$	número de pacotes TCP necessários para transmitir um arquivo de $N_{arq}$ bits.
$\eta_{TCP}$	vazão de dados de TCP.
$\eta_{TCP_N}$	vazão de dados de TCP normalizada para $R_b$ e $G_c$ .
$N$	número de usuários de uma única célula.
$N_{arq}$	tamanho do arquivo a ser transmitido em bits.

$N_{RLP}$	número de bits de informação na camada RLP.
$N_{TCP}$	número total de bits enviados pela camada TCP.
$m_{i,RLP}$	número total de blocos RLP resultado de retransmissões de pacotes TCP, e blocos RLP.
$P_{bloco,RLP}$	probabilidade de errar um bloco RLP.
$P_{pacote,TCP}$	probabilidade de errar um pacote TCP.
$r_c$	taxas dos códigos corretores de erros: convolucional ou turbo.
$r_{cod}$	taxa total de código para o modelo geral.
$r_{RLP}$	taxa de código de bloco que representa à camada RLP.
$r_{TCP}$	taxa de código de bloco que representa à camada TCP.
$R_{TX}$	taxa de transmissão de dados.
$R_b$	taxa de transmissão de bits de informação.
$R_{bc}$	taxa de transmissão dos bits codificados.
$R_c$	taxa de espalhamento ou taxa de chip.
$\sigma_{s,log}$	desvio padrão do sombreamento lognormal.
$\sigma_{s,dB}$	desvio padrão do sombreamento dado em dB.
$\sigma_{\lambda,log}$	desvio padrão lognormal do erro no controle de potência.
$\sigma_{\lambda,dB}$	desvio padrão do erro no controle de potência dado em dB.
$\sigma_a$	desvio padrão da Gaussiana que gerou a variável Rayleigh.
$T_b$	intervalo de bit do sinal de informação.
$T_{bc}$	intervalo do bit do sinal codificado.
$T_c$	intervalo do sinal espalhado, ou intervalo de um chip.
$\tau_{TCP,min}$	intervalo de tempo mínimo em que um pacote TCP pode ser transmitido.
$\tau_p$	tempo de propagação.
$\tau_{dec}$	intervalo do tempo usado no processo de decodificação.
$\overline{\tau_{TCP}}$	atraso médio de TCP.
$\overline{\tau_{TCP_N}}$	atraso médio de TCP normalizado para $\tau_{TCP,min}$ .
$v$	velocidade do móvel.

- $W_{co}$  largura de banda de coerência do canal.
- $W$  largura de banda do sinal espalhado.
- $\chi$  número de retransmissões na camada RLP.
- $y_n$  combinação do sombreamento lognormal e a perda do percurso para o usuário  $n$ .
- $\zeta$  expoente de perda de propagação.

# Capítulo 1

## Caracterização do Problema

### 1.1 Introdução

A tecnologia de comunicações sem fio para sistemas celulares digitais tem sido aprimorada nos últimos anos para alcançar os objetivos da terceira geração. Um dos objetivos mais importantes é o de permitir os serviços de comunicação da Internet, dados e multimídia, que requerem alta vazão de dados, em comparação com os serviços de voz. A Internet está baseada na arquitetura TCP/IP (Transport Control Protocol/Internet Protocol), e tem como aplicações mais usadas: correio eletrônico, transferência de arquivos, acesso remoto, e a navegação na Web. A arquitetura TCP/IP foi projetada para ser usada em redes fixas, onde a taxa de erro de bits do meio é muito baixa e o congestionamento é a principal causa de perdas de pacotes. Implementações no protocolo de transporte TCP associam qualquer tipo de erro ao congestionamento e incorporam uma série de mecanismos destinados a lhe combater [1, 2, 3, 4].

As características do canal de comunicações sem fio produzem uma alta taxa de erro de bits e como consequência uma alta perda de pacotes. Ao ser usado diretamente, o protocolo TCP associará este problema ao congestionamento e haverá uma degradação significativa da vazão de dados.

As comunicações sem fio usam a camada de enlace de dados, que suporemos irá prover métodos de controle de erros, tais como: ARQ (Automatic Repeat Request), FEC (Forward Error Control), e um método híbrido formado pela combinação dos métodos

anteriores (FEC/ARQ). Na camada de enlace, a técnica ARQ é encarregada do controle de erro através de retransmissão de pacotes de pequeno comprimento, reduzindo a perda de pacotes e melhorando assim o desempenho do sistema. Atualmente os modelos ARQ propostos nos padrões de terceira geração são utilizados no protocolo RLP (Radio Link Protocol) especificado pela norma IS-707 [5] e RLC (Radio Link Control) [6] para CDMA2000 (evolução de IS-95 CDMA) e WCDMA (CDMA de faixa larga), respectivamente.

Vários trabalhos na literatura obtiveram o desempenho do protocolo TCP em ambientes de comunicações sem fio usando o protocolo RLP [7, 8, 9, 10, 12]. Em [12] foram obtidas expressões matemáticas para um canal sem fio que determinam o desempenho do protocolo RLP, utilizando um modelo TCP com retransmissões consecutivas e tamanho de pacote constante.

Por outro lado, em [13] foi calculado o desempenho de um sistema celular CDMA em termos da probabilidade de erro média de bit, considerando um ambiente composto por múltiplas células, onde todas as células possuem um formato circular, e no centro de cada célula existe uma estação rádio-base (ERB), que controla os usuários. A análise do sistema de transmissão CDMA abordou as seguintes considerações: modulação BPSK, canal seletivo em frequência, desvanecimento Rayleigh do sinal, sombreamento lognormal, perda de percurso exponencial, erro no controle de potência, utilização de códigos corretores de erro, e controle da atividade de voz [14, 15].

Os códigos turbo introduzidos em 1993 por Berrou, Glavieux e Thitimajshima [16], apresentam uma grande capacidade de correção de erro e são capazes de alcançar uma probabilidade de erro próxima da capacidade de canal obtida por Shannon, de acordo com o número de iterações que seu decodificador realize, e com uma complexidade de codificação e decodificação relativamente baixas. Os códigos turbo foram adotados e padronizados pelos Estados Unidos, Europa e Japão para melhorar a eficiência na capacidade dos sistemas de terceira geração com serviços de dados de altas velocidades [17, 18].

Os trabalhos anteriormente mencionados motivaram a realização deste trabalho, onde o desempenho do protocolo TCP em ambientes CDMA multicelulares é obtido, usando-se diferentes métodos de controle e correção de erros.

## 1.2 Objetivo

O objetivo deste trabalho é determinar a vazão de dados e o atraso médio em que um pacote TCP é transmitido com sucesso pelo enlace reverso de um sistema CDMA constituído por múltiplas células e que usa modulação BPSK. Estas medidas de desempenho são avaliadas em função do carregamento do sistema CDMA. Considera-se três métodos de controle de erros na camada de enlace de dados de TCP: RLP, FEC, e o método híbrido FEC/RLP, onde os códigos corretores podem ser do tipo convolucional ou turbo.

O canal considerado é seletivo em frequência e por consequência é capaz de gerar múltiplos percursos, com desvanecimento do tipo Rayleigh. Além disso um sombreamento lognormal do sinal transmitido é considerado. Consideram-se também a perda de percurso exponencial e o erro no controle de potência.

## 1.3 Organização do trabalho

O corpo deste trabalho foi dividido em quatro capítulos:

- O capítulo 2 apresenta os fundamentos teóricos que ajudarão no entendimento de todos os conceitos que serão usados na análise de desempenho do sistema. Aqui é incluída uma explicação detalhada do processo de codificação e decodificação turbo.
- O capítulo 3 apresenta a análise detalhada do problema. São obtidas expressões matemáticas para medir o desempenho de um sistema CDMA, e avaliar a vazão de dados e o atraso médio de transmissão do protocolo TCP.
- No capítulo 4 são apresentadas as conclusões finais e as propostas para trabalhos futuros.
- O apêndice A apresenta os algoritmos de entrelaçamento S-aleatório propostos pelas normas CDMA2000 e WCDMA.
- No apêndice B é apresentada uma análise matemática do uso do algoritmo de decodificação iterativa BCJR em canais com desvanecimento Rayleigh e diversidade.

- Finalmente, no apêndice C é apresentada uma descrição do simulador para as três estratégias de controle de erro usadas neste trabalho.

# Capítulo 2

## Conceitos Básicos

### 2.1 Introdução às comunicações sem fio

O acesso sem fio aos serviços das telecomunicações tem apresentado um grande crescimento nos últimos anos. Novos tipos de serviços tem surgido pelas necessidades da sociedade atual. Com o desenvolvimento da Internet, serviços de comunicação de dados, tais como, multimídia, e-mail, comércio eletrônico, etc., criaram um novo cenário para as comunicações sem fio, aproximando-a assim do mercado das comunicações fixas.

O primeiro serviço público de telefonia móvel foi o sistema analógico IMTS (Improved Mobile Telephone Service) criado pelos laboratórios da AT&T Bell Labs em 1946. Este sistema teve como objetivo atender às 25 principais cidades norte americanas. O sistema era constituído de uma célula única controlada por uma estação rádio base (ERB), que cobria distâncias de até 50 km, usando altos níveis de potência. Caso um usuário saísse da área de cobertura de sua célula e entrasse em uma célula vizinha a sua ligação seria perdida.

Com o passar do tempo os sistemas analógicos evoluíram bastante, permitindo "handoff" entre células. Além disso, passou-se a reutilizar frequências e as células tornaram-se menores, o que permitiu um aumento na eficiência espectral, além de se operar com menor nível de potência.

Os sistemas de comunicação sem fio na sua evolução se basearam nas três tecnologias de acesso múltiplo: FDMA (Frequency Division Multiple Access), TDMA (Time Division

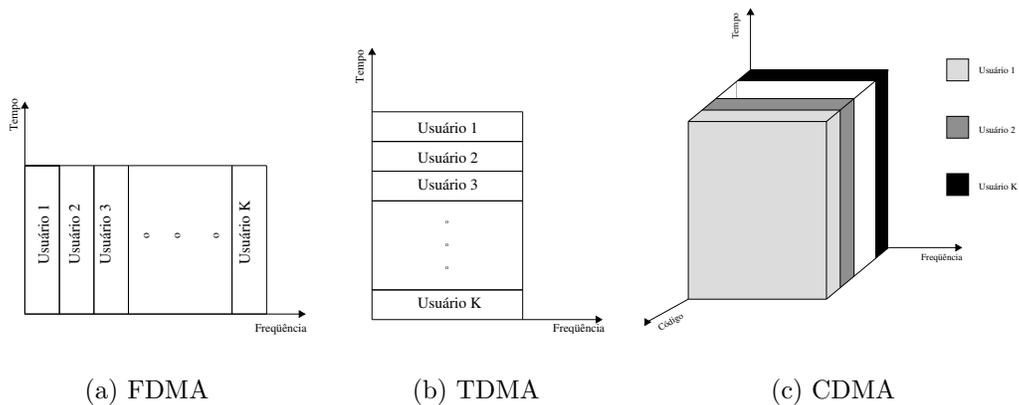


Figura 2.1: Esquemas de múltiplo acesso.

Multiple Access) e CDMA (Code Division Multiple Access).

Nos sistemas que utilizam a tecnologia FDMA, o espectro utilizado pelo sistema é dividido em pequenas faixas, e em cada uma destas faixas é alocado um usuário (Fig. 2.1.a). Nos esquemas do tipo TDMA, os sinais de diversos usuários são multiplexados em um mesmo espectro, através de uma divisão temporal, de modo que cada usuário transmite o seu sinal em diferentes instantes de tempo (Fig. 2.1.b).

Os esquemas múltiplo acesso com tecnologia CDMA são caracterizados pelo espalhamento espectral dos sinais. Os sinais espalhados de todos os usuários ocupam a mesma faixa do espectro e são transmitidos simultaneamente, porém, o sinal de cada usuário foi espalhado por uma seqüência única, que o diferencia dos demais usuários (Fig. 2.1.c).

Os sistemas de comunicação sem fio podem-se dividir em três gerações, que são resumidas a seguir.

### 2.1.1 Primeira Geração (1G)

A primeira geração das comunicações sem fio é caracterizada pelos sistemas analógicos que evoluíram a partir de 1978, com a implementação de um sistema piloto em Chicago. O padrão usado ficou conhecido como AMPS (Advanced Mobile Phone Service) que opera na faixa de 800 MHz, e que estreou no mercado dos Estados Unidos em 1983. No Japão o sistema AMPS obteve sucesso e foi lançado no mercado já em 1979. Os países da Eu-

ropa com o interesse das comunicações sem fio, desenvolveram uma tecnologia conhecida como NMT (Nordic Mobile Telephony) operando na faixa de 450 MHz, e que entrou ao mercado no ano de 1981. Em seguida, uma nova versão do NMT foi desenvolvida para operar na faixa de 900 MHz, e que ficou conhecida como NMT900. A Inglaterra em 1985, introduziu uma nova tecnologia conhecida como TACS (Total Access Communications System) operando na faixa de 900 MHz, e que é basicamente uma versão modificada do AMPS.

Os sistemas analógicos tiveram grande sucesso, o que proporcionou um grande número de usuários, de modo que a capacidade do sistema tornou-se limitada, principalmente nas áreas metropolitanas.

### 2.1.2 Segunda Geração (2G)

A necessidade de se incrementar a capacidade de sistemas sem fio e de dar mais privacidade na comunicação de cada usuário do sistema, levou ao desenvolvimento de uma segunda geração totalmente digital. A principal diferença entre a primeira e a segunda geração dos sistemas sem fio é que os sistemas de primeira geração usam sinalização analógica (FDMA) na interface aérea, enquanto que nos sistemas de segunda geração é usada sinalização digital de acesso múltiplo (TDMA ou CDMA). Ambas tecnologias de segunda geração modulam o sinal de tráfego sobre um canal de rádio frequência (RF).

Vários tipos de tecnologia foram desenvolvidas para 2G, sendo que as três com maior utilização são: IS-136 (Interim Standard 136) TDMA, IS-95 CDMA, e GSM (Global System for Mobile communications). Este último é um padrão utilizado em toda Europa. Na atualidade GSM está entrando também nos mercados de outras partes do mundo, inclusive no Brasil.

É comum ouvir falar da geração 2.5G. Esse termo se refere aos sistemas celulares com serviços e taxas adicionais àquelas oferecidas pelos sistemas 2G, porém ainda não tão elevadas como na 3G. Os PCSs (Personal Communication Services) se enquadram nessa categoria, sendo os serviços oferecidos principalmente através da melhoria dos sistemas (2G).

### 2.1.3 Terceira Geração (3G)

Os sistemas 3G têm como objetivo garantir a troca de informação de voz e de serviços de dados de altas taxas e com alta qualidade entre estações rádio móveis (ERMs) fixas e portáteis, que podem estar alocadas em qualquer parte do mundo, interagindo com os serviços de redes fixas, como a Internet.

No início dos estudos sobre os sistemas 3G foram discutidas duas correntes, uma pela criação de um único padrão mundial, e outra pela evolução das redes e sistemas 2G. Considerando os fortes investimentos já realizados pelas operadoras pela implementação das redes e considerando o desenvolvimento de cada tecnologia, a segunda alternativa teve maior força. Assim sendo, a ITU (International Telecommunication Union) elaborou um conjunto de requisitos para serem incorporados nas propostas candidatas que iriam compor o conjunto de especificações para o futuro padrão 3G, chamado inicialmente FLPMTS (Future Public Land Mobile Telecommunications System) e modificado posteriormente para IMT-2000 (International Mobile Telecommunications - 2000).

Os principais atributos do IMT-2000 são a compatibilidade mundial, para serviços dentro do sistema e com as redes fixas, alta qualidade, ERMs de pequeno porte com possibilidade de "roaming" global, e capacidade de aplicações multimídia com uma alta gama de serviços. As recomendações especificam que o IMT-2000 possa trabalhar em uma faixa de 2 GHz, com taxas de 144 kbps para serviços móveis e 2 Mbps para serviços fixos.

Em 1998 inúmeras propostas foram submetidas. Em 1999, depois da revisão do ITU, cinco propostas foram selecionadas: WCDMA (CDMA de faixa larga), CDMA2000 (evolução de IS-95 CDMA), TD-SDMA (time division-synchronous CDMA), UWC-136 (evolução de IS-136), e DECT (Digital Enhanced Cordless Telecommunications). Das cinco propostas selecionadas, as duas primeiras na realidade são as opções previstas para a terceira geração da tecnologia de transmissão móvel (3G). Na Europa e na Ásia estabeleceu-se o termo UMTS para a proposta WCDMA.

Segundo Irwin Jacobs, fundador da Qualcomm (empresa especificadora do padrão IS-95), as novas redes para CDMA2000 e WCDMA serão construídas, mas só entrarão em

operação em 2004 ou 2005. Na realidade, os sistemas da geração 2.5G estão lançando comercialmente os primeiros serviços de 3G, como é o caso do GPRS (General Packet Radio Services) na Europa e *i-mode* no Japão. Este último, foi o primeiro país do mundo que lançou comercialmente os serviços de 3G em outubro do 2001.

## 2.2 O Sistemas Celular

O termo *celular* foi usado pela primeira vez nos Estados Unidos para denotar o sistema analógico AMPS. Seu significado deve-se a que uma determinada área é dividida em regiões idealmente idênticas e circulares, denominadas células. Dentro de cada célula encontra-se uma ERB, que contém os equipamentos de transmissão e recepção. Elas trabalham normalmente com antenas omnidirecionais, ou com antenas direcionais quando é utilizada setorização. A ERB provê a comunicação com um determinado número de ERMs distribuídas na célula. Estas ERMs trabalham com antenas omnidirecionais e transmitem e recebem informação da ERB através de um determinado canal.

A transmissão da ERB para as ERMs flui pelo chamado canal direto ("*forward link*" ou "*downlink*"), enquanto que a transmissão de uma ERM para a ERB se dá pelo canal reverso ("*reverse link*" ou "*uplink*").

Toda vez que um usuário estiver saindo de uma célula e entrando em outra, ele entra em processo de "*handoff*", ou seja, ele vai ter que se desconectar de uma ERB para se conectar com outra ("*hard handoff*"). No sistema CDMA uma ERM pode ser monitorada por várias ERBs vizinhas, evitando quedas de ligação neste processo ("*soft handoff*").

## 2.3 Interferência

É chamado interferência toda e qualquer potência indesejável que atinge um determinado receptor. Aquela potência indesejável proveniente dos usuários que pertencem a uma mesma célula é chamada de interferência interna, e quando ela é proveniente de outras células é chamada de interferência externa.

Dependendo do sistema de acesso múltiplo utilizado, FDMA, TDMA ou CDMA é gerada uma interferência externa causada pelo reuso de frequência, intervalo de tempo ou de código, respectivamente. Esta interferência é denominada de interferência co-canal.

O sistema CDMA usa a mesma banda de frequência para alguns usuários da mesma célula, o que resulta que a interferência externa é também denominada interferência de acesso múltiplo.

## 2.4 Setorização

A técnica de setorização consiste em dividir uma célula em setores, de tal modo que a interferência diminua, e com isto poder colocar mais ERMs por área. Para isto são empregadas antenas direcionais na ERB.

## 2.5 Perda de Percurso

Um modelo de propagação bastante simples pode ser usado, onde a perda de percurso cresce com uma potência da distância, dada por:

$$\frac{P_R}{P_T} = r^{-\zeta}, \quad (2.1)$$

onde  $P_R$  é a potência recebida,  $P_T$  é a potência transmitida,  $r$  é a distância entre o transmissor e o receptor, e  $\zeta$  é o expoente de perda de propagação. Para ambientes externos  $\zeta$  fica normalmente entre 3 e 5. A propagação no espaço livre apresenta  $\zeta = 2$ .

### 2.5.1 Sombreamento

O sombreamento é causado por obstruções entre a ERM e a ERB. Estas obstruções são em geral causadas por árvores, edifícios e até mesmo veículos em movimento. Estas obstruções provocam a flutuação do nível de potência do sinal. Uma ERM movimentando-se em um ambiente como este, pode passar por momentos em que a qualidade do sinal se torna bastante ruim e, até mesmo, experimentar a total perda do sinal resultando na queda da ligação.

O método usado para compensar os efeitos do sombreamento consiste basicamente em prover ao móvel a possibilidade de mesmo escolher a ERB mais favorável, a fim de que a ERM sempre receba um sinal mais forte. Desta maneira, o sinal da ERM será monitorado por várias ERBs simultaneamente ("soft handoff").

O sombreamento é um fenômeno bem conhecido na literatura [14] e é modelado como

possuidor de uma distribuição de probabilidade lognormal. A distribuição de probabilidade lognormal é obtida pela transformação  $z = 10^{\frac{\xi}{10}}$ , onde  $\xi$  representa uma variável aleatória Gaussiana de média  $m_{s,dB}$  e desvio padrão  $\sigma_{s,dB}$ .

A função densidade de probabilidade de uma variável lognormal  $z$ , é dada por:

$$f_z(z) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}z\sigma_{s,\log}} e^{-\frac{1}{2}\left(\frac{\ln(z)-m_{s,\log}}{\sigma_{s,\log}}\right)^2} \quad (2.2)$$

onde  $m_{s,\log}$  e  $\sigma_{s,\log}$  são a média e o desvio padrão logarítmicos, que se relacionam com a média e o desvio padrão em dB da seguinte maneira:

$$m_{s,dB} = m_{s,\log} \frac{10}{\ln(10)}, \quad (2.3)$$

$$\sigma_{s,dB} = \sigma_{s,\log} \frac{10}{\ln(10)}. \quad (2.4)$$

## 2.6 Efeito Doppler

O efeito Doppler é devido ao movimento relativo entre o transmissor e o receptor, observando na recepção uma frequência diferente daquela que foi transmitida. Quanto maior for a velocidade de deslocamento da ERM em relação à direção de propagação de onda de rádio, maior é o desvio de frequência. O valor do desvio Doppler em função da velocidade da ERM é dada pela seguinte expressão [19, cap. 1]:

$$f_d = \frac{vf_c}{c} \cos(\theta), \quad (2.5)$$

onde  $v$  é a velocidade do móvel,  $f_c$  é a frequência da portadora,  $c$  é a velocidade da luz, e  $\theta$  é o ângulo entre a direção do movimento e a direção da propagação da onda eletromagnética. Para uma propagação multipercursos cada um dos sinais sofrerá diferentes desvios Doppler e como resultado tem-se um espectro Doppler, formado a partir da variação aleatória da frequência percebida em cada multipercurso, dando origem à dispersão espectral Doppler

$B_b$ , onde:

$$\begin{aligned} B_d &= 2f_{d_{max}} \\ &= 2\frac{vf_c}{c}. \end{aligned} \tag{2.6}$$

O parâmetro que informa a variabilidade temporal do canal, é denominado intervalo de tempo de coerência,  $T_{co}$ , e é definido como uma média estatística do intervalo de tempo dentro do qual os sinais recebidos possuem grande correlação de amplitude. O intervalo de tempo de coerência é inversamente proporcional à dispersão espectral Doppler:

$$T_{co} \approx \frac{1}{B_d}. \tag{2.7}$$

## 2.7 Desvanecimento

Existem situações em que a ERM não possui linha de visada direta com a sua respectiva ERB. Nestes casos, o sinal recebido é composto por várias versões do sinal transmitido, e nenhum destes caminhos chega a ser considerado dominante em relação aos demais. Em ambientes como este é muito comum as componentes dos múltiplos percursos chegarem com grandes atrasos e variações de amplitude. Este tipo de fenômeno é muito comum em regiões urbanas e suburbanas.

O sinal recebido é portanto composto de um somatório de um grande número de fasores gaussianos, que as vezes contribuem de maneira construtiva e as vezes contribuem de maneira destrutiva na formação do sinal recebido.

O sinal recebido pode algumas vezes passar por atenuações muito fortes, e o tempo de duração destas atenuações depende da velocidade do móvel e da frequência da portadora do sinal. A atenuação sofrida pelo sinal pode chegar a valores de ordem 50 dB, e como as flutuações em torno do valor médio do sinal ocorrem rapidamente, este fenômeno é chamado de desvanecimento.

A envoltória de um sinal recebido em um ambiente sem linha de visada direta, é modelado como uma variável aleatória do tipo Rayleigh,  $a$ , ou seja com função densidade

de probabilidade:

$$p_a(a) = \frac{a}{\sigma_a^2} e^{-\frac{a^2}{2\sigma_a^2}}. \quad (2.8)$$

onde  $\sigma_a$  representa o parâmetro da Rayleigh. O valor médio e o valor quadrático médio do desvanecimento são dados por  $\bar{a} = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_a$  e  $\overline{a^2} = 2\sigma_a^2$ , respectivamente.

### 2.7.1 Tipos de Desvanecimento

Como vimos anteriormente, quando um sinal é transmitido em um canal rádio móvel, no receptor tem-se réplicas desse sinal oriundas de vários multipercursos. O resultado é um espalhamento temporal do sinal,  $T_m$ , que pode ser quantificado através do perfil de dispersão de potência.

Sempre que existe dispersão temporal, pode haver distorção do espectro do sinal transmitido. A atenuação espectral poderá ocorrer de maneira uniforme em toda faixa de frequências do sinal, formando o chamado desvanecimento plano, ou poderá afetar somente uma determinada faixa de frequências, configurando um desvanecimento conhecido como desvanecimento seletivo em frequência. A ocorrência de desvanecimentos plano, ou seletivo em frequência pode ser determinada pela comparação da largura de faixa de coerência do canal,  $W_{co}$ , com a banda do sinal  $W_s$ . A faixa de coerência do canal é a faixa de frequências dentro da qual as componentes espectrais recebidas possuem grande correlação de amplitude. A largura de faixa de coerência do canal é inversamente proporcional à dispersão do canal [20, cap. 14]:

$$W_{co} \approx \frac{1}{T_m}. \quad (2.9)$$

Se  $W_{co}$  tem uma largura de faixa menor que  $W_s$ , o canal apresenta um desvanecimento do tipo seletivo em frequência. Neste caso o sinal é fortemente distorcido pelo canal, e além disso o canal introduz interferência entre símbolos (ISI). Por outro lado, se  $W_{co}$  é maior que  $W_s$ , o canal apresenta um desvanecimento do tipo plano.

Por outro lado, dependendo da comparação entre o intervalo de tempo de coerência do canal e o intervalo de tempo de símbolo,  $T_s$ , o canal apresenta desvanecimento lento ou rápido. Assim, se  $T_s \ll T_{co}$ , o desvanecimento é lento, caso contrário o desvanecimento

é rápido.

## 2.8 Diversidade

Devido aos multipercursos existentes em um canal de comunicações móveis, o sinal recebido em um determinado instante pode ter potência insuficiente para ser recebido com qualidade. A diversidade é uma técnica em que as réplicas de um sinal são combinadas na recepção com o objetivo de se obter maior confiabilidade na detecção deste sinal.

O canal com diversidade disponibiliza ao receptor réplicas da informação transmitida, sendo que essas réplicas afetadas devem ser descorrelacionadas. Em determinado instante uma réplica poderá ser afetada fortemente pelo desvanecimento, mas será grande a probabilidade de que outras réplicas não estejam nessa situação. Assim, elas podem ser combinadas para fornecer ao detector um sinal de maior potência que aquele obtido, se não houvessem réplicas não-correlacionadas.

Existem algumas técnicas de diversidade, como a diversidade espacial, a diversidade temporal, e a diversidade em frequência.

### 2.8.1 Diversidade Espacial

Na diversidade espacial, as antenas receptoras são fisicamente separadas, de tal forma que as potências dos sinais recebidos sejam descorrelacionadas entre si. Os sinais provenientes dessas antenas são então combinados no receptor.

### 2.8.2 Diversidade Temporal

Na diversidade temporal, réplicas da informação são enviadas em instantes de tempo distintos, sendo que o intervalo de separação entre essas réplicas deve ser superior ao tempo de coerência do canal, para que as amplitudes dos sinais sejam descorrelacionadas na recepção.

### 2.8.3 Diversidade em Frequência

A diversidade em frequência é obtida quando dois sinais são transmitidos através de um canal móvel usando portadoras distintas, e em instantes de tempo distintos. A separação entre as portadoras deve ser maior que a banda de coerência do canal para que não exista

correlação entre elas.

## 2.9 Sistema CDMA

CDMA é uma técnica de acesso digital baseada no espalhamento espectral ("*Spread Spectrum*") dos sinais. Neste sistema todos os usuários compartilham simultaneamente o mesmo espectro de frequência. Cada sinal de informação de cada usuário é multiplicado por uma seqüência de espalhamento única, o que o diferencia dos demais. De tal modo, que é possível resgatar o sinal original, multiplicando o sinal recebido pela mesma seqüência usada no transmissor.

A medida de ortogonalidade entre dois usuários é denominada correlação cruzada. Se as seqüências dos usuários forem ortogonais, a correlação cruzada é nula, e a interferência de acesso múltiplo também o será, restando apenas o ruído aditivo. Neste caso, o desempenho do sistema é determinado pelo nível de potência do sinal recebido em relação à potência do ruído. Por outro lado, se as seqüências não forem ortogonais com a seqüência do usuário desejado, o desempenho do sistema dependerá basicamente do nível de potência do sinal recebido em relação ao nível de potência dos demais usuários.

No enlace reverso de um sistema CDMA é desejável que a potência que alcança a ERB devido às várias ERMs seja a mesma, caso contrário a interferência dos outros usuários pode se tornar excessiva se os níveis de potência dos usuários interferentes forem maiores que os níveis de potência do usuário desejado. Este efeito chamado de "*near-far*" (efeito perto-longe), onde a potência recebida dos usuários próximos à ERB torna-se maior que a dos usuários distantes. Isto pode ser resolvido aplicando-se um algoritmo de controle de potência para que os sinais de todos os usuários sejam recebidos com a mesma potência na ERB.

Quando as seqüências dos usuários são perfeitamente alinhadas chip a chip, o sistema CDMA é dito síncrono, caso contrário, o sistema é assíncrono. O caso síncrono ocorre no enlace direto, onde a ERB realiza a transmissão dos sinais para todas as ERMs da célula. No enlace reverso, o sistema é assíncrono já que a tecnologia atual não garante o sincronismo entre os sinais transmitidos pelas diversas ERMs, pela falta de coordenação temporal e pelo fato das ERMs estarem em posições diferentes na célula.

A tecnologia de espalhamento espectral, a que é a base da tecnologia CDMA, foi usada inicialmente em aplicações militares, como por exemplo, para vencer os efeitos da forte interferência intencional (*"jamming"*) e esconder o sinal transmitido de receptores não autorizados. A primeira empresa a ver a possibilidade de uso desta tecnologia para a telefonia celular foi a Qualcomm, e em 1990 ela propôs o primeiro sistema celular baseado em espalhamento espectral. O TIA (Telecommunications Industry Association) aprovou o primeiro padrão CDMA, IS-95, em julho de 1993.

A tecnologia de espalhamento espectral é nos dias de hoje bem conhecida e considerada como uma alternativa para aumentar a capacidade de sistemas e prover um serviço confiável. Duas propostas para terceira geração dos sistemas de comunicações sem fio, CDMA2000 e WCDMA, utilizam esta tecnologia como base.

### 2.9.1 Espalhamento Espectral

As técnicas de espalhamento espectral são chamadas assim, porque a largura de faixa empregada é muito maior que a largura de faixa necessária para transmitir a informação. Valores típicos para esta relação estão entre 4 e 128 (6 a 21 dB).

O espalhamento é obtido a partir da utilização de um sinal de espalhamento, também conhecido como seqüência de espalhamento, que é independente do sinal de informação.

No receptor, a recuperação da informação original é feita pela correlação do sinal recebido com uma réplica sincronizada do sinal de espalhamento, usado no processo de espalhamento do transmissor.

Os principais esquemas de implementação da técnica de espalhamento espectral são: o espalhamento espectral de seqüência direta DS e o espalhamento espectral com salto em freqüência FH. Neste trabalho, apenas os sistemas CDMA que operam com seqüência direta são empregados.

A técnica de espalhamento espectral tem algumas características, tais como:

- **Rejeição à interferência**, pois as transmissões alheias de banda larga, ou de banda estreita que são conseqüentemente descorrelacionadas do sinal de interesse, são fortemente atenuadas no receptor, devido ao ganho de processamento.
- **Baixa probabilidade de interceptação**, por dois aspectos: faixa mais larga a ser

monitorada e densidade de potência do sinal a ser detectado reduzida pelo processo de espalhamento de espectro;

- **Possibilidade de acesso multiusuário por endereçamento seletivo**, que consiste na transmissão de sinais de vários usuários simultâneos, ocupando a mesma faixa de frequência, porém usando seqüências diferentes.
- **Resistência aos efeitos dos múltiplos percursos** os sinais de múltiplos percursos, ainda que possuam o mesmo código, estarão defasados em tempo, e frequência, e conseqüentemente são descorrelacionados.
- **Medidas de distância com alta resolução**, em sistemas de radar, que utilizam técnicas de espalhamento espectral. Tais sistemas conseguem resolução melhor que os convencionais devido à maior banda utilizada e à capacidade desses sistemas distinguirem pulsos muito próximos oriundos de reflexões no mesmo alvo, recebidos por múltiplos percursos.

### 2.9.2 Espalhamento Espectral de Seqüência Direta

A Fig. 2.2 apresenta um diagrama de blocos do transmissor que utiliza espalhamento espectral de seqüência direta e modulação. Nesta técnica um sinal digital é multiplicado por uma seqüência binária de espalhamento. Essa seqüência de espalhamento tem uma taxa de transmissão muito maior que taxa do sinal digital, ou seja, a duração,  $T_c$ , de um pulso desta seqüência, denominado "chip", é muito menor que a duração,  $T_b$ , de um pulso do sinal a ser modulado. Assim sendo, podemos definir o ganho de processamento como  $G = \frac{T_b}{T_c}$ . A seqüência de código de espalhamento utilizado pelo sistema, deverá ser de conhecimento do receptor, para que este recupere o sinal original.

Os dois tipos de modulação mais utilizados na análise de sistemas de RF são: BPSK (Binary Phase Shift Keying) e QPSK (Quadrature Phase Shift Keying).

A Fig. 2.3 ilustra um demodulador coerente que utiliza um gerador local da seqüência de espalhamento. O receptor além de conhecer o tipo de seqüência de espalhamento utilizada, tem que estar perfeitamente sincronizado com o sinal recebido.

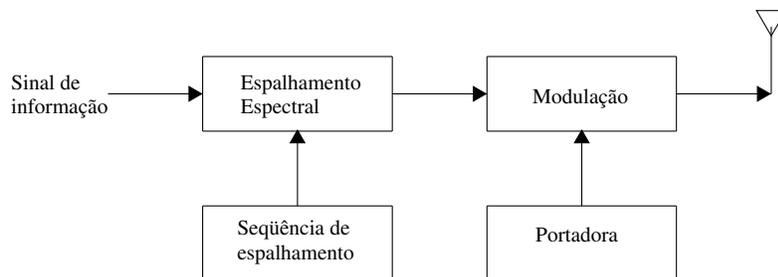


Figura 2.2: Transmissor de sinais que empregam o espalhamento espectral de seqüência direta.

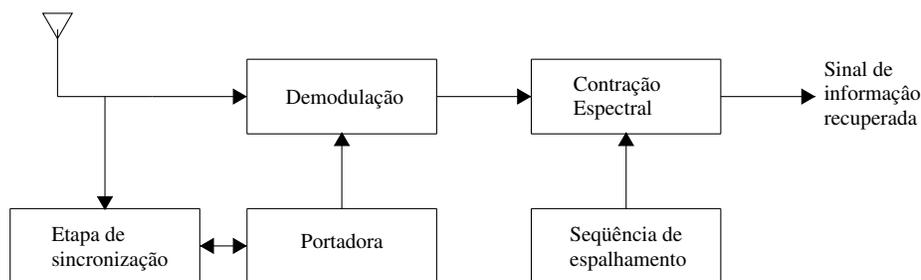


Figura 2.3: Receptor de sinais que empregam o espalhamento espectral de seqüência direta.

## 2.10 Erro no Controle de Potência

O mecanismo de controle de potência é essencial para assegurar o bom desempenho de um sistema de comunicações CDMA. Esta preocupação se dá devido ao problema *"near - far"* enfrentado pelo sistema, explicado a seguir. No enlace reverso, os sinais dos diversos usuários chegam até a ERB com os mais variados níveis de potência. Isto se deve às diferentes distâncias entre as ERMs e a ERB da célula. O resultado disto é que as ERMs situadas mais próximas da ERB chegarão com um nível de potência bem maior, comparado com o das ERMs localizadas na periferia da célula. Portanto, essas ERMs que estão próximas da ERB conseguirão altas relações sinal-interferência, prejudicando os demais usuários, pois gerarão muita interferência.

A solução para este problema é adotar um sistema de controle de potência para cada ERM, de modo que o sinal de cada ERM chegue à ERB com mesmo nível de potência.

Este procedimento exige que a ERB mantenha continuamente um controle sobre cada ERM, de maneira que as mesmas possam ajustar o seu nível de potência de transmissão

continuamente.

É impossível fazer uma correção instantânea no nível de potência de cada usuário, devido ao sombreamento e principalmente devido ao desvanecimento sofrido pelo sinal, o que implica em um erro no mecanismo de controle de potência dos mesmos.

O erro no controle de potência do  $k$ -ésimo usuário é modelado como uma variável aleatória  $\lambda_k$  com distribuição lognormal, obtida a partir da função  $\lambda_k = 10^{\frac{g}{10}}$ , onde  $g$  é uma variável aleatória gaussiana dada em dB. A função densidade de probabilidade da lognormal é dada por:

$$p(\lambda) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\lambda\lambda} e^{-\frac{1}{2}\left(\frac{\ln(\lambda)-\mu_\lambda}{\sigma_\lambda}\right)^2}, \quad (2.10)$$

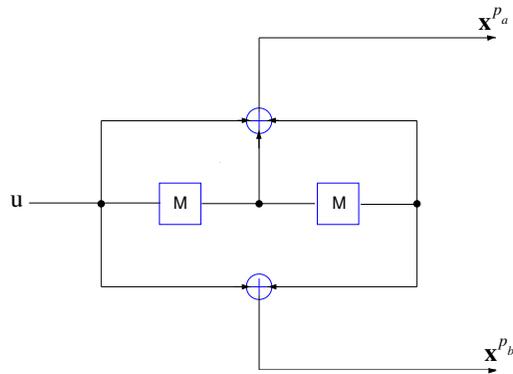
onde  $\mu_\lambda$ , e  $\sigma_\lambda$  são a média e o desvio padrão logarítmicos, respectivamente. A média e o desvio padrão em dB podem ser calculados facilmente através de:  $\mu_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\mu_\lambda$  e  $\sigma_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\sigma_\lambda$ , respectivamente. Tipicamente, o erro no controle de potência é caracterizado por:  $\mu_{\lambda,dB} = 0$  dB e  $\sigma_{\lambda,dB} = 1$  dB. O valor do erro quadrático médio no controle de potência é dado por  $\overline{\lambda^2} = e^{2\sigma_\lambda^2}$  [14].

## 2.11 Códigos Corretores de Erros

A inserção de um código corretor de erro em um sistema de comunicação produz uma melhoria na relação sinal-ruído, às custas de um aumento na redundância do sinal transmitido. Isto é, a seqüência de bits de informação original é substituída por uma outra relacionada a esta e que possua características específicas. Os códigos corretores recomendados para os sistemas de comunicações sem fio de terceira geração são: os códigos convolucionais e os códigos turbo, devido ao bom desempenho que eles apresentam [21], e pela facilidade de decodificação.

## 2.12 Codigos Convolucionais

Os códigos convolucionais foram introduzidos inicialmente em 1955 por Elias, como uma alternativa aos códigos de bloco [22]. Os códigos convolucionais são designados pela tripla  $(n, k, M)$ , onde  $n$  representa o número de saídas do codificador,  $k$  o número de entradas, e  $M$  representa o número máximo de unidades de memória para uma dada entrada. A relação de bits de informação por bits codificados  $r_c = \frac{k}{n}$  é definida como taxa

Figura 2.4: Codificador convolucional,  $K = 3$ 

de codificação. Em um codificador convolucional os  $n$  bits de saída do codificador não dependem apenas dos  $k$  bits de entrada, mas também de entradas passadas.

De modo geral,  $k$  e  $n$  são números inteiros pequenos, onde  $k < n$ . Grandes valores de  $M$  possibilitam a construção de códigos mais complexos e que atingem menores probabilidades de erro.

Um codificador com  $M$  unidades de memória, gera seqüências de resposta ao impulso com comprimento igual a  $K = M + 1$  unidades de tempo.

A Fig. 2.4 ilustra um codificador convolucional  $(2, 1, 2)$ . Suponha que uma seqüência formada pelos bits de informação  $\mathbf{u} = \{u_0, u_1, u_2, \dots\}$  é usada na entrada do codificador da Fig. 2.4. Esta seqüência irá gerar duas seqüências codificadas na saída do codificador convolucional:  $\mathbf{x}^{p_a} = \{x_0^{p_a}, x_1^{p_a}, x_2^{p_a}, \dots\}$  e  $\mathbf{x}^{p_b} = \{x_0^{p_b}, x_1^{p_b}, x_2^{p_b}, \dots\}$ .

Para se obter a resposta ao impulso de um codificador convolucional deve-se inserir na entrada do codificador uma seqüência do tipo  $\mathbf{u} = \{1, 0, 0, 0, \dots\}$  e observar assim as seqüências de saída  $\mathbf{x}^{p_a}$  e  $\mathbf{x}^{p_b}$ . As seqüências da resposta ao impulso podem ser escritas como:  $\mathbf{g}^{(a)} = \{g_0^{(a)}, g_1^{(a)}, g_2^{(a)}, \dots, g_K^{(a)}\}$  e  $\mathbf{g}^{(b)} = \{g_0^{(b)}, g_1^{(b)}, g_2^{(b)}, \dots, g_K^{(b)}\}$ . As seqüências da resposta ao impulso do codificador convolucional são chamadas de seqüências geradoras.

O codificador convolucional da Fig. 2.4 possui as seguintes seqüências geradoras  $\mathbf{g}^{(a)} = \{1, 1, 1\}$  e  $\mathbf{g}^{(b)} = \{1, 0, 1\}$ . As seqüências de saída  $\mathbf{x}^{p_a}$  e  $\mathbf{x}^{p_b}$  podem ser obtidas através da convolução da seqüência de entrada  $\mathbf{u}$  com as seqüências geradoras. Estas seqüências geradoras também podem ser definidas em forma de polinômios como:  $\mathbf{g}^{(a)} = 1 + D + D^2$  e  $\mathbf{g}^{(b)} = 1 + D^2$ , respectivamente. As saídas  $\mathbf{x}^{p_a}$  e  $\mathbf{x}^{p_b}$  podem ser definidas por uma matriz

Tabela 2.1: Códigos convolucionais usados no padrão CDMA2000.

taxa de código $r_c$	Comprimento de restrição $K$	$d_{free}$	vetores geradores			
			$g^{(0)}$	$g^{(1)}$	$g^{(2)}$	$g^{(3)}$
$\frac{1}{2}$	9	12	753	561	-	-
$\frac{1}{3}$	9	18	557	663	711	-
$\frac{1}{4}$	9	24	765	671	513	473

baseada nos polinômios geradores, dada por:  $G(D) = [1 + D + D^2, 1 + D^2]$  ou  $G = [7, 5]$  em notação octal.

Após o processo de codificação as duas seqüências de saída são multiplexadas em uma única seqüência  $\mathbf{x} = \{x_0^{p_a}, x_0^{p_b}, x_1^{p_a}, x_1^{p_b}, x_2^{p_a}, x_2^{p_b}, \dots\}$  chamada seqüência codificada.

O desempenho dos códigos convolucionais depende das propriedades de distância entre as seqüências do código e também do algoritmo utilizado na decodificação. A propriedade de distância mais importante entre as seqüências codificadas é conhecida como distância livre de Hamming " $d_{free}$ ", e corresponde à menor distância de Hamming entre quaisquer duas seqüências. Quanto maior for a distância entre as seqüências geradas pelo codificador, menor será probabilidade de erro, pois maior será o número de bits que podem ser corrigidos pelo decodificador, melhorando o desempenho do sistema.

Os códigos convolucionais especificados no padrão CDMA2000 possuem comprimento de restrição  $K = 9$  e taxas de código  $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ . Os vetores geradores  $g^{(\cdot)}$  para estes codificadores são dados em notação octal na Tab. 2.1.

Os códigos convolucionais podem ser decodificados por diferentes métodos e diferentes algoritmos. O algoritmo de Viterbi [20, cap. 8] é o método que proporciona máxima verossimilhança. Neste trabalho, é suposto um processo de decodificação suave usando o algoritmo de Viterbi.

## 2.13 Códigos Turbo

Os códigos turbo são constituídos por uma família de codificadores concatenados que utilizam um conjunto de codificadores básicos chamados codificadores constituintes, formando a palavra código de saída a partir dos bits de informação e de redundância de cada um deles.

Estudos realizados na literatura [16] mostram que os codificadores constituintes que proporcionam melhor desempenho são os codificadores convolucionais realimentados sistemáticos (CRS). Os códigos CRS são codificadores convolucionais realimentados, cuja entrada no registrador de deslocamento do codificador não só depende do bit de entrada, como também é função de entradas passadas. São sistemáticos porque o bit de entrada aparece diretamente na saída. Além disso, os códigos CRS apresentam maior ou igual distância livre que os não-realimentados.

Existem dois tipos básicos de códigos turbo CRS: convolucionais concatenados em paralelo (CCP) e convolucionais concatenados em série (CCS). Neste trabalho, apenas os códigos CCP serão empregados. Os processos de codificação e decodificação para os CCP são introduzidos nesta seção.

### 2.13.1 Codificador CRS

Um codificador CRS é obtido a partir de um codificador convolucional não sistemático (CNS) pelo uso de realimentação. Uma explicação detalhada é mostrada com base no codificador CNS mostrado na Fig. 2.4. O codificador CRS obtido a partir do codificador CNS da Fig. 2.4 é mostrado na Fig. 2.5. A primeira saída gerada pelo codificador CRS é a seqüência sistemática de informação  $\mathbf{x}^s$ , obtida ao se fazer uma das saídas de paridade  $\mathbf{x}^{pa}$  ou  $\mathbf{x}^{pb}$  do codificador CNS igual à entrada  $\mathbf{u}$ . A segunda saída do codificador CRS é uma saída de paridade  $\mathbf{x}^p$ , definida pelo polinômio gerador  $\mathbf{g}^{(p)}$  baseado nos polinômios geradores  $\mathbf{g}^{(f)}$  e  $\mathbf{g}^{(r)}$  do codificador CNS:

$$\mathbf{g}^{(p)} = \frac{\mathbf{g}^{(f)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \quad (2.11)$$

onde  $\mathbf{g}^{(r)}$  é o polinômio gerador da saída que foi escolhida ser igual à entrada, e é denominado polinômio gerador de realimentação ("feedback"). O polinômio  $\mathbf{g}^{(f)}$  representa a outra saída, e é denominado polinômio gerador para a frente ("feed-forward"). A matriz geradora completa do codificador CRS com as saídas sistemática e de paridade é definida da seguinte maneira:

$$G(D) = \begin{bmatrix} 1, & \mathbf{g}^{(f)} \\ & \mathbf{g}^{(r)} \end{bmatrix}. \quad (2.12)$$

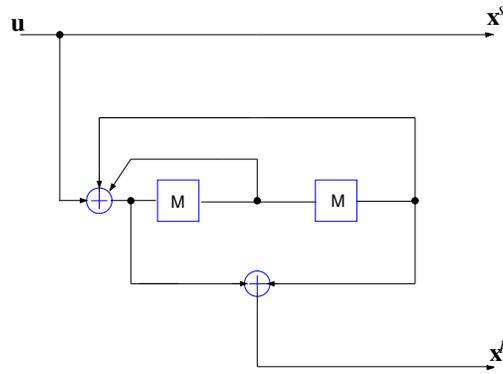


Figura 2.5: Codificador CRS,  $K = 3$ .

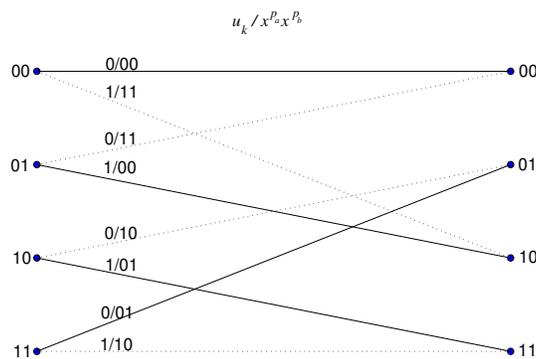


Figura 2.6: Treliça do Codificador CNS,  $K = 3$ .

Para um codificador CRS geral com  $n$  saídas de paridade, (2.12) define-se como:

$$G(D) = \left[ 1, \frac{\mathbf{g}^{(f_1)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \frac{\mathbf{g}^{(f_2)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \frac{\mathbf{g}^{(f_3)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \dots, \frac{\mathbf{g}^{(f_n)}}{\mathbf{g}^{(r)}} \right]. \quad (2.13)$$

Conforme (2.13), a matriz geradora para o codificador CRS do exemplo é:  $G(D) = \left[ 1, \frac{1+D^2}{1+D+D^2} \right]$ , ou  $G = [1, 5/7]$  em notação octal. As Fig. 2.6 e Fig. 2.7 mostram as treliças para os codificadores CNS e CRS dos exemplos anteriores. Nestas figuras, usando linhas tracejadas são representadas as transições feitas quando o bit de entrada  $u_k = 1$ , e com linhas contínuas as transições quando  $u_k = 0$ . Pode-se observar que ambos códigos CNS e CRS possuem treliças equivalentes.

### 2.13.2 Codificador Turbo CCP

O codificador turbo CCP codifica a mensagem usando vários codificadores de forma simultânea, aumentando a capacidade de detecção e correção de erros no receptor de ma-

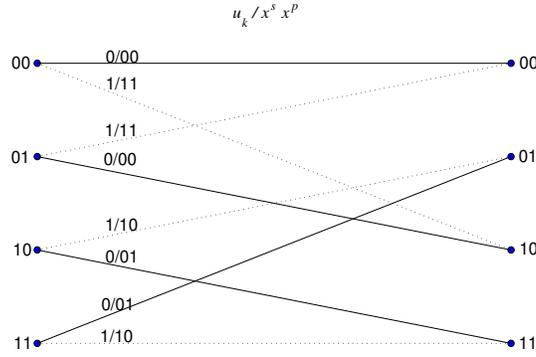


Figura 2.7: Treliça do Codificador CRS,  $K = 3$ .

neira decisiva. A configuração do codificador CCP é mostrado na Fig. 2.8. O codificador CCP usa  $q$  codificadores CRS idênticos concatenados em paralelo com entrelaçadores antes de cada codificador, que têm como objetivo dar maior diversidade aos bits de paridade. A seqüência de dados de entrada  $\mathbf{u}$  é separada em blocos de tamanho  $N$ , iguais ao tamanho do entrelaçador, e cada bloco é codificado de maneira independente. O entrelaçador para o primeiro codificador  $\Pi_1$  é omitido, pois o mesmo irá operar com a seqüência original dos bits da entrada, enquanto que os outros codificadores operam com os bits permutados pelos entrelaçadores correspondentes, obtendo-se assim as seqüências de paridade  $\mathbf{x}^{p1}$ ,  $\mathbf{x}^{p2}$ , ...,  $\mathbf{x}^{pq}$ . Os bits de informação  $\mathbf{u}$  são também transmitidos pelo canal como informação sistemática,  $\mathbf{x}^s$ . A Fig. 2.9 mostra a configuração do codificador CCP para  $q = 2$ , a mesma que é apresentada como modelo geral por muitos autores, e é adotada em diversas aplicações. O codificador usado neste trabalho é aquele especificado pelo padrão CDMA2000 [17], onde é usado o codificador CCP da Fig. 2.9. Os codificadores CRS daquele codificador CPP contém  $M = 3$  memórias, comprimento de restrição  $K = 4$ , e  $n = 3$  saídas: a saída sistemática  $\mathbf{x}^s$  e duas saídas de paridade  $\mathbf{x}^{p1}$  e  $\mathbf{x}^{p2}$ , como pode-se observar na Fig. 2.10.

A matriz geradora que define as saídas de cada codificador CRS é dada por:

$$G(D) = \left[ 1, \frac{1 + D + D^3}{1 + D^2 + D^3}, \frac{1 + D + D^2 + D^3}{1 + D^2 + D^3} \right] \quad (2.14)$$

ou  $G = [1, \frac{15}{13}, \frac{17}{13}]$  em notação octal.

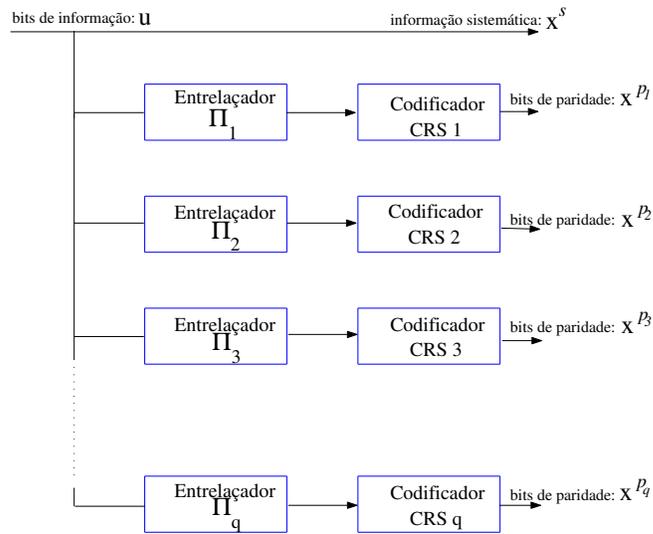


Figura 2.8: Codificador Turbo CCP.

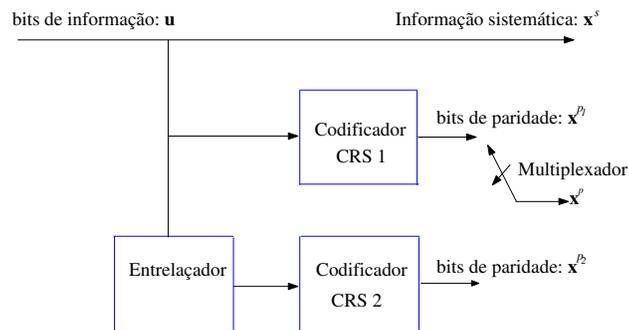


Figura 2.9: Codificador Turbo CCP com  $q=2$ .

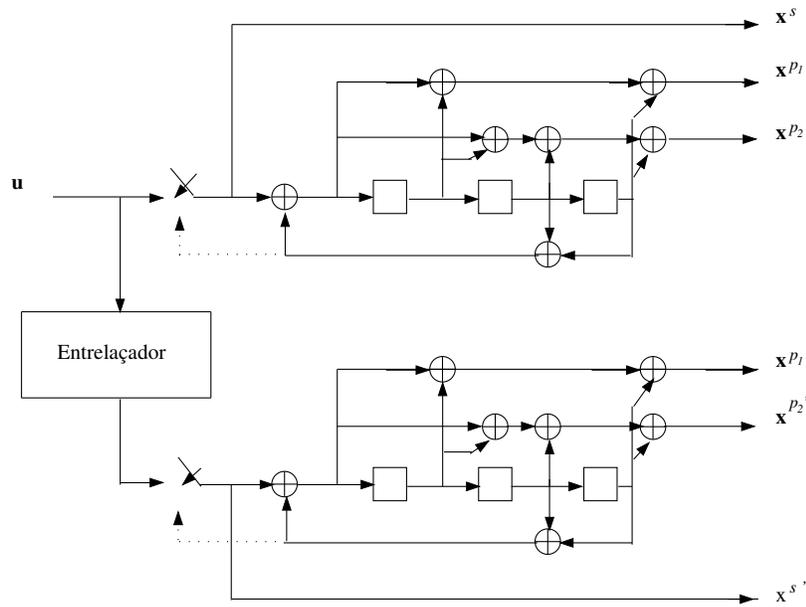


Figura 2.10: Codificador CCP usado no padrão CDMA2000.

### 2.13.3 Entrelaçador

De forma geral, a operação de entrelaçamento pode ser definida pelo mapeamento  $j \rightarrow \Pi(j)$ , ou seja o bit  $j$  de entrada é comutado para o bit  $\Pi(j)$  da seqüência de saída .

**Exemplo 2.13.1 ( Entrelaçador  $\Pi^{16}$  )** Considere o entrelaçador do tipo pseudo-aleatório de comprimento  $N = 16$ , definido em [23], ou seja:

$$\Pi^{16} = \{15, 10, 1, 12, 2, 0, 13, 9, 5, 3, 8, 11, 7, 4, 14, 6\}.$$

Dada uma seqüência de entrada  $\mathbf{u}$ , a permutação produz uma nova seqüência  $\mathbf{u}'$ , onde  $u'_0 = u_{15}$ ,  $u'_1 = u_{10}$ , e assim por diante. Se a seqüência de entrada fosse:

$$\mathbf{u} = \{1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0\},$$

A saída do entrelaçador de acordo a permutação  $\Pi^{16}$  seria:

$$\mathbf{u}' = \{0, 1, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 0\}.$$

Para os códigos turbo, a escolha do tipo de entrelaçador é muito importante, e estudos realizados na literatura mostraram que os entrelaçadores do tipo pseudo-aleatório são ótimos [26].

Na literatura foram propostos entrelaçadores determinísticos para o padrão de terceira geração, denominados entrelaçadores S-aleatórios [21]. Os entrelaçadores S-aleatórios satisfazem as seguintes condições:

1. Considere um entrelaçador de tamanho  $S$ , que será usado para permutar um bloco de bits de tamanho  $N_b < S$ , pela eliminação dos índices desnecessários [24]. Por exemplo, um entrelaçador de tamanho  $S = 8$  com índices de permutação  $\{3, 6, 2, 0, 4, 5, 7, 1\}$  pode ser usado para entrelaçar um bloco de tamanho  $N_b = 5$ , usando-se os índices de permutação  $\{3, 2, 0, 4, 1\}$  e eliminando os índices 5, 6 e 7.
2. Um entrelaçador pode ser representado por uma matriz bidimensional, onde as entradas do entrelaçador são escritas na matriz linha por linha, e as saídas são lidas coluna por coluna.
3. Adicionalmente, antes de se ler as saídas do entrelaçador são feitas permutações entre as linhas e as colunas da matriz. Cada padrão apresenta um algoritmo diferente para estas permutações.

No apêndice A, são comparados os algoritmos de entrelaçamento S-aleatório propostos pelas normas CDMA2000 [17] e WCDMA [18]. O algoritmo do padrão WCDMA garantiu um entrelaçador mais próximo do aleatório, e assim foi escolhido para ser usado neste trabalho.

#### 2.13.4 Puncionamento

O objetivo do puncionamento é o de variar a taxa do código CCP, pela eliminação, ou multiplexação dos seus bits de paridade.

O padrão CDMA2000 define para o codificador CCP da Fig. 2.10, taxas iguais a  $1/2$ ,  $1/3$  ou  $1/4$ . O modo como estas taxas são obtidas é mostrado a seguir:

- Para obter taxa  $1/2$ , o codificador envia pelo canal o vetor sistemático  $\mathbf{x}^s$ , e as saídas

Taxa do codificador CCP	$r_c = \frac{1}{2}$	$r_c = \frac{1}{3}$	$r_c = \frac{1}{4}$
$x^s$	11	11	11
$x^{p1}$	10	11	11
$x^{p2}$	00	00	10
$x^{p1'}$	01	11	11
$x^{p2'}$	00	00	01

Tabela 2.2: Puncionamento do codificador CCP da Fig. 2.10.

de paridade  $\mathbf{x}^{p1}$  e  $\mathbf{x}^{p1'}$  de forma multiplexada. Por exemplo, a seqüência enviada pelo codificador seria  $x_0^s x_0^{p1} x_1^s x_1^{p1'} x_2^s x_2^{p1} \dots x_{N-1}^s x_{N-1}^{p1'}$ .

- Para obter taxa 1/3, o codificador envia pelo canal o vetor sistemático  $\mathbf{x}^s$ , e as saídas de paridade  $\mathbf{x}^{p1}$  e  $\mathbf{x}^{p1'}$ . Por exemplo para uma seqüência de informação de tamanho  $N$ , a seqüência enviada pelo codificador seria  $x_0^s x_0^{p1} x_0^{p1'} x_1^s x_1^{p1} x_1^{p1'} \dots x_{N-1}^s x_{N-1}^{p1} x_{N-1}^{p1'}$ .
- Para obter taxa 1/4, o codificador envia pelo canal o vetor sistemático  $\mathbf{x}^s$ , as saídas de paridade  $\mathbf{x}^{p1}$ ,  $\mathbf{x}^{p1'}$ , e as saídas de paridade  $\mathbf{x}^{p2}$  e  $\mathbf{x}^{p2'}$  multiplexadas. Por exemplo, a seqüência enviada pelo codificador seria  $x_0^s x_0^{p1} x_0^{p1'} x_0^{p2} x_0^{p2'} x_1^s x_1^{p1} x_1^{p1'} x_1^{p2} x_1^{p2'} \dots x_{N-1}^s x_{N-1}^{p1} x_{N-1}^{p1'} x_{N-1}^{p2} x_{N-1}^{p2'}$ .

O resumo da regra de puncionamento para o codificador CCP do padrão CDM2000 da Fig. 2.10 é apresentado na Tab. 2.2, onde os bits iguais a 1 identificam a ativação das saídas do multiplexador, em ambos intervalos de tempo.

Devido ao entrelaçador e ao puncionamento, a tarefa de encontrar a distância livre para se poder analisar o desempenho de códigos turbo é um trabalho árduo. Benedetto [25] define um *entrelaçador uniforme*, com o qual se obtém uma análise estatística muito boa das possíveis permutações do entrelaçador, e em [26] a *distância livre efetiva* para o codificador CPP é definida, parâmetro este que é utilizado na busca de codificadores constituintes CRS ótimos [27]. Uma análise detalhada das estratégias de puncionamento pela eliminação dos bits de paridade é apresentada por Rowith [28].

### 2.13.5 Bits de zeramento

Como consequência da realimentação do codificador CRS, uma seqüência de bits não necessariamente nula é requerida para fazer o codificador CRS retornar ao estado zero, como pode se observar na treliça da Fig. 2.7. Assim, existem algumas seqüência de entrada

de peso de Hamming finito, que produzem uma seqüência de saída de peso infinito. Por esta razão, o primeiro codificador CRS do codificador CCP é forçado a voltar ao estado zero, com o objetivo de se ter seqüências de saída com peso de Hamming finito.

Considerando o uso dos bits de zeramento no codificador CRS, é definida a distância livre efetiva  $d_{free,eff}$  como o peso mínimo das seqüências geradas. A maximização desta distância é a base para a busca de codificadores CRS eficientes dentro de um grupo de codificadores de mesma taxa [27].

O padrão CDMA2000 define que os dois codificadores CRS da Fig. 2.10 sejam forçados a voltar ao estado zero, e para isto são transmitidos ao final da seqüência código os bits de zeramento dos dois codificadores, da seguinte maneira:

- Para taxa 1/2, são enviados de forma alternada os bits de zeramento correspondentes as saídas  $\mathbf{x}^s$ ,  $\mathbf{x}^{p1}$ ,  $\mathbf{x}^{s'}$  e  $\mathbf{x}^{p1'}$ , onde cada vetor contém os seus respectivos três bits de zeramento.
- Para taxa 1/3, são enviados de forma alternada os bits de zeramento na seguinte ordem:  $\mathbf{x}^s \mathbf{x}^s \mathbf{x}^{p1} \mathbf{x}^{s'} \mathbf{x}^{s'} \mathbf{x}^{p1'}$ .
- Para taxa 1/4, são enviados de forma alternada os bits de zeramento na seguinte ordem:  $\mathbf{x}^s \mathbf{x}^s \mathbf{x}^{p1} \mathbf{x}^{p2} \mathbf{x}^{s'} \mathbf{x}^{s'} \mathbf{x}^{p1'} \mathbf{x}^{p2'}$ .

## 2.14 Princípios de decodificação de códigos turbo

Nesta seção faremos uma introdução à teoria de detecção e ao princípio de decodificação iterativa.

### 2.14.1 Introdução à teoria de detecção

O teorema de Bayes para teste de hipóteses é derivado da relação entre a probabilidade condicional e a probabilidade conjunta dos eventos  $A$  e  $B$  da seguinte maneira:

$$P(A|B)P(B) = P(B|A)P(A) = P(A, B). \quad (2.15)$$

Se o evento  $A$  representa o sinal transmitido, a *probabilidade a posteriori* (PAP) pode-se escrever como:

$$P(A|B) = \frac{P(B|A)P(A)}{P(B)}, \quad (2.16)$$

onde  $P(A)$  é a probabilidades a priori do evento  $A$ . O teorema de Bayes aplicado para um canal corrompido por ruído aditivo gaussiano branco (AWGN) pode ser escrito como:

$$P(u = i|y) = \frac{P(y|u = i)P(u = i)}{P(y)}, i = 1 \dots M, \quad (2.17)$$

onde a PAP é apresentada em função da variável aleatória de recepção  $y = u + n$ , que representa o sinal recebido como a soma do sinal transmitido  $u$  e o ruído aditivo  $n$ . Além disso,  $u = i$  representa o  $i$ -ésimo valor de um conjunto de  $M$  símbolos que podem ser transmitidos. A função densidade de probabilidade (fdp) será representada por  $p$ , e o valor da probabilidade por  $P$ . A fdp do sinal recebido condicionado ao sinal transmitido  $u = i$  é  $p(y|u = i)$ .

A função densidade de probabilidade do sinal recebido  $y$  sobre todo o conjunto de símbolos  $p(y)$  é dada por:

$$p(y) = \sum_{i=1}^M p(y|u = i)P(u = i). \quad (2.18)$$

Considera-se a transmissão de um símbolo, que assume os valores lógicos 1 e 0, representados eletricamente por +1 e -1 volts, respectivamente. A Fig. 2.11 apresenta as funções densidade de probabilidade  $p(y|u = +1)$  e  $p(y|u = -1)$  da variável aleatória  $y$  condicionada aos sinais transmitidos  $u = +1$  e  $u = -1$ , respectivamente. Considerando o ruído como possuindo fdp gaussiana, estas funções são conhecidas como *funções de verossimilhança*.

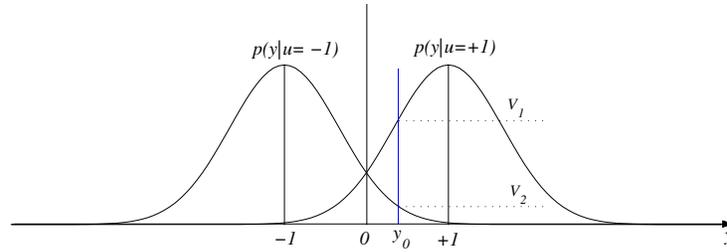


Figura 2.11: Funções de verossimilhança

Uma das regras de decisão abrupta conhecida como regra de *máxima verossimilhança* (MV), é aquela que escolhe o símbolo  $u = +1$  ou  $u = -1$ , associados com o maior valor das funções de máxima verossimilhança.

A Fig. 2.11 apresenta adicionalmente um exemplo da decisão utilizando a regra de MV para o sinal recebido  $y$ . Considerando as probabilidades a priori para ambos os símbolos  $u = +1$  e  $u = -1$  iguais a  $\frac{1}{2}$ , a variável de decisão utiliza como limiar ótimo o ponto  $y = 0$  e fornece a seguinte decisão:

$$\hat{u} = \begin{cases} -1 & y \leq 0, \\ +1 & y > 0. \end{cases} \quad (2.19)$$

Pode-se observar na Fig. 2.11 que para  $y = y_0$ , a verossimilhança de que  $u = +1$ ,  $V_1$ , é maior que a verossimilhança de que  $u = -1$ ,  $V_2$ , e assim decidiremos por  $\hat{u} = +1$ .

A regra de decisão *máximo a posteriori* (MAP) é expressa em termos da PAP da seguinte maneira:

$$\begin{aligned} \hat{u} &= +1 \\ P(u = +1|y) &\geq P(u = -1|y). \\ \hat{u} &= -1 \end{aligned} \quad (2.20)$$

Aplicando o teorema de Bayes para o canal AWGN mostrado em (2.17), tem-se que:

$$p(y|u = +1)P(u = +1) \geq p(y|u = -1)P(u = -1). \quad (2.21)$$

Finalmente, pode-se expressar (2.21) em termos da razão entre as densidades de proba-

bilidade condicionais  $p(y|u = i)$ :

$$\frac{p(y|u = +1)P(u = +1)}{p(y|u = -1)P(u = -1)} \underset{>}{\underset{<}{\geq}} 1, \quad (2.22)$$

onde as hipóteses  $\hat{u} = +1$  e  $\hat{u} = -1$  devem ser testadas com a unidade.

### 2.14.2 Logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori

O logaritmo da razão de verossimilhança (LRV) a-posteriori, como seu nome indica, testa as hipóteses com base no logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori, dada em (2.22):

$$L(u|y) = \log \frac{p(y|u = +1)}{p(y|u = -1)} + \log \frac{P(u = +1)}{P(u = -1)}, \quad (2.23)$$

onde a base do logaritmo pode ser qualquer.

De (2.23) obtém-se como resposta um número real  $L(u|y)$  que representa a decisão suave do decodificador. Pode-se expressar (2.23) da seguinte maneira:

$$L(u|y) = L(y|u) + L(u), \quad (2.24)$$

onde  $L(y|u)$  é o LRV de  $y$  dado que  $u$  foi transmitido, e  $L(u)$  é o LRV a priori correspondente ao bit  $u$ . Para uma decisão MAP deve-se escolher  $\hat{u} = +1$ , se  $L(u|y) > 0$  e  $\hat{u} = -1$  se  $L(u|y) < 0$ . Pode-se expressar (2.24) usando a seguinte notação:

$$L'(\hat{u}) = L_c(y) + L(u), \quad (2.25)$$

onde  $L'(\hat{u}) = L(u|y)$ , e  $L_c(y) = L(y|u)$ . O termo  $L_c(y)$  representa o LRV de  $y$  medida no receptor. Se as probabilidades a priori são iguais, então  $L(u) = 0$ , e o LRV a-posteriori para a detecção do bit é simplesmente dado pela medição de  $L_c(y)$  no receptor.

Tem-se discutido aqui a operação do detector sem se considerar os bits de redundância, ou bits de paridade aderidos pelo codificador para o controle de erro da informação. O

LRV na saída do decodificador incluindo a seqüência de paridade é:

$$L(\hat{u}) = L'(\hat{u}) + L^e(\hat{u}), \quad (2.26)$$

onde o último LRV representa a *informação extrínseca*, representando a seqüência de paridade que chega ao decodificador. A equação geral do LRV considerando a informação extrínseca é obtida incluindo (2.25) em (2.26):

$$L(\hat{u}) = L_c(y) + L(u) + L^e(\hat{u}). \quad (2.27)$$

O LRV é um valor real que provê informação para uma decisão abrupta, onde a magnitude dá o sinal do bit, e a amplitude dá o logaritmo da probabilidade de uma decisão correta.

## 2.15 Decodificação iterativa

A decodificação dos códigos CCP utiliza um processo iterativo, onde o valor inicial para  $L(u)$ , assumindo que as probabilidades a priori são iguais, é igual a zero. A informação extrínseca é realimentada e é utilizada no cálculo do LRV a priori  $L(u)$  da iteração seguinte, melhorando a estimativa do valor de  $u$  a cada iteração.

Na Fig. 2.12 é apresentada a estrutura geral do decodificador turbo iterativo para o codificador CCP da Fig. 2.9. Os dois decodificadores componentes são ligados por entrelaçadores em uma estrutura similar à dos codificadores. Cada decodificador possui três tipos de entradas:

- Os bits sistemáticos  $\mathbf{y}^s$ , para o primeiro codificador, que devem ser entrelaçados para o segundo decodificador;
- Os bits de paridade  $\mathbf{y}^{p1}$  para o primeiro decodificador, e  $\mathbf{y}^{p2}$  para o segundo decodificador;
- A informação extrínseca estimada pelo decodificador componente anterior sobre o valor provável dos bits transmitidos, denominada informação a priori.

O decodificador opera iterativamente, e na primeira iteração o primeiro decodificador constituinte toma os valores das saídas do canal  $(y^s, y^{p1})$ , e produz um sinal analógico como

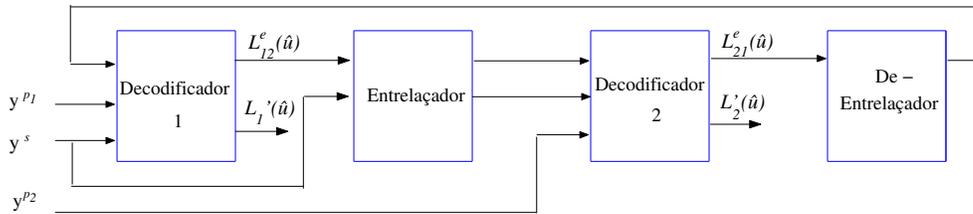


Figura 2.12: Decodificador iterativo.

estimativa dos bits enviados  $L_1(\hat{u}) = L_1'(\hat{u}) + L_{12}^e(\hat{u})$ . A estimativa do valor extrínseco (bits de paridade) do primeiro decodificador  $L_{12}^e(\hat{u})$  é então usada como informação a priori para o segundo decodificador, que junto com a saída do canal entrelaçada  $(y_{\text{entr}}^s, y^{p2})$  permite calcular a estimativa dos bits enviados  $L_2(\hat{u}) = L_2'(\hat{u}) + L_{21}^e(\hat{u})$ .

Para a segunda iteração, o primeiro decodificador componente obtém uma nova estimativa dos bits enviados pelo canal, mas agora com ajuda da informação extrínseca fornecida pela saída do segundo decodificador  $L_{21}^e(\hat{u})$  da primeira iteração. A informação adicional a priori permite a cada decodificador obter um conjunto mais preciso de saídas suaves, e a cada iteração a probabilidade de erro dos bits decodificados tende a cair. A resposta final pode ser obtida pela passagem de qualquer dos dois sinais provenientes dos decodificadores,  $L_1'(\hat{u})$  ou  $L_2'(\hat{u})$  por um quantizador abrupto.

## 2.16 Algoritmo BCJR

O algoritmo BCJR é um algoritmo ótimo que produz uma seqüência a posteriori baseado no algoritmo de MAP [29]. Seu nome é dado em honra a seus autores L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek e J. Raviv.

Para a explicação detalhada do algoritmo é necessário fazer primeiramente as seguintes definições:

- Seqüência sistemática, ou seqüência de informação de entrada do codificador:  $\mathbf{x}^s = (x_1^s, x_2^s, x_3^s, \dots, x_N^s) = (u_1, u_2, u_3, \dots, u_N)$ , onde  $N$  representa o tamanho da seqüência.
- Seqüência de paridade transmitida:  $\mathbf{x}^p = (x_1^p, x_2^p, x_3^p, \dots, x_N^p)$ .
- Seqüência-código recebida na presença de ruído:  $\mathbf{y} = (\mathbf{y}^s, \mathbf{y}^p)$ , onde  $\mathbf{y}^s = (y_1^s, y_2^s, \dots)$ , e  $\mathbf{y}^p = (y_1^p, y_2^p, \dots)$ .

O algoritmo calcula para cada bit a ser decodificado  $u_k$ , a probabilidade deste ser (+1) ou (-1), dado que a seqüência recebida é  $\mathbf{y}$ . Isto é equivalente a achar o LRV a posteriori  $L(u_k|\mathbf{y})$ , onde:

$$L(u_k|\mathbf{y}) \triangleq \ln \left( \frac{P(u_k = +1|\mathbf{y})}{P(u_k = -1|\mathbf{y})} \right). \quad (2.28)$$

O sinal de  $L(u_k|\mathbf{y})$  fornece o bit transmitido e apresenta a probabilidade MAP.

Se o estado anterior  $s_{k-1} = s'$  e o estado atual  $s_k = s$  são conhecidos na treliça, então o bit de entrada  $u_k$  que causou a transição entre estes estados será conhecido. Assim, podemos escrever (2.28) como:

$$L(u_k|\mathbf{y}) = \ln \left( \frac{\sum_{S+} p(s_{k-1} = s', s_k = s, \mathbf{y})/p(\mathbf{y})}{\sum_{S-} p(s_{k-1} = s', s_k = s, \mathbf{y})/p(\mathbf{y})} \right), \quad (2.29)$$

onde  $S+$  e  $S-$  são os conjuntos de transições do estado anterior  $s_{k-1} = s'$  para o estado atual  $s_k = s$ , que podem ocorrer se o bit de informação  $u_k = +1$ , ou  $u_k = -1$ , respectivamente. Para abreviar, vamos escrever  $p(s_{k-1} = s', s_k = s, \mathbf{y})$  como  $p(s', s, \mathbf{y})$ .

A seqüência recebida  $\mathbf{y} = \mathbf{y}_1^N$  pode ser dividida em três seções: a seqüência código recebida associada com a transição atual  $y_k$ , a seqüência recebida anterior à transição atual  $\mathbf{y}_1^{k-1}$  e a seqüência recebida depois da transição atual  $\mathbf{y}_k^N$ , como se mostra na Fig. 2.13. Incluindo a segmentação de  $\mathbf{y} = \mathbf{y}_1^N$  na probabilidade  $p(s', s, \mathbf{y})$  tem-se que:

$$p(s', s, \mathbf{y}_1^N) = p(s', s, \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k, \mathbf{y}_k^N). \quad (2.30)$$

Usando a regra de Bayes e o fato de que o canal é sem memória, então a seqüência futura recebida  $\mathbf{y}_k^N$  dependerá apenas do estado atual  $s$ , assim como o símbolo e o estado atual dependem apenas do estado anterior. Assim, pode-se escrever (2.30) como:

$$\begin{aligned} p(s', s, \mathbf{y}_1^N) &= p(s', s, \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k, \mathbf{y}_k^N) \\ &= p(\mathbf{y}_k^N | s) p(y_k, s | s') p(s', \mathbf{y}_1^{k-1}) \\ &= \beta_k(s) \gamma_k(s', s) \alpha_{k-1}(s'). \end{aligned} \quad (2.31)$$

O primeiro termo  $\beta_k(s) = p(\mathbf{y}_k^N | s)$  é probabilidade da seqüência analisada passar pelo estado  $s$  no instante de tempo  $k$  e que a seqüência futura a ser recebida seja  $\mathbf{y}_k^N$ . O parâmetro  $\beta_k(s)$  é definido como:

$$\beta_k(s) \triangleq p(\mathbf{y}_k^N | s_k = s). \quad (2.32)$$

O segundo termos  $\gamma_k(s', s) = p(y_k, s | s')$  é a probabilidade de que a seqüência a ser analisada passe pelo estado  $s'$  no instante  $k - 1$ , e pelo estado  $s$  no instante  $k$ , e que o símbolo recebido seja  $y_k$ . O parâmetro  $\gamma_k(s', s)$  é definido como:

$$\gamma_k(s', s) \triangleq p(y_k, s_k = s | s_{k-1} = s'). \quad (2.33)$$

O terceiro termo  $\alpha_{k-1}(s') = p(s', \mathbf{y}_1^{k-1})$  é a probabilidade da seqüência analisada passar pelo estado  $s'$  no instante de tempo  $k - 1$ , e que a seqüência anteriormente recebida seja  $\mathbf{y}_1^{k-1}$ . O parâmetro  $\alpha_k(s)$  no instante atual é definido como:

$$\alpha_k(s) \triangleq p(s_k = s, \mathbf{y}_1^k). \quad (2.34)$$

Usando (2.31) em (2.29) pode-se escrever o LRV a-posteriori como:

$$L(u_k | \mathbf{y}) = \ln \left( \frac{\sum_{S^+} (\alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)) / p(\mathbf{y})}{\sum_{S^-} (\alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)) / p(\mathbf{y})} \right). \quad (2.35)$$

Da definição de  $\alpha_k(s)$  em (2.34) pode-se escrever que:

$$\begin{aligned} \alpha_k(s) &= p(s, \mathbf{y}_1^k) \\ &= \sum_{s'} p(s, s', \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k). \end{aligned} \quad (2.36)$$

Usando a regra de Bayes e supondo que o canal é sem memória, o valor de  $\alpha_k$ , pode

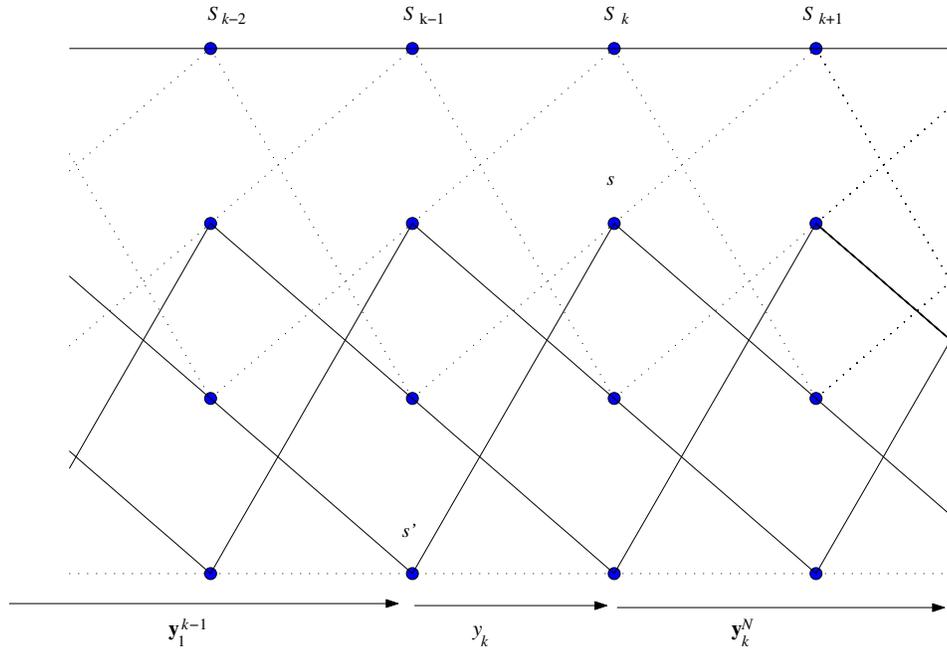


Figura 2.13: Treliça para o decodificador CRS,  $K = 3$ .

ser calculado de maneira recursiva [16] da seguinte maneira:

$$\begin{aligned}
 \alpha_k(s) &= \sum_{s'} p(s, s', \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k) \\
 &= \sum_{s'} p(s', \mathbf{y}_1^{k-1}) p(s, y_k | s') \\
 &= \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s).
 \end{aligned} \tag{2.37}$$

Assumindo que a treliça possui o estado inicial  $s_0 = 0$ , a condição inicial para esta recursão é:

$$\begin{aligned}
 \alpha_0(0) &= 1 \\
 \alpha_0(s \neq 0) &= 0.
 \end{aligned} \tag{2.38}$$

O valor de  $\beta_k(s)$  pode ser também calculado recursivamente [16]. Usando uma derivação similar à (2.37) pode se mostrar que:

$$\beta_{k-1}(s') = \sum_s \beta_k(s) \gamma_k(s', s). \tag{2.39}$$

A condição inicial para esta recursão é:

$$\begin{aligned}\beta_N(0) &= 1 \\ \beta_N(s \neq 0) &= 0.\end{aligned}\tag{2.40}$$

Da definição de  $\mathbf{y} = \mathbf{y}_1^N$ , pode-se mostrar que:

$$p(\mathbf{y}) = p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k).\tag{2.41}$$

Incluindo (2.41) em (2.35), tem-se que:

$$L(u_k | \mathbf{y}) = \ln \left( \frac{\sum_{S^+} \alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)}{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k)} \cdot \frac{\sum_{S^-} \alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)}{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k)} \right).\tag{2.42}$$

Definindo:

$$\tilde{\alpha}_k(s) \triangleq \frac{\alpha_k(s)}{p(\mathbf{y}_1^k)},\tag{2.43}$$

e

$$\tilde{\beta}_k(s) \triangleq \frac{\beta_k(s)}{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)},\tag{2.44}$$

pode-se escrever (2.42) como:

$$L(u_k | \mathbf{y}) = \ln \left( \frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)} \right),\tag{2.45}$$

onde também pode-se calcular  $\tilde{\alpha}_k(s)$  recursivamente usando (2.36) e (2.37) em (2.43), da

seguinte maneira:

$$\begin{aligned}
 \tilde{\alpha}_k(s) &= \frac{\alpha_k(s)}{p(\mathbf{y}_1^k)} \\
 &= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s p(\mathbf{y}_1^k, s)} \\
 &= \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}.
 \end{aligned} \tag{2.46}$$

Para o cálculo recursivo de  $\tilde{\beta}_k(s)$ , faz-se a seguinte consideração:

$$p(\mathbf{y}) = p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k) = p(\mathbf{y}_{k-1}^N | \mathbf{y}_1^{k-1}) p(\mathbf{y}_1^{k-1}). \tag{2.47}$$

Assim:

$$\begin{aligned}
 p(\mathbf{y}_{k-1}^N | \mathbf{y}_1^{k-1}) &= p(\mathbf{y}_1^k) \frac{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)}{p(\mathbf{y}_1^{k-1})} \\
 &= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)
 \end{aligned} \tag{2.48}$$

Usando (2.48) em (2.39) pode-se escrever o valor recursivo de  $\tilde{\beta}_k(s)$  como:

$$\begin{aligned}
 \tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\sum_s \beta_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)} \\
 &= \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}.
 \end{aligned} \tag{2.49}$$

### 2.16.1 Informação extrínseca

Mostra-se a seguir como é extraída a informação extrínseca pela decodificação iterativa. A transição do estado  $s_k = s'$  para o estado  $s_k = s$  depende do bit de entrada  $u_k$ , assim como da probabilidade  $P(s|s')$  que é igual à probabilidade  $P(u_k)$ . Da definição dada em

(2.33), pode-se escrever  $\gamma_k(s', s)$  como:

$$\begin{aligned}\gamma_k(s', s) &= p(y_k, s|s') \\ &= P(s|s')p(y_k|s, s') \\ &= P(u_k)p(y_k|u_k).\end{aligned}\tag{2.50}$$

Já foi dito anteriormente que a informação extrínseca do primeiro decodificador é a informação a priori do segundo decodificador. Assim, o LRV da informação extrínseca  $L^e(u_k)$  para o evento da transição do estado  $s'$  para o estado  $s$  pode ser definido da seguinte maneira:

$$L^e(u_k) \triangleq \ln \left( \frac{P(u_k = +1)}{P(u_k = -1)} \right).\tag{2.51}$$

Para as análises a seguir a seguinte igualdade é definida:

$$P(u_k = i) = \frac{\sqrt{\frac{P(u_k = -1)}{P(u_k = +1)}}}{1 + \frac{P(u_k = -1)}{P(u_k = +1)}} \sqrt{\frac{P(u_k = +i)}{P(u_k = -i)}}; \quad i = \pm 1.\tag{2.52}$$

Usando (2.51) e (2.52) pode-se obter a probabilidade  $P(u_k)$  baseada no valor de  $L^e(u_k)$  da seguinte maneira:

$$P(u_k) = A_k \exp \left[ \frac{u_k L^e(u_k)}{2} \right],\tag{2.53}$$

onde  $A_k = \frac{\exp \left[ \frac{L^e(u_k)}{2} \right]}{1 + \exp \left[ \frac{L^e(u_k)}{2} \right]}$  é função de  $L^e(u_k)$ , e independe do sinal  $u_k$ .

Considerando um codificador constituinte CRS de taxa  $r_{CRS} = 1/2$  e um canal AWGN. A seqüência recebida pelo decodificador é  $y_k = (y_k^s, y_k^p)$ , devido ao que foi transmitido  $x_k = (x_k^s, x_k^p) = (u_k, x_k^p)$ . A pdf  $p(y_k|u_k)$  é obtida através da aproximação:

$$p(y_k|u_k) \cong B_k \exp \left[ \frac{u_k y_k^s + x_k^p y_k^p}{\sigma_n^2} \right],\tag{2.54}$$

onde  $B_k = \exp \left[ -\frac{(y_k^s)^2 + u_k^2 + (y_k^p)^2 + (x_k^p)^2}{2\sigma_n^2} \right]$  independe de  $u_k$  ser  $+1$  ou  $-1$ .

Usando (2.54) e (2.53) em (2.50) temos:

$$\gamma_k(s', s) \cong A_k B_k \exp \left[ \frac{u_k L^e(u_k)}{2} \right] \exp \left[ \frac{u_k y_k^s + x_k^p y_k^p}{\sigma_n^2} \right]. \quad (2.55)$$

Devido à independência de  $A_k$  e  $B_k$  de  $u_k$ , pode-se aproximar (2.55) como:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[ \frac{u_k (L^e(u_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.56)$$

onde

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[ \frac{1}{2} L_c y_k^p x_k^p \right] \quad (2.57)$$

é a informação extrínseca, e

$$L_c \triangleq 4\gamma_{bc} \quad (2.58)$$

é definido como a *medida de confiabilidade do canal*, onde  $\gamma_{bc} = \frac{r_c}{2\sigma_n^2}$ .

Generalizando o valor extrínseco obtido em (2.57) para um codificador genérico CRS de taxa  $r_{CRS} = 1/(1+q)$ , que corresponde a um codificador com uma entrada, uma saída sistemática, e  $q$  saídas de paridade, a probabilidade  $p(y^k|u_k)$  pode ser obtida escrevendo a densidade de probabilidade conjunta em forma de produto, ou seja:

$$\begin{aligned} p(y_k|u_k) &= p(y_k^s, y_k^{p_1}, y_k^{p_2}, \dots, y_k^{p_q} | x_k^s, x_k^{p_1}, x_k^{p_2}, \dots, x_k^{p_q}) \\ &= p(y_k^s | u_k) \prod_{j=1}^q p(y_k^{p_j} | x_k^{p_j}) \end{aligned} \quad (2.59)$$

Do mesmo jeito que se fez para (2.54) e considerando um canal sem memória, pode-se aproximar (2.59) como:

$$p(y_k|u_k) \cong B_k \exp \left[ \frac{u_k y_k^s}{\sigma_n^2} + \sum_{j=1}^q \frac{x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{\sigma_n^2} \right], \quad (2.60)$$

onde  $B_k = \exp \left[ -\frac{(y_k^s)^2 + u_k^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{j=1}^q \frac{(y_k^{p_j})^2 + (x_k^{p_j})^2}{2\sigma_n^2} \right]$ .

Usando as respostas obtidas em (2.60) e (2.53) pode-se expressar (2.50) como:

$$\gamma_k(s', s) \cong A_k B_k \exp \left[ \frac{u_k L^e(u_k)}{2} \right] \exp \left[ \frac{u_k y_k^s}{\sigma_n^2} + \sum_{j=1}^q \frac{x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{\sigma_n^2} \right]. \quad (2.61)$$

Devido à independência de  $A_k$  e  $B_k$  do valor  $u_k$ , pode-se escrever que:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[ \frac{u_k (L^e(u_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.62)$$

onde  $L_c$  é dada por (2.58), e o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é dado por:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[ \sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{2} \right]. \quad (2.63)$$

Finalmente, incluindo (2.62) em (2.45), tem-se que:

$$\begin{aligned} L(u_k | \mathbf{y}) &= \ln \left( \frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s) \exp \left[ \frac{1}{2} u_k (L^e(u_k) + L_c y_k^s) \right]}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s) \exp \left[ \frac{1}{2} u_k (L^e(u_k) + L_c y_k^s) \right]} \right) \\ &= L_c y_k^s + L^e(u_k) + \ln \left( \frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)} \right), \end{aligned} \quad (2.64)$$

onde o primeiro termo de (2.64) é a *medida de confiabilidade do canal*, o segundo termo é a *informação a priori* de  $u_k$  entregue pelo decodificador anterior, e o terceiro termo representa a *informação extrínseca* que será enviada ao decodificador seguinte. A saída total do primeiro decodificador  $L_1(\hat{u}) = L(u_k | \mathbf{y})$  da Fig. 2.12, conforme (2.64), pode ser escrita como:

$$L_1(\hat{u}) = L_c y_k^s + L_{21}^e(u_k) + L_{12}^e(u_k), \quad (2.65)$$

onde  $L_{12}^e(u_k)$  e  $L_{21}^e(u_k)$  são as saídas extrínsecas do primeiro e do segundo decodificador, respectivamente. Desta forma pode ser estimado o bit  $u_k$  no primeiro decodificador.

## 2.17 Algoritmo BCJR para canais com desvanecimento

### 2.17.1 Modelo do canal com desvanecimento

Para o estudo dos códigos turbo neste capítulo, será considerado um canal com desvanecimento plano, mostrado na Fig. 2.14. Será usada modulação BPSK e detecção coerente, o que implica que a fase  $\phi(t)$  será conhecida no receptor. Na Fig. 2.14 o valor de  $a(t)$ , representa o desvanecimento modelado por uma variável aleatória do tipo Rayleigh, e portanto com densidade de probabilidade:

$$p(a) = \frac{a}{\sigma_a^2} \exp\left[-\frac{a^2}{2\sigma_a^2}\right], \quad (2.66)$$

onde  $\sigma_a$  representa o desvio padrão da gaussiana que gerou a variável Rayleigh. Adicionalmente na Fig. 2.14 é incluído um ruído AWGN com média nula e variância  $\sigma_n^2 = \frac{N_0}{2}$  [W/Hz]. Para um canal com desvanecimento plano e lento, portanto sem interferência entre símbolos, o sinal recebido proveniente da saída do filtro passa-baixas equivalente do canal é:

$$y_k = a \exp[-j\phi] u_k + n_k. \quad (2.67)$$

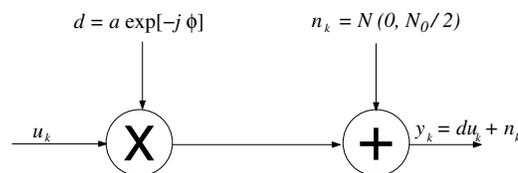


Figura 2.14: Modelo do canal com desvanecimento

### 2.17.2 Modificação do algoritmo BCJR

O algoritmo de decodificação iterativo é modificado para incorporar a nova estatística do canal. Nesta seção são obtidas as métricas de transição  $\gamma_k(s', s)$ ,  $\gamma_k^e(s', s)$ , e a nova medida

de confiabilidade para este canal.

Na Fig. 2.14 pode-se observar que  $y_k$  depende de  $u_k$ , do ruído aditivo gaussiano branco AWGN, e do desvanecimento  $a$ . Assim, a função densidade de probabilidade do sinal recebido condicionado ao conhecimento do sinal transmitido e do desvanecimento é:

$$p(y_k|u_k, a) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp \left[ -\frac{(y_k - au_k)^2}{2\sigma_n^2} \right]. \quad (2.68)$$

A função densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  é obtida pelo descondicionamento de (2.68) pela função densidade de probabilidade da variável aleatória  $a$ , como é mostrado abaixo:

$$p(y_k|u_k) = \int_0^\infty p(a)p(y_k|u_k, a)da. \quad (2.69)$$

No apêndice B é apresentada a resolução da integral (2.69), onde é obtida a seguinte resposta:

$$p(y_k|u_k) = F(y_k) \{1 + z\sqrt{\pi} \exp [z^2] \operatorname{erfc} (-z)\}, \quad (2.70)$$

onde  $F(y_k)$  e  $z$  são definidos no apêndice B em (B.2) e (B.7), respectivamente.

Na literatura, Wilson [30] apresenta uma aproximação para a resposta da integral (2.69), dada por:

$$p(y_k|u_k) = F(y_k)F_2(\gamma_{bc}) \exp [2\gamma_{bc}u_k y_k E(a)], \quad (2.71)$$

onde  $E(a)$  é o valor médio do desvanecimento  $a$ ,  $F_2(\gamma_{bc})$  é uma função heurística da relação sinal-ruído do bit codificado  $\gamma_{bc} = \gamma_b r_c$ , obtida numericamente, e apresentada na Tab. B.1 no apêndice B.

Considerando o desenvolvimento feito em (2.59) para um codificador CRS com taxa  $r_{CRS} = 1/(1+q)$ , que corresponde a um codificador com uma entrada, uma saída síncrona, e  $q$  saídas de paridade, a densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  pode-se ser escrita

na forma de produto:

$$p(y_k|u_k) = p(y_k^s|u_k) \prod_{j=1}^q p(y_k^{p_j}|x_k^{p_j}). \quad (2.72)$$

Usando a função aproximada  $p(y_k|u_k)$  de (2.71) em (2.72), tem-se que:

$$\begin{aligned} p(y_k|u_k) &= F(y_k^s) F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc} u_k y_k^s E(a)] \prod_{j=1}^q \{ F(y_k^{p_j}) F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc} x_k^{p_j} y_k^{p_j} E(a)] \} \\ &= B_k \exp \left[ 2\gamma_{bc} u_k y_k^s E(a) + \sum_{j=1}^q 2\gamma_{bc} x_k^{p_j} y_k^{p_j} E(a) \right]. \end{aligned} \quad (2.73)$$

onde  $B_k = F(y_k^s) F_2^{(1+q)}(\gamma_{bc}) \prod_{j=1}^q F(y_k^{p_j})$ . Usando as respostas obtidas em (2.73) e (2.53) pode-se expressar (2.50) como:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[ \frac{u_k(L^e(u_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.74)$$

onde o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[ \sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{2} \right], \quad (2.75)$$

e a *medida de confiabilidade do canal* com desvanecimento é:

$$L_c = 4E(a)\gamma_{bc}, \quad (2.76)$$

onde  $E(a) = \sqrt{\frac{\pi}{2}} \sigma_a$ , e  $\gamma_{bc} = \frac{a^2 r_c}{2\sigma_n^2}$ .

Pode-se observar que a equação resultante (2.74) é idêntica àquela obtida para o canal AWGN (2.62), com exceção da medida de confiabilidade  $L_c$ .

## 2.18 Algoritmo BCJR usando diversidade

Nesta seção são obtidas as métricas de transição  $\gamma_k(s', s)$ ,  $\gamma_k^e(s', s)$ , e a medida de confiabilidade para um canal modelado com  $M$  réplicas de desvanecimento  $a_m$  (para  $m = 1, 2, \dots, M$ ), cujas distribuições de probabilidade são do tipo Rayleigh. O algoritmo de decodificação

iterativo é modificado para incorporar uma estatística apropriada do canal. As considerações iniciais para a obtenção destas métricas são as mesmas que foram feitas anteriormente para um canal sem diversidade. Assim, a função densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  é obtida em função das  $M$  réplicas pela resolução da seguinte expressão:

$$p(y_k|u_k) = \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} p(a_1, a_2, \dots, a_M) p(y_k|u_k, a_1, a_2, \dots, a_M) da_1 da_2 \dots da_M \quad (2.77)$$

Considerando as  $M$  variáveis aleatórias  $a_m$  ( $m = 1, 2, \dots, M$ ) independentes, a probabilidade conjunta  $p(y_k|u_k, a_1, a_2, \dots, a_M)$  pode ser escrita como:

$$\begin{aligned} p(y_k|u_k, a_1, a_2, a_3, \dots, a_M) &= \prod_{m=1}^M p(y_k|u_k, a_m) \\ &= \prod_{m=1}^M \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp \left[ -\frac{(y_k - a_m u_k)^2}{2\sigma_n^2} \right], \end{aligned} \quad (2.78)$$

e  $p(a_1, a_2, \dots, a_M)$  como:

$$\begin{aligned} p(a_1, a_2, \dots, a_M) &= \prod_{m=1}^M p(a_m) \\ &= \prod_{m=1}^M \frac{1}{\sigma_a} \exp \left[ -\frac{a_m^2}{2\sigma_a^2} \right]. \end{aligned} \quad (2.79)$$

No apêndice B é apresentada a resolução da integral (2.77), onde é obtida a seguinte resposta:

$$p(y_k|u_k) = F_3(y_k) [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)]^M, \quad (2.80)$$

onde:

$$F_3(y_k) = \left( \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_a^2\sigma_n} \right)^M \exp \left[ -\frac{y_k^2 M}{2\sigma_n^2} \right]. \quad (2.81)$$

A expressão (2.80) pode ser escrita como:

$$p(y_k|u_k) = F(y_k^s)F_2^M(\gamma_{bcr}) \exp[2M\gamma_{bcr}u_k y_k^s E[a]], \quad (2.82)$$

onde

$$\gamma_{bcr} = \frac{\gamma_{bc}}{M} \quad (2.83)$$

é a relação sinal-ruído por bit codificado para cada réplica do sinal. Usando as considerações feitas em (2.72) e (2.73), a métrica  $\gamma_k(s', s)$  é proporcional a:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp\left[\frac{u_k(L^e(u_k) + L_c y_k^s)}{2}\right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.84)$$

onde o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp\left(\sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{2}\right), \quad (2.85)$$

e a *medida de confiabilidade* do canal modelado com  $M$  réplicas é:

$$\begin{aligned} L_c &= 4ME(a)\gamma_{bcr} \\ &= 4E(a)\gamma_{bc}, \end{aligned} \quad (2.86)$$

onde  $E(a) = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_a$ , e  $\gamma_{bc} = \frac{a^2 r_c}{2\sigma_n^2}$ .

## 2.19 O modelo de Referência OSI

O modelo de referência OSI (Open System interconnection) foi criado pela ISO (International Standards Organization) e pelo CCITT (Consultative Committee for International Telegraph and Telephone) para permitir que sistemas abertos pudessem se comunicar entre si. Assim, equipamentos produzidos por diferentes fabricantes poderiam operar em conjunto. Como os sistemas funcionavam fisicamente de diferentes formas, era preciso, estabelecer um padrão lógico. Este padrão foi conseguido quando foram estabelecidos níveis, que tratariam a informação de forma a compatibilizar as mensagens de um equipamento para outro.

O modelo OSI é constituído por sete camadas, conforme mostra a Fig. 2.15, cada camada desempenha uma função bem definida. O modelo não concretiza serviços, protocolos e tecnologia, diz apenas qual é a função de cada camada.

Os serviços básicos proporcionados por cada camada do modelo OSI são resumidos a seguir:

- *camada física*: é responsável pela transmissão de uma seqüência de bits de forma não estruturada em um meio físico. Trata das características mecânicas, elétricas, funcionais de procedimento para acessar o meio físico.
- *camada de enlace de dados*: é responsável pela transmissão confiável da informação através do enlace físico. Usa protocolos de controle de erro e de fluxo.
- *camada de rede*: fornece para as camadas superiores independência das tecnologias de transmissão e comutação usadas para conectar os sistemas. Responsável pelo roteamento de blocos de informação.
- *camada de transporte*: é responsável pela transferência de dados entre dois pontos de forma transparente e confiável com funções como controle de fluxo e correção de erro fim a fim.
- *camada de sessão*: provê a estrutura de controle para a comunicação entre as aplicações. Estabelece, gerencia e termina conexões (sessões) entre aplicações.
- *camada de apresentação*: é responsável por prover independência aos processos de aplicação das diferenças na representação dos dados (sintaxe).
- *camada de aplicação*: reúne os protocolos que fornecem serviços de comunicação entre o usuário e o sistema, e administra a seqüência de eventos entre diferentes aplicações.

## 2.20 O Protocolo TCP/IP

O protocolo TCP/IP (Protocolo de Controle de Transmissão / Protocolo da Internet) é um conjunto de protocolos utilizados na Internet. Ele inclui uma série de padrões que

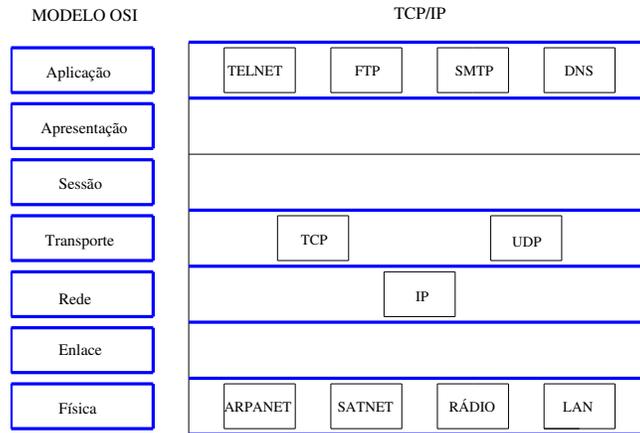


Figura 2.15: O Modelo OSI e o modelo TCP/IP

especificam como os computadores vão se comunicar e cria convenções para a interconexão e o roteamento em redes.

O protocolo da Internet (IP) é o resultado de um projeto da DARPA (Agência de Projetos de Pesquisa Avançada de Defesa) sobre conectividade entre redes no final dos anos 70. Ele foi utilizado em todas as redes de longa distância do sistema de Defesa dos EUA em 1983.

O protocolo TCP/IP é uma excelente plataforma cliente-servidor, especialmente em ambientes WAN (redes de grande alcance), e tem uma grande popularidade por seu caráter aberto. Assim na atualidade sua implementação está disponível em todos os sistemas operacionais populares. É utilizado de forma global por organizações militares, educacionais, científicas, comerciais, etc., que compartilham dados, correio eletrônico (e-mail), e outros serviços da Internet no mundo inteiro.

### 2.20.1 A pilha de protocolos TCP/IP

Os protocolos TCP e o IP são apenas dois membros da família de protocolos TCP/IP. A pilha TCP/IP compreende 4 camadas conforme mostra a Fig. 2.15, conceitualmente semelhantes às camadas OSI.

#### O protocolo IP

O protocolo IP é o protocolo da família TCP/IP que providencia a entrega de pacotes. O IP oferece um modo de entrega de dados sem conexão. Isto é, os pacotes IP não

são garantidos de chegarem ao seu destino, nem de serem recebidos na ordem em que foram enviados. O campo "checksum" do IP conforme mostra a Fig.2.16, confirma apenas a integridade do cabeçalho do pacote. Desta maneira, a responsabilidade pelos dados contidos no pacote do IP, e sua seqüência, é tarefa de protocolos de nível mais alto.

Para o roteamento dos pacotes IP pela Internet, é definido no seu cabeçalho um espaço físico de endereços de 32 bits, que corresponde ao endereço IP, usado para identificar cada computador na Internet. Para permitir rotear facilmente com base nos endereços IP, o campo de endereço divide-se em campo de endereço de rede (bits superiores), e em campo de endereço do *host* (bits inferiores).

Na camada de rede, o protocolo IP empacota os dados em um datagrama, que é a unidade utilizada para envio pelas redes, conformada por bits de cabeçalho e bits de dados. A idéia básica do datagrama é equivalente a uma carta num envelope, ou seja, os dados do envelope vão no cabeçalho do datagrama, e o conteúdo vai nos bits de dados. Igual a uma carta, a idéia é que ao ser roteado pela rede o datagrama fique intacto, sem modificar o cabeçalho, nem o conteúdo. Cada datagrama é independente, pois pode ser roteado por caminhos distintos.

É desejável que o tamanho de um datagrama seja o maior possível, e que possa caber em um pacote físico (quantidades de bits suportado pelo meio de transmissão). Segundo o tipo de rede, diferentes tamanhos de pacotes (MTU: Maximum Transfer Unit) são requeridos. Se um pacote chega ao roteador e ele é comprido, então tem que ser fragmentado em unidades menores. Neste caso, o datagrama original é dividido em vários datagramas menores incluindo no seus cabeçalhos a ordem de seqüência.

O datagrama IP possui o formato mostrado na Fig. 2.16, cujos campos mais importantes são [31]:

- *versão*: informa a versão do protocolo IP sendo carregado.
- *tamanho do cabeçalho*: informa o tamanho do cabeçalho de IP em grupos de 4 bytes.
- *tipo de serviço*: informa como o pacote deve ser tratado, de acordo com sua prioridade e o tipo de serviço desejado. Normalmente este campo não é utilizado na Internet.

- *tamanho do datagrama*: informa o tamanho do datagrama IP em bytes.
- *identificação*: este campo é usado para identificar o pacote IP no caso de haver fragmentação em múltiplos datagramas.
- *identificadores "flags"*: um bit (MF "more fragments") identifica se este datagrama é o último fragmento de um pacote IP. Outro bit (DNF "do not fragment") informa aos roteadores no caminho que a aplicação não permite que os pacotes sejam fragmentados.
- *posição do fragmento*: informa o posicionamento do fragmento em relação ao pacote IP do qual faz parte.
- *tempo de duração*: este valor é decrementado a cada segundo que o pacote permanece na rede. Serve para limitar a duração do pacote IP.
- *protocolo*: informa qual protocolo de nível mais alto está sendo carregado no campo de dados. O protocolo IP pode carregar mensagens dos protocolos TCP, UDP, ICMP, entre outros.
- *cabeçalho "checksum"*: valor que ajuda a garantir a integridade do cabeçalho do pacote IP.
- *endereço de origem*: endereço IP da máquina de origem do pacote IP.
- *endereço de destino*: endereço IP da máquina de destino do pacote IP.
- *opções*: opções com informações adicionais sobre o protocolo IP. Consiste de um byte com a identificação da opção e uma quantidade de bytes variáveis com as informações específicas. Um pacote IP pode transportar várias opções simultaneamente.

## O protocolo TCP

O protocolo TCP é um protocolo confiável baseado em conexão, que trabalha encapsulado no protocolo IP. O TCP garante a entrega dos pacotes, assegura o seqüenciamento dos pacotes, e providencia uma soma de verificação de paridade "checksum", que valida tanto

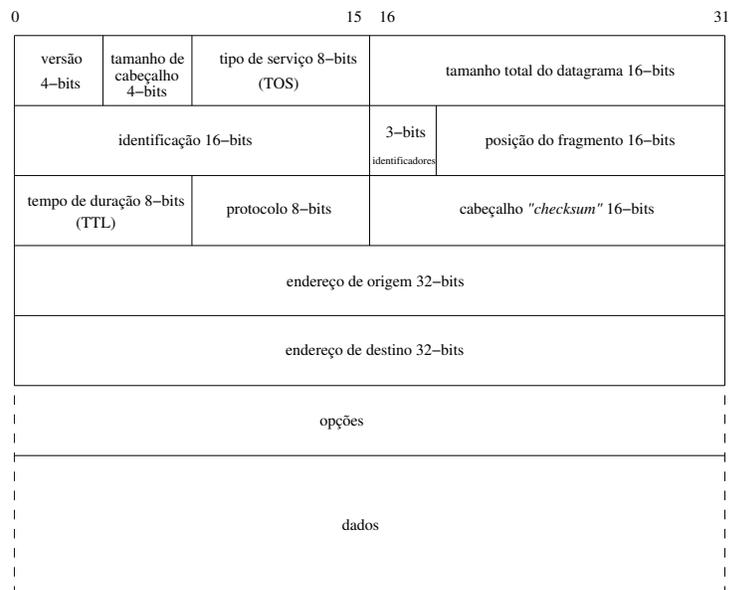


Figura 2.16: Datagrama IP.

o cabeçalho, quanto os dados do pacote. No caso da rede perder ou corromper um pacote TCP/IP durante a transmissão, é tarefa do TCP retransmitir o pacote perdido ou incorreto.

Para garantir a entrega dos pacotes, o protocolo também requer que o destinatário informe o recebimento do pacote, usando uma informação de recebimento ACK ("acknowledgment"). A resposta ACK gera tráfego adicional na rede, diminuindo a taxa de transferência de dados em favor da confiabilidade.

Ao negociar uma conexão, pretende-se determinar o comprimento máximo de segmento que se enviará (MSS). A idéia é utilizar a MTU mínima que existe entre ambos computadores, e usar esse valor .

O cabeçalho dos pacotes TCP possui o formato mostrado na Fig. 2.17, cujos campos mais importantes são [31]:

- *porta de origem*: informa o número da porta da origem.
- *porta de destino*: informa número da porta do destinatário.
- *número de seqüência*: indica a posição do primeiro byte de dados sendo transmitido em relação ao total dos bytes já transmitidos nesta conexão.

- *número de ACKs*: indica o reconhecimento dos dados recebidos até então no sentido inverso. Se o bit de controle ACK está ativado, este campo contém o valor do número de seqüência próximo que se espera receber.
- *tamanho de cabeçalho*: indica o número de palavras de 32 bits que compõem o cabeçalho do TCP, para determinar onde começam os bits de dados.
- *reservado*: seis bits reservados para uso futuro, todos zero.
- *URG*: bit de urgência, significa que o segmento sendo carregado contém dados urgentes que devem ser transmitidos com prioridade pela aplicação.
- *ACK*: bit de reconhecimento, indica que campo de reconhecimento está carregando um valor válido.
- *PSH*: bit de PUSH, este mecanismo pode ser acionado pela aplicação e informa ao protocolo TCP se uma aplicação solicita transmissão rápida dos dados enviados.
- *RST*: bit de RESET, informa ao destinatário que a conexão foi abortada neste sentido pelo originador.
- *SYN*: bit de sincronismo, é o bit que informa que este é um dos dois primeiros segmentos de estabelecimento de conexão.
- *FIN*: identifica que não há mais dados no originador.
- *tamanho da janela*: este campo informa o tamanho disponível em bytes da janela de recepção do originador. Por meio deste valor, o TCP pode realizar um controle adequado de fluxo para evitar uma sobrecarga do receptor. Quando este valor é igual a zero, o transmissor não envia dados, esperando receber um pacote com WINDOW maior que zero. O transmissor vai sempre transmitir a quantidade de dados disponíveis pela janela de recepção, sem aguardar um ACK. Enquanto não for recebido um reconhecimento dos dados transmitidos correspondentes ao da janela, o transmissor não enviará mais dados.

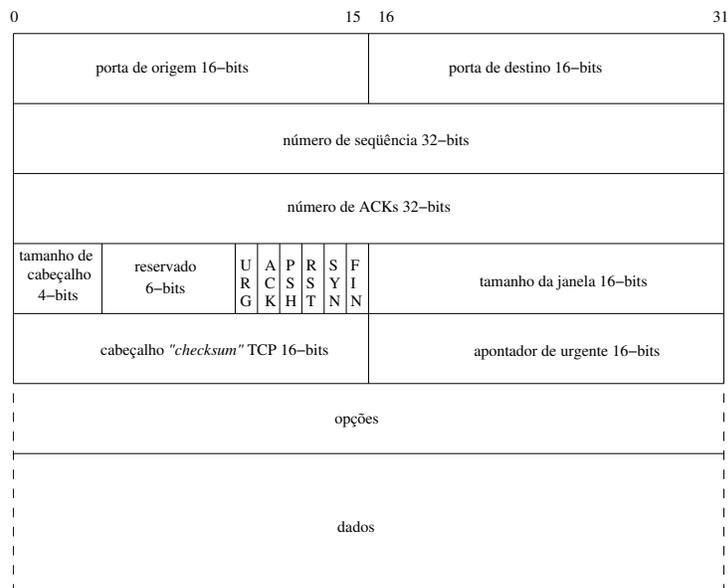


Figura 2.17: Cabeçalho do pacote TCP.

- *cabeçalho "checksum"*: é um número complemento de um de 16 bits, obtido pela soma dos complementos de uns de todas as palavras de 16 bits do cabeçalho IP, do cabeçalho TCP e dos dados TCP. Este valor é importante para garantir a integridade do cabeçalho e dos dados.
- *apontador de urgente*: identifica o primeiro byte de dados após os dados definidos como urgentes. Só é válido se o bit de controle URG estiver ativado.
- *opções*: O campo de opções só possui uma única opção válida, que é a negociação do MSS (Maximum Segment Size). Se esta opção estiver presente ela indica o tamanho máximo do segmento. Caso contrário o MSS vale 536 bytes, constituídos por 536 bytes de dados e 20 bytes de cabeçalho.

## Camada de Aplicação

A camada de aplicação reúne os protocolos que fornecem serviços de comunicação ao sistema ou ao usuário. Pode-se separar os protocolos de aplicação em protocolos de serviços básicos ou protocolos de serviços para o usuário:

Protocolos de serviços básicos, que fornecem serviços para atender as próprias necessidades do sistema de comunicação TCP/IP: DNS, BOOTP, DHCP.

Protocolos de serviços para o usuário: FTP, HTTP, Telnet, SMTP, POP3, IMAP, TFTP, NFS, NIS, LPR, LPD, ICQ, RealAudio, Gopher, Archie, Finger, SNMP e outros [31].

## 2.21 Protocolo RLP

Na transmissão de dados entre uma ERM e um servidor, através de um canal sem fio, as características próprias do canal, como o desvanecimento, produzem uma alta taxa de erro de bits, e portanto existe uma alta perda de pacotes. Um protocolo de controle de erros na camada do enlace para melhorar a comunicação de dados através de redes sem fio é necessário.

O protocolo RLP (Radio Link Protocol) foi proposto como protocolo de controle da transferência de dados em sistemas de comunicações celulares CDMA e GSM. O protocolo RLP é padronizado como IS-99 para CDMA (IS-95) e atualizado em IS-707 [5] para CDMA2000.

O controle da transferência de dados RLP é baseado em um esquema ARQ de retransmissão seletiva, onde é retransmitido apenas o pacote errado, mesmo que já tenham sido enviados os pacotes seguintes. O protocolo RLP é comandado só por NAKs (mensagem que indica erro ou perda do pacote transmitido "*negative acknowledgement*"), ou seja, o receptor não envia respostas de confirmação, somente a requisição de retransmissão de blocos de dados que não foram recebidos com sucesso, ou foram perdidos.

Os pacotes de dados enviados pelas camadas superiores são divididos em blocos menores e transmitidos através do canal sem fio usando o controle de transferência do RLP, onde cada bloco RLP é composto por bits de cabeçalho e bits de informação. Os bits de cabeçalho contemplam 8 bits para o contador do número de seqüência, SEQ, e dependendo da taxa de transmissão são usados de 2 a 8 bits, TYPE, para definir se o bloco RLP é um bloco novo ou é um bloco retransmitido. Além disso, são usados no cabeçalho bits de controle e bits de redundância [5].

O desempenho conseguido pelo protocolo RLP é apresentado detalhadamente na seção a seguir.

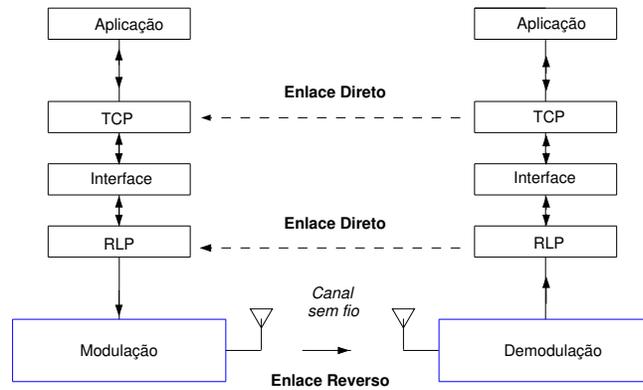


Figura 2.18: Camadas da transmissão de dados de um sistema de comunicações sem fio, que usa os protocolos TCP e RLP.

## 2.22 Controle de erro RLP e medidas de desempenho

A Fig. 2.18 ilustra as principais camadas da transmissão de dados de um sistema de comunicações sem fio, onde são usados os protocolos TCP e RLP.

A camada *interface* representa todos os protocolos usados entre a camada de transporte e a camada de enlace de dados. Estes protocolos geram um pequeno incremento nos bits de cabeçalho, que comparados com o tamanho total de bits de cabeçalho adicionados pelas camadas TCP e RLP não são representativos e portanto não foram levados em conta na avaliação do desempenho total do sistema.

Para a modelagem matemática do sistema, os protocolos TCP e RLP são considerados serem códigos de bloco, devido aos bits de cabeçalho  $H$  que são incluídos aos bits de informação  $I$  nestes protocolos. Assim são definidas as taxas de código nestes protocolos:

$$r_{TCP} \triangleq \frac{I_{TCP}}{H_{TCP} + I_{TCP}}, \quad (2.87)$$

e

$$r_{RLP} \triangleq \frac{I_{RLP}}{H_{RLP} + I_{RLP}}, \quad (2.88)$$

para as camadas TCP e RLP, respectivamente.

Vamos considerar que na camada TCP é usado um tamanho de pacote constante que

consiste de  $I_{TCP}$  bits de informação mais  $H_{TCP}$  bits de cabeçalho. O número total de bits enviados pela camada TCP é representado por  $N_{TCP} = H_{TCP} + I_{TCP}$ . Os  $N_{TCP}$  bits do protocolo TCP são particionados e transmitidos em  $n_{RLP}$  blocos do protocolo RLP de  $N_{RLP}$  bits, constituídos por  $I_{RLP}$  bits de informação e  $H_{RLP}$  bits de cabeçalho. Estes últimos são usados pelo contador que define a posição do bloco RLP no pacote TCP e para o controle de erros. O valor  $n_{RLP}$  é obtido em função de quantos blocos RLP são requeridos para transportar em seus bits de informação  $I_{RLP}$ , um pacote TCP, obtendo-se assim a seguinte relação:

$$n_{RLP} = \left\lceil \frac{N_{TCP}}{I_{RLP}} \right\rceil, \quad (2.89)$$

onde  $\lceil x \rceil$ , representa o menor inteiro maior ou igual a  $x$ .

Para enviar um arquivo de uma aplicação  $N_{arq}$  bits são requeridos  $n_{TCP}$  pacotes TCP, que transportam em seus bits de informação  $I_{TCP}$ , o arquivo da aplicação. O valor de  $n_{TCP}$  é dado por:

$$n_{TCP} = \left\lceil \frac{N_{arq}}{I_{TCP}} \right\rceil. \quad (2.90)$$

A análise da vazão de dados depende da taxa  $R_b$  com que são enviados os bits na camada de aplicação, e da taxa de transmissão  $R_{TX}$  em que os bits serão enviados pelo canal. Estas duas taxas encontram-se relacionadas da seguinte maneira:

$$R_{TX} = \frac{R_b}{r_{TCP} r_{RLP}}. \quad (2.91)$$

Considerando que cada bloco RLP é transmitido em um intervalo de tempo  $T_{RLP}$ , a taxa de transmissão é dada por:

$$R_{TX} = \frac{N_{RLP}}{T_{RLP}}, \quad (2.92)$$

De (2.89), (2.91) e (2.92) e supondo que  $N_{TCP}$  seja um múltiplo de  $I_{RLP}$ , ou seja  $n_{RLP} = \frac{N_{TCP}}{I_{RLP}}$ , é obtida a taxa de informação  $R_b$  como:

$$R_b = \frac{I_{TCP}}{n_{RLP} T_{RLP}}. \quad (2.93)$$

O modelo de controle de erros na camada RLP usado neste trabalho, considera a

retransmissão dos blocos RLP errados após o término da transmissão do pacote TCP. Dependendo do número máximo permitido de retransmissões na camada RLP, se depois da primeira retransmissão existirem ainda blocos com erro, estes serão retransmitidos novamente, e assim sucessivamente. Se ao final do número máximo de tentativas de retransmissões dos blocos RLP, o pacote TCP ainda se apresentar corrompido, o pacote TCP será retransmitido [12]. A camada RLP usa confirmação de blocos não-reconhecidos NAKs para solicitar sua retransmissão.

### 2.22.1 Atraso médio de pacotes TCP

Considerando que o controle de erros na camada TCP usa retransmissões consecutivas, o atraso de pacotes TCP pode ser modelado como uma variável aleatória geométrica, onde o atraso médio de pacotes TCP é dado por [12]:

$$\overline{\tau_{TCP}} = \frac{T_{TCP}}{1 - P_{pacote,TCP}}, \quad (2.94)$$

onde  $P_{pacote,TCP}$  é a probabilidade de se errar um pacote TCP, e  $T_{TCP}$  é o tempo usado para transmitir um pacote TCP com sucesso. O valor de  $T_{TCP}$ , depende da probabilidade de erro de blocos RLP,  $P_{bloco,RLP}$ , e do número  $\chi$  de retransmissões usado na camada RLP, e é dado por:

$$T_{TCP} = \frac{1 - P_{bloco,RLP}^{\chi+1}}{1 - P_{bloco,RLP}} \tau_{TCP,min}, \quad (2.95)$$

onde  $\tau_{TCP,min}$  é o menor intervalo de tempo em que um pacote TCP pode ser transmitido corretamente, dado por:

$$\tau_{TCP,min} = n_{RLP} T_{RLP} + \tau_p, \quad (2.96)$$

onde  $\tau_p$  é o tempo de propagação. O valor de  $\tau_p$  é desprezível quando comparado com o  $n_{RLP} T_{RLP}$ , e assim  $\tau_{TCP,min} \approx n_{RLP} T_{RLP}$ .

Se não existem retransmissões na camada RLP,  $P_{pacote,TCP}$  é dada por:

$$P_{pacote,TCP} = \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{bloco,RLP}^{j_0} (1 - P_{bloco,RLP})^{n_{RLP}-j_0}, \quad (2.97)$$

Se na camada RLP forem usadas  $\chi$  retransmissões,  $P_{pacote,TCP}$  é dada por [12]:

$$\begin{aligned} P_{pacote,TCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{bloco,RLP}^{j_0} (1 - P_{bloco,RLP})^{n_{RLP}-j_0} \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{bloco,RLP}^{j_1} (1 - P_{bloco,RLP})^{j_0-j_1} \\ &\dots \sum_{j_\chi=1}^{j_{\chi-1}} \binom{j_{\chi-1}}{j_\chi} P_{bloco,RLP}^{j_\chi} (1 - P_{bloco,RLP})^{j_{\chi-1}-j_\chi}. \end{aligned} \quad (2.98)$$

Usando (2.95) em (2.94) e normalizando pelo tempo mínimo  $\tau_{TCP,min}$ , obtém-se o atraso médio de TCP normalizado como:

$$\overline{\tau_{TCP_N}} = \frac{1 - P_{bloco,RLP}^{\chi+1}}{(1 - P_{bloco,RLP})(1 - P_{pacote,TCP})}. \quad (2.99)$$

### 2.22.2 Vazão de dados

A vazão de dados é definida neste trabalho como a taxa de transmissão de dados de informação recebidos com sucesso na camada TCP, dada pela seguinte relação:

$$\eta_{TCP} = \frac{\text{Número total de bits de informação recebidos com sucesso}}{\text{Tempo total usado na transmissão}} \quad (2.100)$$

Existe uma relação inversamente proporcional entre a vazão de dados normalizada pela taxa de informação,  $R_b$ , e o atraso médio normalizado pelo tempo mínimo em que o pacote TCP poderia ser transmitido (ver Exemplo 2.22.1). Assim a expressão para a vazão de dados do protocolo TCP normalizada pela taxa de informação  $R_b$  pode ser escrita como:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{1}{\overline{\tau_{TCP_N}}}. \quad (2.101)$$

**Exemplo 2.22.1 (Ilustração da transmissão de um arquivo.)** Considera-se a transmissão de um arquivo de  $N_{arq}$  bits, onde um máximo de duas retransmissões na camada RLP é permitido. É suposto que o arquivo de  $N_{arq}$  bits usa 4 pacotes TCP ( $n_{TCP} = 4$ ), e o pacote TCP a sua vez requer 5 blocos do protocolo RLP ( $n_{RLP} = 5$ ) para a sua transmissão. Se não houvessem erros na transmissão, o tempo total usado para a transmissão seria  $T_{total} = 20T_{RLP}$ . Alguns possíveis acontecimentos na transmissão do arquivo são ilustrados na Fig. 2.19, onde são supostas retransmissões de blocos RLP e pacotes TCP.

Na Fig. 2.19 o primeiro pacote TCP apresenta dois blocos RLP errados. Depois da primeira retransmissão só um dos dois blocos obtém sucesso, necessitando o outro de uma segunda retransmissão para ter sucesso e por sua vez o pacote TCP. O segundo pacote TCP não apresenta nenhuma perda de blocos na transmissão. No terceiro pacote TCP um bloco RLP é recebido com erro e consegue sucesso após uma retransmissão. No quarto pacote TCP um bloco RLP é recebido com erro e mesmo após de realizar as duas retransmissões permitidas pela camada RLP e não conseguir sucesso, logo o pacote TCP é retransmitido. Finalmente, a retransmissão do último pacote TCP consegue sucesso, e o tempo total para o arquivo ser transmitido é  $T_{total} = 31T_{RLP}$ . Assim, o atraso instantâneo normalizado pelo tempo mínimo de transmissão é:

$$\tau_{TCPN} = \frac{8T_{RLP} + 5T_{RLP} + 6T_{RLP} + 12T_{RLP}}{4 \cdot 5T_{RLP}} = \frac{31}{20} = 1,55. \quad (2.102)$$

E a vazão de dados normalizada pela taxa de informação é:

$$\eta_{TCPN} = \frac{\frac{4I_{TCP}}{31T_{RLP}}}{\frac{I_{TCP}}{5T_{RLP}}} = \frac{20}{31} = 0,6452. \quad (2.103)$$

Pode-se observar nas respostas que existe a relação inversamente proporcional entre a vazão de dados normalizada, e o atraso instantâneo normalizado.

De forma geral, o atraso instantâneo de pacotes TCP é definido como o tempo em que um pacote de TCP chega ao receptor com sucesso, e pode ser expresso como:

$$\tau_{TCP} = T_{RLP} \left( n_{RLP} + \frac{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}{n_{TCP}} \right), \quad (2.104)$$

onde  $m_{i_{RLP}}$  é o número total de blocos RLP retransmitidos, como resultado de retransmissões de pacotes TCP ou blocos RLP. O atraso instantâneo do protocolo TCP norma-

lizado para  $\tau_{TCP,min}$  é dado por:

$$\begin{aligned}\tau_{TCP_N} &= \frac{\tau_{tcp}}{\tau_{TCP,min}} \\ &= 1 + \frac{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}{n_{TCP} n_{RLP}}\end{aligned}\quad (2.105)$$

Por outro lado, considerando que um arquivo de aplicação de  $N_{arq}$  bits foi recebido com sucesso, a expressão (2.100) pode ser escrita como:

$$\eta_{TCP} = \frac{\frac{n_{TCP} I_{TCP}}{T_{RLP}}}{n_{TCP} n_{RLP} + \sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}\quad (2.106)$$

Usando (2.93) em (2.106) pode-se definir a vazão de dados do protocolo TCP normalizada pela taxa de informação  $R_b$  como:

$$\begin{aligned}\eta_{TCP_N} &= \frac{\eta_{TCP}}{R_b} \\ &= \frac{1}{1 + \frac{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}{n_{TCP} n_{RLP}}}\end{aligned}\quad (2.107)$$

Comparando as expressões obtidas em (2.107) e (2.105), pode-se conferir a relação inversamente proporcional entre a vazão de dados e o atraso instantâneo normalizados, o que faz com que se  $n_{TCP}$  é um valor grande, exista a mesma proporção entre o tempo médio e a vazão normalizados.

### 2.22.3 Características do controle de erro RLP

Com o objetivo de mostrar as principais características do método de controle de erros RLP, as expressões (2.101) e (2.99) propostas para a vazão de dados normalizada e para o atraso médio normalizado do protocolo TCP, respectivamente, são avaliadas inicialmente para um canal AWGN que usa modulação BPSK. A análise é feita em função da relação sinal-ruído por bit  $\gamma_b = \frac{E_b}{N_0}$ .

Assim, um bloco RLP é considerado estar errado se pelo menos 1 bit estiver errado, e a probabilidade de errar,  $P_{bloco,RLP}$ , é dada por:

$$P_{bloco,RLP} = 1 - (1 - P_b)^{N_{RLP}},\quad (2.108)$$

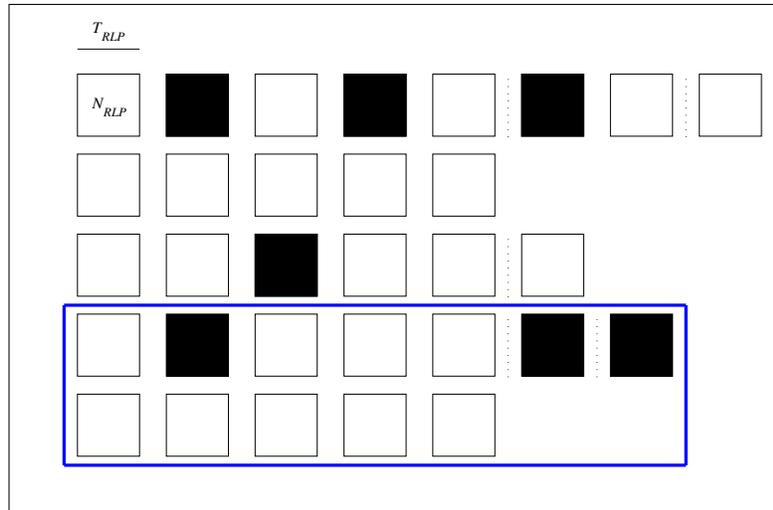


Figura 2.19: Exemplo 2.22.1, transmissão de um arquivo, com no máximo duas retransmissões na camada RLP.

onde  $P_b$  é a probabilidade de erro de bit na camada RLP, que para um canal com estas condições e que usa codificação de bloco, é dada por [20, cap. 7]:

$$P_b = Q\left(\sqrt{2\gamma_b r_{cod}}\right), \quad (2.109)$$

onde  $r_{cod} = r_{RLP}r_{TCP}$ .

As Fig. 2.20 e 2.21 apresentam a vazão de dados normalizada e o atraso médio normalizado para o protocolo TCP, respectivamente, avaliados em função da relação sinal-ruído por bit  $\gamma_b$ , parametrizado pelo número de retransmissões na camada RLP. Foi considerado um arquivo de 240 kbits enviado por uma aplicação, usando os parâmetros da Tab. 2.3, com formato de cabeçalho TCP/IP comprimido [36]. Ao se comparar as respostas obtidas por simulação com as avaliadas pelas expressões matemáticas propostas, pode-se observar a proximidade delas.

Na Fig. 2.20 pode-se observar que para um máximo de 3 retransmissões permitidas na camada RLP, o desempenho melhora notavelmente. A partir de 4 retransmissões a simulação mostra um desempenho não muito superior ao de 3 retransmissões, o que comprova os resultados citados em [9, 12], onde é mencionado que com até 3 retransmissões consegue-se um aumento significativo no desempenho do sistema. Na Fig. 2.21 pode-se observar que o aumento do número de retransmissões permite diminuir o tempo de trans-

Tabela 2.3: Parâmetros usados para simulação AWGN com correção de erros RLP.

<b>Parâmetro</b>	<b>Valor</b>
$N_{TCP}$	4.312 bits
$I_{TCP}$ (MSS)	4.288 bits
$H_{TCP}$	24 bits
$N_{RLP}$	192 bits
$I_{RLP}$	160 bits
$H_{RLP}$	32 bits
$n_{RLP}$	27 blocos
$n_{TCP}$	56 pacotes
$R_b$	9.600 bits/s

missão de um pacote TCP com sucesso, enquanto a relação sinal-ruído vai diminuindo.

Nas Fig. 2.22 e Fig. 2.23 foram considerados dois arquivos de tamanhos diferentes, um de 240 kbits e outro 800 kbits, usando os mesmos parâmetros da Tab. 2.3. Pode-se observar que para um arquivo de tamanho maior, as curvas de simulação apresentam-se mais próximas das curvas teóricas.

As expressões (2.101) e (2.99) propostas para a vazão de dados normalizada e o atraso médio normalizado para o protocolo TCP, respectivamente, avaliadas para este canal apresentaram uma grande concordância com as respostas obtidas por simulação.

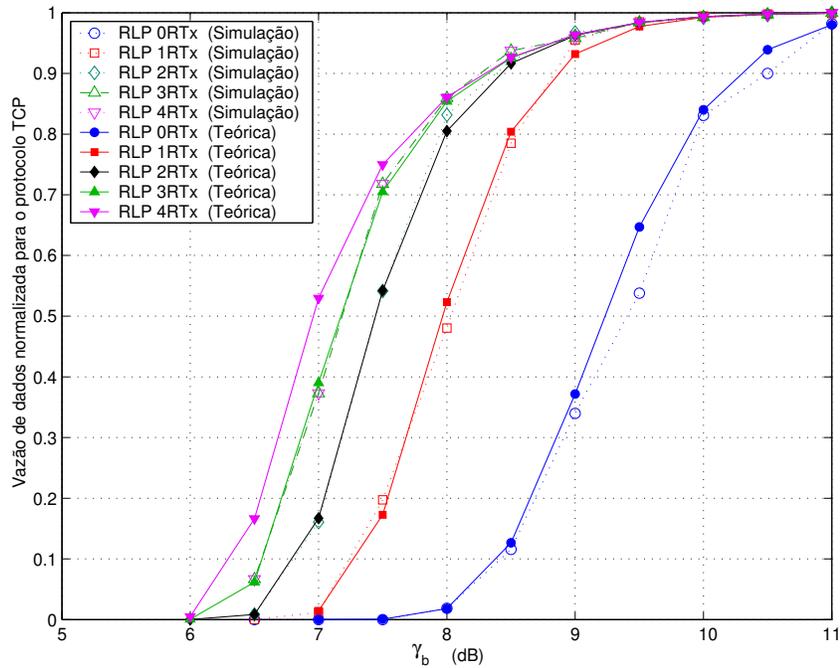


Figura 2.20: Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. É transmitido um arquivo de 240 kbits.

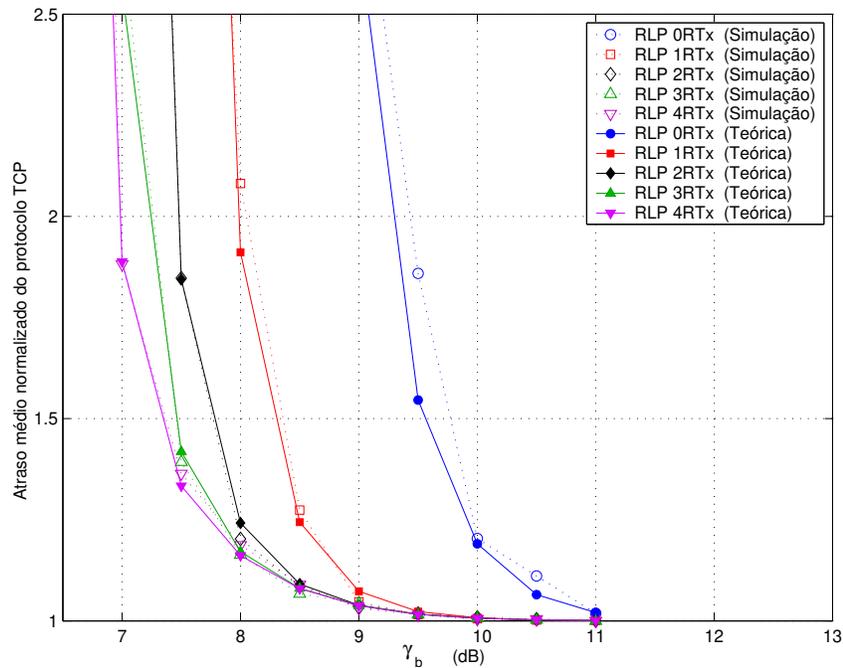


Figura 2.21: Comparação entre simulação e teoria do atraso médio normalizado para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. É transmitido um arquivo de 240 kbits.

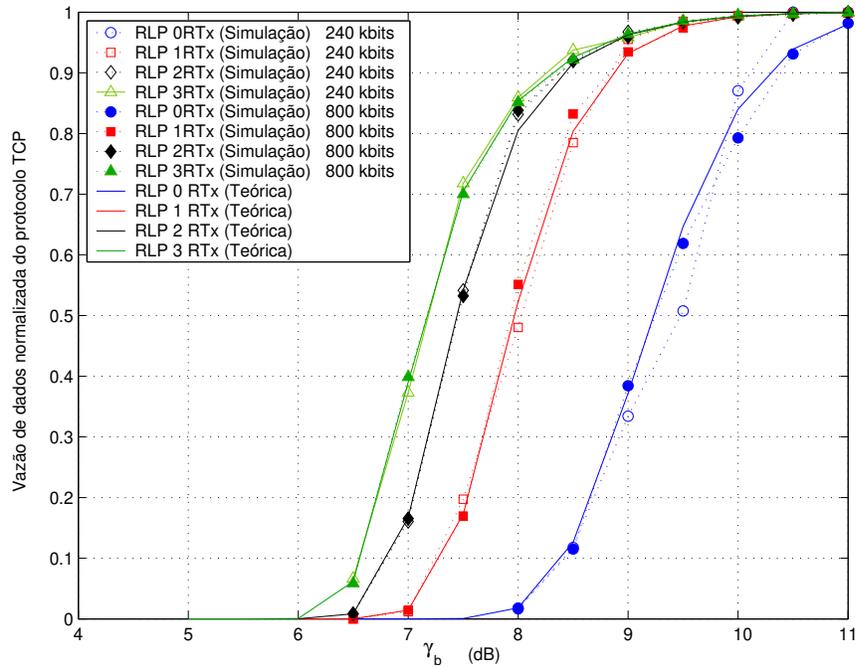


Figura 2.22: Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit. São comparados dois arquivos transmitidos de 240 e 800 kbits.

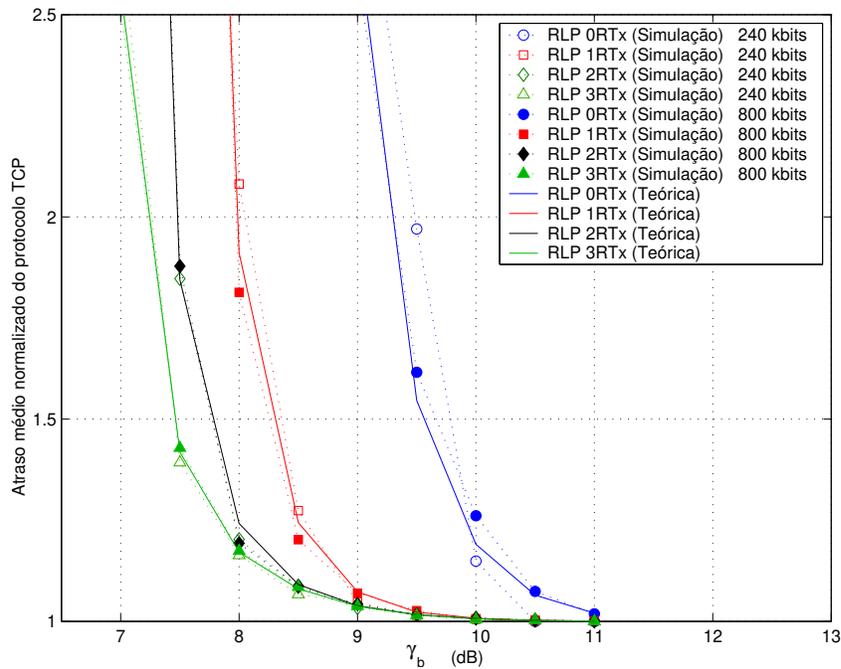


Figura 2.23: Comparação entre simulação e teoria do atraso médio normalizado para o protocolo TCP, em função da relação sinal-ruído por bit codificado. São comparados dois arquivos transmitidos de 240 e 800 kbits.



# Capítulo 3

## Vazão de Dados e Atraso Médio para o protocolo TCP em sistemas CDMA

### 3.1 Introdução

As Fig. 3.1, 3.2 e 3.3 ilustram as três estratégias para a transmissão de dados em um sistema CDMA: RLP, FEC, e o modelo híbrido FEC/RLP, respectivamente. O canal é suposto ser seletivo em frequência com desvanecimento lento e modulação BPSK.

A camada *interface* representa todos os protocolos usados entre a camada de transporte e a camada de enlace de dados. Estes protocolos geram um pequeno incremento nos bits de cabeçalho, que comparados com o tamanho total de bits de cabeçalho adicionados pelas camadas TCP e RLP não são representativos e portanto não foram levados em conta na avaliação do desempenho total do sistema.

Como foi dito na seção 2.22, na modelagem matemática do sistema as camadas TCP e RLP são consideradas como códigos de bloco, devido aos bits de cabeçalho  $H$  que são incluídos aos bits de informação  $I$  nestes protocolos. Dessa forma, são definidas as taxas de codificação para o protocolo TCP:

$$r_{TCP} \triangleq \frac{I_{TCP}}{H_{TCP} + I_{TCP}},$$

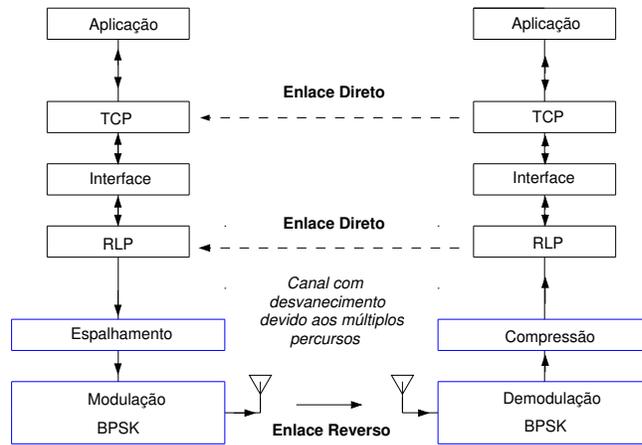


Figura 3.1: Estratégia 1: Pilha de protocolos usando o protocolo RLP.

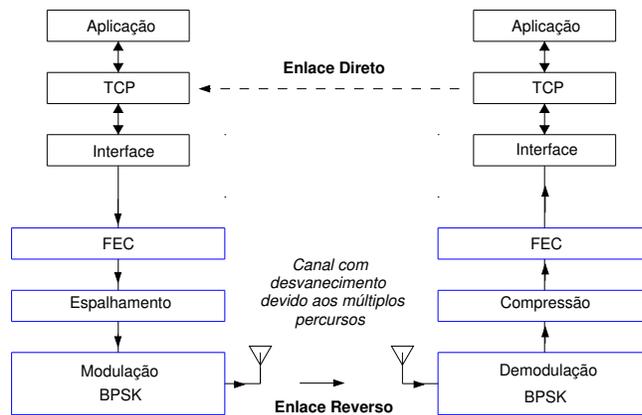


Figura 3.2: Estratégia 2: Pilha de protocolos usando FEC.

e para o protocolo RLP:

$$r_{RLP} \triangleq \frac{I_{RLP}}{H_{RLP} + I_{RLP}}.$$

Para as estratégias 2 e 3, o tipo de codificador usado pode ser do tipo convolucional, ou turbo, representados por sua taxa de codificação  $r_c$  e pela distância livre  $d_{free}$ .

Após estas definições, as três estratégias antes mencionadas podem ser representados por um único modelo geral, mostrado na Fig. 3.4, onde  $r_{cod}$  representa a taxa total do conjunto de codificadores definidos pelas camadas TCP, RLP e FEC, dependendo do modelo usado, conforme mostra a Tab. 3.1.

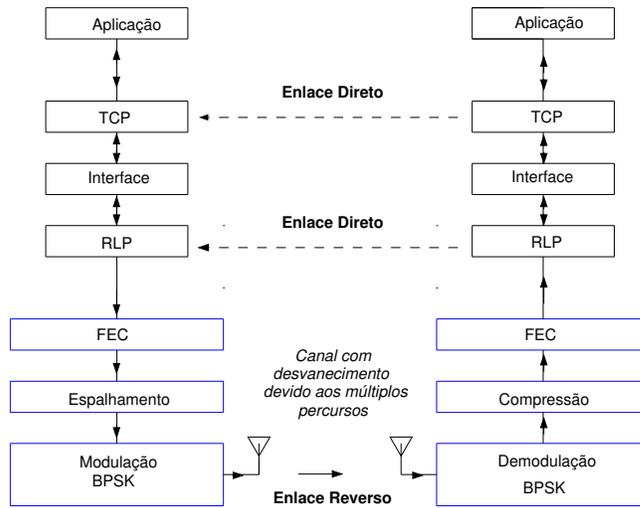


Figura 3.3: Estratégia 3: Pilha de protocolos usando o método híbrido FEC/RLP.

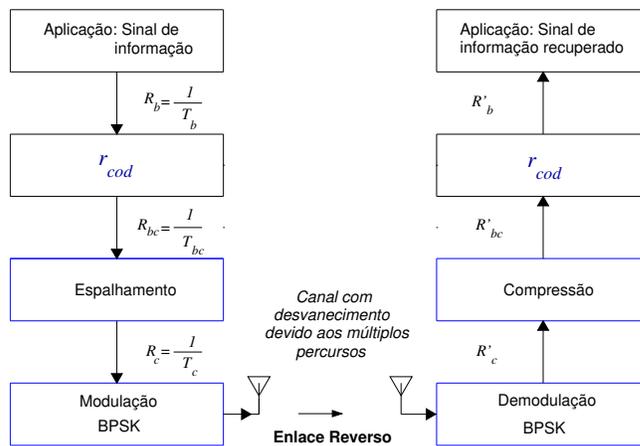


Figura 3.4: Pilha de protocolos para o modelo geral.

Tabela 3.1: Taxa de codificação  $r_{cod}$  para os três métodos de controle de erros.

Estratégia	Método de controle de erros	$r_{cod}$
1	<i>RLP</i>	$r_{TCP}r_{RLP}$
2	<i>FEC</i>	$r_{TCP}r_c$
3	<i>FEC/RLP</i>	$r_{TCP}r_{RLP}r_c$

Na Fig. 3.4 são apresentadas as taxas de transmissão para cada estágio, onde o sinal de informação pertencente à camada de informação é enviado a uma taxa  $R_b \cong \frac{1}{T_b}$ , onde  $T_b$  é o intervalo de bit do sinal de informação. Após o codificador geral de taxa  $r_{cod}$ , a transmissão passa a ser realizada à taxa de  $R_{bc} \cong \frac{1}{T_{bc}}$ , onde  $T_{bc} = r_{cod}T_b$ . Após a codificação, o sinal é espalhado sobre uma largura de banda  $W \cong \frac{1}{T_c}$ , onde  $T_c$  é o intervalo do sinal de espalhamento, ou intervalo de um chip. A taxa de chips é dada por  $R_c \cong \frac{1}{T_c}$ . Quanto maior for a largura de banda  $\frac{1}{T_c}$  maior será o ganho de processamento dado pelo sistema, onde o ganho de processamento do sinal codificado é dado por  $G_c = \frac{T_{bc}}{T_c}$ , e o ganho do processamento do sinal de informação não codificado é dado por  $G = \frac{T_b}{T_c}$ . Após o espalhamento espectral do sinal é usada modulação BPSK, e o sinal modulado é transmitido por um canal sujeito a múltiplos percursos.

Várias réplicas do sinal transmitido chegam ao receptor em função da natureza do canal. Deste modo, a natureza seletiva do canal é usada para prover diversidade ao sistema. O sinal no receptor é demodulado, posteriormente ocorre a compressão espectral do sinal, e após a decodificação do sinal, a informação é recuperada. Se a informação recuperada estiver errada, a estratégia de correção de erros usada entra a trabalhar.

A análise da modelagem de um sistema CDMA com as características propostas, e as análises da vazão de dados e do atraso médio para cada um dos métodos de controle de erros são descritas nas seções a seguir.

## 3.2 Modelagem matemática do sistema CDMA

Nesta seção é descrito o modelo de um sistema CDMA [13, 14, 15] para um ambiente celular aberto, que contém  $C$  células de formato circular de raio  $R$ . No centro de cada célula do sistema existe uma estação-rádio-base (ERB) que controla  $N$  terminais móveis

(ERMs) uniformemente distribuídos no seu interior, com funções distribuição de probabilidade radial e angular dadas por:

$$p(r) = \frac{2}{R^2}r, \quad (3.1)$$

e

$$p(\theta) = \frac{1}{2\pi}, \quad (3.2)$$

onde  $0 \leq r \leq R$  e  $0 \leq \theta \leq 2\pi$ .

A análise de desempenho do sistema é feita no enlace reverso de uma célula escolhida, dentro de um sistema CDMA constituído por múltiplas células, onde é suposto um servidor na ERB, e que se encontra recebendo os dados de informação. Esta célula é denominada célula alvo.

O canal considerado é suposto gerar múltiplos percursos, onde todos os percursos apresentam desvanecimento do tipo Rayleigh. Um sombreamento lognormal do sinal transmitido também é considerado. Além disso perda de percurso exponencial e erro no controle de potência são também levados em conta.

O modelo passa-baixas do sinal transmitido compreendendo  $C$  células e  $N$  usuários por célula é dado por:

$$s(t) = \sum_{n=1}^{NC} s_n(t), \quad (3.3)$$

onde  $s_n(t)$  representa a envoltória complexa do sinal transmitido pelo  $n$ -ésimo usuário, e é dado por:

$$s_n(t) = A\lambda_n y_n d_n(t - \tau_n) c_n(t - \tau_n) e^{j\phi_n}, \quad (3.4)$$

onde  $A$  representa a amplitude do sinal transmitido,  $\lambda_n$  representa o erro no controle de potência,  $d_n$  é o  $n$ -ésimo bit de informação,  $c_n$  é a seqüência de espalhamento espectral,  $\tau_n$  é o atraso de propagação,  $\phi_n$  representa a fase inicial, que será considerada nula, e  $y_n$  representa a combinação do sombreamento lognormal e a perda do percurso para o

usuário  $n$ , dado por [15]:

$$y_n = \begin{cases} 1 & n \in \{\text{ERMs internas à célula alvo}\}, \\ \min_{m=\{1,2,3\}} \left( \frac{r_{mn}^{\zeta/2}}{10^{\xi_{mn}/20}} \right) \frac{10^{\xi_{0n}/20}}{r_{0n}^{\zeta/2}} & n \in \{\text{ERMs externas à célula alvo}\}, \end{cases} \quad (3.5)$$

onde  $\zeta$  é o expoente de perda de propagação, que para ambientes externos vale tipicamente 4,  $r_{mn}$  é a distância da  $n$ -ésima ERM até a ERB localizada na  $m$ -ésima célula,  $r_{0n}$  é a distância da  $n$ -ésima ERM até a ERB alvo,  $\xi_{mn}$  corresponde ao sombreamento entre a  $n$ -ésima ERM até a ERB localizada na  $m$ -ésima célula,  $\xi_{0n}$  representa o sombreamento entre a  $n$ -ésima ERM e a ERB alvo, onde  $\xi$  representa uma variável aleatória gaussiana de média zero e desvio padrão  $\sigma_{s,dB}$ , onde tanto a média quanto o desvio padrão são dados em dB. A expressão  $10^{\xi/20}$  representa uma variável lognormal que modela o sombreamento. Os valores típicos de  $\sigma_{s,dB}$  são da ordem de 8 dB.

As ERMs situadas no interior da célula alvo são controladas pela ERB situada no centro desta célula, onde a ERB procura compensar a perda de percurso exponencial e o sombreamento lognormal do canal através de um mecanismo de controle de potência. O mecanismo de controle de potência é suposto não funcionar idealmente, e seu erro é modelado por uma variável aleatória lognormal [13]. Portanto, a flutuação do nível e potência do sinal dos usuários internos ocorre devido a imperfeição do mecanismo de controle de potência. As ERMs externas da célula alvo apresentam além do erro no mecanismo de potência, um sombreamento lognormal, pois estas ERMs são controladas por outras ERBs. Os valores de  $m = 1, 2, 3$  na expressão (3.5) deve-se a que a  $n$ -ésima ERM é monitorada pelas três ERBs que estiverem mais próximas dele [13, 14]. Deste modo, a ERM será controlado pela ERB que apresentar maior nível de potência recebida e não necessariamente pela ERB mais próxima. O sombreamento lognormal dos usuários localizados fora da célula alvo é fortemente reduzido, quando é adotado o controle de potência do móvel sendo realizado por várias ERBs [14]. A suposição de que a ERM é sempre controlada pela ERB da célula em que está situada, leva a valores muito elevados da média e desvio padrão da interferência [13].

A interferência média produzida pelas outras células é dada por:

$$m_I = \sum_{n=N+1}^{NC} \overline{y_n^2}. \quad (3.6)$$

O valor típico da interferência das outras células normalizada com respeito ao número de usuários  $N$  é  $\frac{m_I}{N} \simeq 0,89$  para  $C = 18$  células, usando o desvio padrão do sombreamento lognormal  $\sigma_{s,dB} = 8$  dB, e o expoente de perda de percurso  $\zeta = 4$  [14].

Quando um pulso é transmitido através de um canal com múltiplos percursos variantes no tempo, o sinal recebido será constituído por um trem de pulsos, e cada um destes pulsos será caracterizado por uma atenuação e um atraso diferente. O canal de múltiplos percursos variantes no tempo é caracterizado através de sua resposta ao impulso:

$$h(t, \tau) = \sum_{l=1}^L a_{ln}(t) e^{j\psi_{ln}(t)} \delta(\tau - lT_c), \quad (3.7)$$

onde  $L = \frac{W}{W_{co}}$  representa o número de caminhos resolvíveis,  $W = \frac{1}{T_c}$  representa a largura de banda do canal passa-baixas do sinal transmitido,  $W_{co}$  é a largura de banda de coerência do canal,  $a_{ln}$  é o desvanecimento dos percursos modelados com distribuição Rayleigh e  $\psi_{ln}$  é a fase do canal modelada como uma variável aleatória independente e uniformemente distribuída no intervalo  $[0, 2\pi]$ .

Como o canal é suposto ser seletivo em frequência, a largura de banda do canal transmitido é muito maior que a largura de banda de coerência do canal, deste modo tem-se  $L > 1$  componentes de múltiplos percursos.

Assumindo que o tempo de duração de símbolo é muito menor que o tempo de coerência do canal, o desvanecimento é considerado lento, portanto não existe variação das características do desvanecimento dentro do intervalo de símbolo, resultando em  $a_{ln}(t) e^{j\psi_{ln}(t)} = a_{ln} e^{j\psi_{ln}}$ . Deste modo, o sinal recebido pela ERB alvo é dado por [15]:

$$r'(t) = h(t, \tau) * s(t) + n_w(t) \quad (3.8)$$

$$= \sum_{l=1}^L \sum_{n=1}^{NC} a_{ln} e^{j\psi_{ln}} s_n(t - lT_c) + n_w(t), \quad (3.9)$$

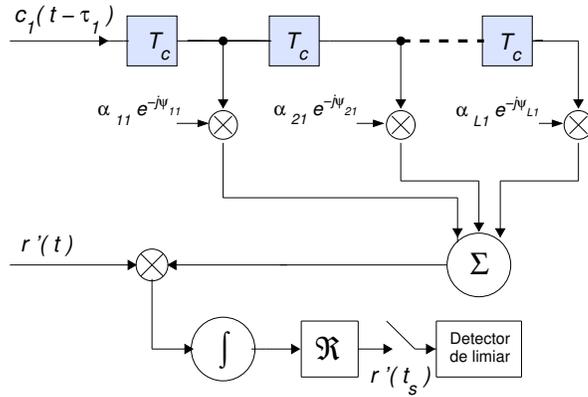


Figura 3.5: Receptor Rake

onde  $*$  denota convolução e  $n_w(t)$  representa a envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano branco com densidade espectral  $2N_0$ .

Substituindo (3.4) em (3.9) tem-se:

$$r'(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{n=1}^{NC} A a_{ln} e^{j\psi_{ln}} \lambda_n y_n d_n(t - lT_c - \tau_n) c_n(t - lT_c - \tau_n) + n_w(t), \quad (3.10)$$

O receptor do tipo Rake da Fig. 3.5 é usado com o objetivo de coletar a energia dos  $L$  percursos. É analisado o resultado da correlação da sequência pseudo-aleatória da ERM desejada, denominada ERM alvo, e identificada por  $n = 1$ . A variável de decisão para a ERM alvo é obtida com a amostragem no tempo  $t_s = T_{bc} + LT_c + \tau_1$  dada por:

$$r(t_s) = \Re \left\{ \sum_{k=1}^L \int_{kT_c + \tau_1}^{T_{bc} + kT_c + \tau_1} r'(t) c_1(t - kT_c - \tau_1) a_{k1} e^{-j\psi_{k1}} dt \right\}, \quad (3.11)$$

onde  $\Re\{x\}$  representa a parte real de  $\{x\}$ .

Substituindo (3.10) em (3.11) e após manipulação algébrica,  $r(t_s)$  é dado por:

$$r(t_s) = \lambda_1 A T_{bc} \sum_{k=1}^L a_{k1}^2 + g_1(t_s) + g_2(t_s) + \Re\{n_w(t_s)\}. \quad (3.12)$$

O sinal recebido pode ser expresso em função de 4 termos. O primeiro termo da equação corresponde ao sinal da ERM alvo,  $g_1(t_s)$  representa a interferência gerada pelos próprios

múltiplos percursos da ERM alvo,  $g_2(t_s)$  é a interferência de múltiplos percursos gerada pelas demais ERMs do sistema, e o último termo representa o ruído térmico. O termo  $g_1(t_s)$  é dado por:

$$g_1(t_s) = \sum_{k=1}^L \sum_{l \neq k}^L a_{k1} a_{l1} A \lambda_1 I_{1lk}(T_{bc}, \tau_1) \cos(\psi_{k1} - \psi_{l1}), \quad (3.13)$$

onde:

$$I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n) = \int_{kT_c + \tau_1}^{T_{bc} + kT_c + \tau_1} d_n(t - lT_c - \tau_n) c_n(t - lT_c - \tau_n) c_1(t - nT_c - \tau_1) dt. \quad (3.14)$$

Supondo que as seqüências de espalhamento espectral são assíncronas, aleatórias, binárias e independentes, então o seu valor médio é nulo  $\overline{I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n)} = 0$  e, assumindo o formato de pulso de chip retangular, o valor quadrático médio da interferência é [15]:

$$\overline{I_{nlk}^2(T_{bc}, \tau_n)} = \frac{2G_c T_c^2}{3}. \quad (3.15)$$

O termo  $g_2(t_s)$  é dado por:

$$g_2(t_s) = \sum_{n \neq 1}^{NC} \sum_{k=1}^L a_{k1} \sum_{l=1}^L a_{l1} A \lambda_n y_n \cos(\psi_{ln} - \psi_{k1}) I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n). \quad (3.16)$$

Para  $N \gg 1$ ,  $g_1(t_s)$  é do ponto de vista médio muito menor que  $g_2(t_s)$ , portanto, pode-se desconsiderar o termo  $g_1(t_s)$ . De acordo com o teorema central do limite,  $g_2(t_s)$  pode ser considerada como uma variável aleatória gaussiana de média nula e variância  $\sigma_{g_2}^2$ , desde que condicionada aos pesos dos ramos do receptor e ao erro no controle de potência da ERM alvo. Assim a variância de  $g_2(t_s)$  é dada por:

$$\sigma_{g_2}^2 = \frac{G_c T_c^2}{3} A^2 \sum_{k=1}^L a_{k1}^2 \sum_{l=1}^L \overline{a_l^2} \overline{\lambda^2} [N - 1 + m_I], \quad (3.17)$$

onde  $\overline{\cos^2(\psi_{ln} - \psi_{k1})} = 1/2$ . É assumido que o erro no mecanismo de controle de potência apresenta a mesma distribuição para todas as ERMs,  $\overline{\lambda_n^2} = \overline{\lambda}$ , e foi considerado que as ERMs sofrem um desvanecimento com mesma distribuição  $\overline{a_{ln}^2} = \overline{a_l^2}$ . O último termo de

(3.12) é uma variável aleatória gaussiana com média nula e variância dada por:

$$\sigma_{n_w}^2 = N_0 T_{bc} \sum_{k=1}^L a_{k1}^2, \quad (3.18)$$

Deste modo,  $r(t_s)$  é também uma variável aleatória gaussiana com média e variância dadas por [15]:

$$m_r = \lambda A T_{bc} \sum_{k=1}^L a_{k1}^2; \quad (3.19)$$

$$\sigma_r^2 = \frac{A^2 T_{bc}^2}{3G_c} \sum_{l=1}^L \bar{a}_l^2 \bar{\lambda}^2 [N - 1 + m_I] \sum_{k=1}^L a_{k1}^2 + N_0 T_{bc} \sum_{k=1}^L a_{k1}^2. \quad (3.20)$$

O erro no controle de potência é modelado por uma variável aleatória lognormal,  $\lambda = 10^{g/10}$ , onde  $g$  é uma variável aleatória gaussiana dada em dB. A função densidade de probabilidade da lognormal é dada por:

$$p(\lambda) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\lambda\lambda} e^{-\frac{1}{2}\left(\frac{\ln(\lambda)-\mu_\lambda}{\sigma_\lambda}\right)^2}, \quad (3.21)$$

onde  $\mu_\lambda$ , e  $\sigma_\lambda$  são a média e o desvio padrão logarítmicos, respectivamente. A média e o desvio padrão em dB podem ser calculados facilmente através de:  $\mu_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\mu_\lambda$  e  $\sigma_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\sigma_\lambda$ , respectivamente. Tipicamente, o erro no controle de potência é caracterizado por:  $\mu_{\lambda,dB} = 0$  dB e  $\sigma_{\lambda,dB} = 1$  dB. O valor do erro quadrático médio no controle de potência PCL é dado por  $\bar{\lambda}^2 = e^{2\sigma_\lambda^2}$  [14].

O desvanecimento é modelado como uma variável aleatória do tipo Rayleigh  $a_l$  com parâmetro  $\sigma_{a_l}$ , e sua FDP é dada por:

$$p_{a_l}(a_l) = \frac{a_l}{\sigma_{a_l}^2} e^{-\frac{a_l^2}{2\sigma_{a_l}^2}}. \quad (3.22)$$

O valor médio e o valor quadrático médio do desvanecimento são dados por  $\bar{a}_l = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_{a_l}$  e  $\bar{a}_l^2 = 2\sigma_{a_l}^2$ , respectivamente.

Para a modulação BPSK, a probabilidade de erro de bit codificado condicionada ao conhecimento do erro no controle de potência e ao desvanecimento devido aos múltiplos

percursos é dado por [20, cap. 14]:

$$P_{bc}(e|a, \lambda) = Q(\sqrt{2\gamma_{bc}}), \quad (3.23)$$

onde  $\gamma_{bc}$  é a relação sinal-ruído mais interferência (SINR) por bit codificado, dada por [15]:

$$\gamma_{bc} = \frac{\lambda^2 \sum_{l=1}^L a_l^2}{\frac{4}{3r_{cod}} L \sigma_{a_l}^2 e^{2\sigma_\lambda^2} \left[ \frac{N-1}{G} + \frac{m_I}{G} \right] + \frac{2N_0}{A^2 T_{bc}}}. \quad (3.24)$$

A variável  $a = \sum_{l=1}^L a_l^2$  é uma variável aleatória chi-quadrada central com FDP dada por:

$$p_a(a) = \frac{1}{(L-1)! (\bar{a}/L)^L} a^{L-1} e^{-\frac{a}{\bar{a}/L}}, \quad (3.25)$$

onde  $\bar{a} = L \overline{a_l^2}$  é a média de  $a$ .

A probabilidade de erro de bit média é obtida pelo descondicionamento da probabilidade de erro de bit instantânea em relação ao erro de controle de potência e ao desvanecimento, ou seja:

$$P_{bc} = E_\lambda \{ E_a [ P_{bc}(e|a, \lambda) ] \} = \int_0^\infty \int_0^\infty Q(\sqrt{2\gamma_{bc}}) p_\lambda(\lambda) p_a(a) d\lambda da, \quad (3.26)$$

onde  $E_\lambda[x]$  e  $E_a[x]$  representam a média de  $x$  em função de  $\lambda$  e  $a$ , respectivamente.

A média da SINR por bit codificado é dada por:

$$\overline{\gamma_{bc}} = E_\lambda \{ E_a [\gamma_{bc}] \} = \frac{1}{\frac{2}{3r_{cod}} \left[ \frac{N-1}{G} + \frac{m_I}{G} \right] + \frac{N_0}{r_{cod} E_b}}, \quad (3.27)$$

onde a relação sinal-ruído, é dada por:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{A^2 T_b e^{2\sigma_\lambda^2} L \sigma_{a_l}^2}{N_0}. \quad (3.28)$$

Descondicionando (3.26) em relação à variável aleatória chi-quadrada, a probabilidade

de erro de bit codificado é dada por [20, cap. 14]:

$$P_{bc}(e|\lambda) = E_a [P_{bc}(e|a, \lambda)] = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^L \sum_{i=0}^{L-1} \binom{L-1+i}{i} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^i, \quad (3.29)$$

onde

$$\nu = \sqrt{\frac{E_a[\gamma_{bc}]}{E_a[\gamma_{bc}] + L}}, \quad (3.30)$$

e

$$E_a[\gamma_{bc}] = \frac{\lambda^2}{\frac{2}{3r_{cod}} e^{2\sigma^2} \left[\frac{N-1}{G} + \frac{m_I}{G}\right] + \frac{N_0}{r_c A^2 T_b L \sigma_{a_i}^2}}. \quad (3.31)$$

Finalmente, descondicionando (3.29) em relação ao erro de controle de potência, a probabilidade de erro média para o sinal codificado é dada por:

$$P_{bc} = E_\lambda [P_{bc}(e|\lambda)] = \int_0^\infty P_{bc}(e|\lambda) p_\lambda(\lambda) d\lambda, \quad (3.32)$$

Esta equação não possui forma fechada e deve ser resolvida numericamente.

### 3.3 Estratégia 1

Nesta estratégia é considerado o modelo da Fig. 3.1, onde o controle de erros é baseado no protocolo RLP, detalhado no capítulo anterior na seção 2.22. As considerações iniciais feitas na seção 2.22 serão mantidas para o modelo CDMA com múltiplas células analisado neste capítulo.

Para o modelo geral da Fig. 3.4, pode-se observar que a taxa de transmissão  $R_{TX}$  em que os bits serão enviados pelo canal é:

$$\begin{aligned} R_{TX} &= R_c \\ &= \frac{R_b G_c}{r_{cod}}, \end{aligned} \quad (3.33)$$

e para este caso em particular, substituindo o valor de  $r_{cod}$  (ver Tab. 3.1) em (3.33),

tem-se que:

$$R_{TX} = \frac{R_b G_c}{\frac{I_{TCP}}{N_{TCP}} \frac{I_{RLP}}{N_{RLP}}}. \quad (3.34)$$

Usando (3.33), e as considerações feitas no capítulo anterior para obter (2.93), mostra-se facilmente que a taxa de informação  $R_b$  pode ser escrita como:

$$R_b = \frac{I_{TCP}}{n_{RLP} T_{RLP} G_c}. \quad (3.35)$$

Para o modelo analisado, mantém-se a relação inversamente proporcional entre a vazão de dados normalizado e o atraso médio normalizado. A expressão matemática para a média do atraso normalizado pelo atraso de tempo mínimo em que um pacote TCP é recebido com sucesso ( $\tau_{TCP,min} \approx n_{RLP} T_{RLP}$ ) é dada por:

$$\overline{\tau_{TCPN}} = \frac{1 - P_{bloco,RLP}^{\chi+1}}{(1 - P_{bloco,RLP})(1 - P_{pacote,TCP})}. \quad (3.36)$$

E a vazão de dados do protocolo TCP normalizada pela taxa de informação  $R_b$ , e pelo ganho de processamento do bit codificado,  $G_c$ , é dada por:

$$\eta_{TCPN} = \frac{1}{\overline{\tau_{TCPN}}}. \quad (3.37)$$

Se não existirem retransmissões na camada RLP, o valor de  $P_{pacote,TCP}$  é dada por:

$$P_{pacote,TCP} = \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{bloco,RLP}^{j_0} (1 - P_{bloco,RLP})^{n_{RLP}-j_0}, \quad (3.38)$$

onde  $P_{bloco,RLP}$  é a probabilidade de errar um bloco  $RLP$ .

De modo geral, se na camada RLP forem usadas  $\chi$  retransmissões, então  $P_{pacote,TCP}$  é

dada por [12]:

$$\begin{aligned}
P_{pacote,TCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{P_{bloco,RLP}}^{j_0} (1 - P_{P_{bloco,RLP}})^{n_{RLP}-j_0} \\
&\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{P_{bloco,RLP}}^{j_1} (1 - P_{P_{bloco,RLP}})^{j_0-j_1} \\
&\dots \sum_{j_X=1}^{j_{X-1}} \binom{j_{X-1}}{j_X} P_{P_{bloco,RLP}}^{j_X} (1 - P_{P_{bloco,RLP}})^{j_{X-1}-j_X}. \quad (3.39)
\end{aligned}$$

A  $P_{bloco,RLP}$  pode ser determinada de maneira mais precisa pela velocidade em que a ERM se movimentava. Para uma alta mobilidade da ERM, a amplitude do desvanecimento é decorrelacionada de símbolo a símbolo. Assim, a probabilidade de erro  $P_{bloco,RLP}$  pode ser avaliada por:

$$P_{bloco,RLP} = 1 - (1 - P_{bc})^{N_{RLP}}, \quad (3.40)$$

onde  $P_{bc}$  é a probabilidade de erro de bit codificado obtida em (3.32). Se o sistema opera em baixa mobilidade, a amplitude do desvanecimento é considerada constante para todos os bits do bloco. Assim, a probabilidade de erro  $P_{bloco,RLP}$  é avaliada por:

$$P_{bloco,RLP} = \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \{1 - [1 - P_{bc}(e|a, \lambda)]^{n_{RLP}}\} da d\lambda, \quad (3.41)$$

## Resultados

A seguir, são apresentados alguns resultados do desempenho desta estratégia. É realizada uma comparação entre simulação e teoria da vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP. As medidas de desempenho são avaliadas em função do *carregamento do sistema*,  $\frac{N-1}{G}$ , parametrizado pelo número de retransmissões do protocolo RLP. Na simulação são usados os parâmetros da Tab. 3.2, onde foi considerado um arquivo de 30 kbytes para ser transmitido, e o formato de cabeçalho TCP/IP comprimido [36]. No apêndice C é apresentada uma descrição do simulador.

No sentido de se fazer uma comparação justa, nas três estratégias, todos os resultados serão obtidos, considerando o ganho de processamento do sinal de informação  $G$  constante.

Tabela 3.2: Parâmetros usados para simulação.

Parâmetro	Valor
$L$	3
$\frac{E_b}{N_0}$	20 dB
$\zeta$	4
$\sigma_{s,dB}$	8 dB
$\frac{mI}{N}$	0,89 dB
$\sigma_{\lambda,dB}$	1 dB
$G$	128
$R_b$	9600 bits/s
$N_{TCP}$	4.312 bits
$I_{TCP}$	4.288 bits
$H_{TCP}$	24 bits
$N_{RLP}$	192 bits
$I_{RLP}$	160 bits
$H_{RLP}$	32 bits
$n_{RLP}$	27 blocos
$n_{TCP}$	56 pacotes

A Fig. 3.6 apresenta a vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. É modelado um desvanecimento do tipo não-correlacionado entre os bits transmitidos, em que a amplitude do desvanecimento varia fortemente entre cada bit e é independente para cada um dos  $L$  percursos usados na recepção. O desvanecimento não-correlacionado é equivalente a um móvel com alta mobilidade, onde se obtém uma frequência doppler muito alta. Ao se comparar as respostas obtidas por simulação com as avaliadas pelas expressões matemáticas propostas, pode-se observar a proximidade delas.

A Fig. 3.7 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. É modelado um desvanecimento do tipo correlacionado entre os bits transmitidos, em que a amplitude do desvanecimento varia dependendo da velocidade da ERM, e é independente para cada um dos  $L$  percursos. Para a simulação é usado o modelo de Jakes [19, cap. 1], com velocidade da ERM igual a  $v_{ERM} = 100$  km/h, e uma frequência de portadora de  $f_c = 2$  GHz, aquela planejada para 3G. As expressões teóricas são avaliadas para alta mobilidade, e observa-se que estas são limitantes pessimistas ao serem comparadas com as respostas de simulação.

A Fig. 3.8 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. É modelado um desvanecimento do tipo correlacionado. Para a simulação é usado modelo de Jake com velocidade da ERM igual a  $v_{ERM} = 1$  km/h, e uma frequência de portadora de  $f_c = 2$  GHz. As expressões teóricas são avaliadas para baixa mobilidade, e observa-se para esta velocidade que as expressões teóricas são próximas das curvas de simulação obtidas.

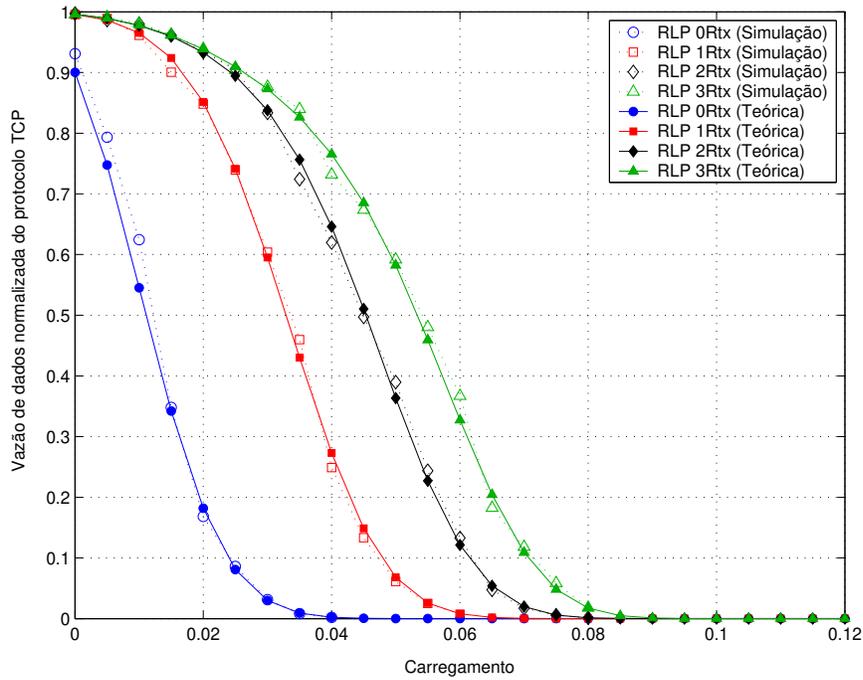
A Fig. 3.9 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema, usando três retransmissões no protocolo RLP. É modelado um desvanecimento do tipo correlacionado. Para a simulação é considerada a velocidade do móvel igual a  $v_{ERM} = 30$  km/h, e uma frequência de portadora de  $f_c = 2$  GHz. Na comparação destas curvas pode-se observar que as expressões teóricas usadas para as medidas de desempenho, tanto para alta, quanto para baixa mobilidade, são apresentadas como o limitante inferior e o limitante superior, respectivamente.

Esta estratégia apresenta melhores resultados para um móvel como baixa mobilidade. Isto se deve a que para baixa mobilidade o desvanecimento varia lentamente entre os bits, o que produz surtos de erros, enquanto que para alta mobilidade existe em média a mesma quantidade de erros de forma espalhada. Assim, o móvel com baixa mobilidade sofre perdas menores de blocos RLP, já que os erros são concentrados em um pequeno número de blocos RLP. Isto faz com que exista um menor número de retransmissões RLP. O móvel com alta mobilidade ao ter erros espalhados, tem um maior número perdas de blocos RLP, o que faz com que o pacote TCP dure maior tempo para ser transmitido.

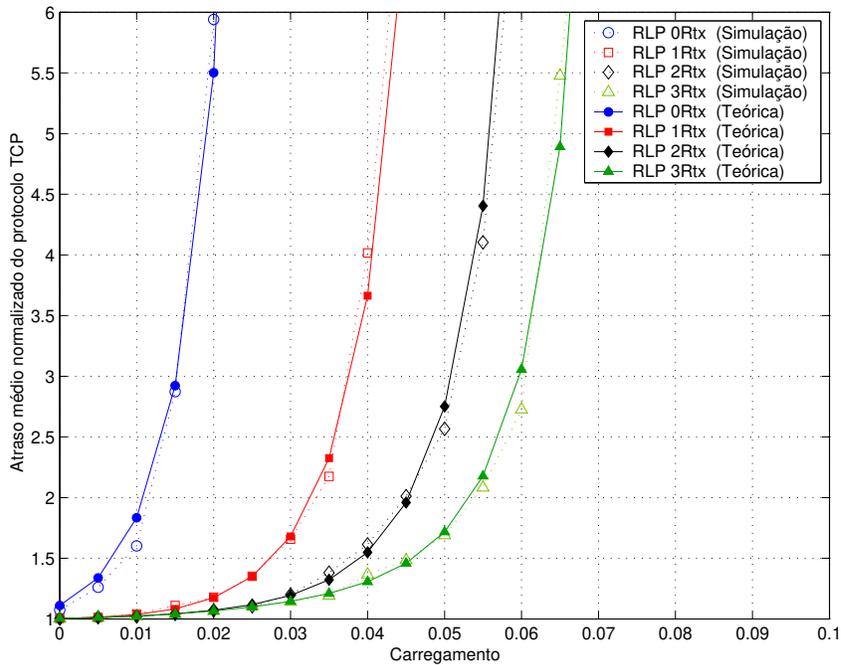
## 3.4 Estratégia 2

Nesta estratégia é considerado o modelo da Fig. 3.2, onde o conjunto de  $N_{TCP}$  bits composto pelos  $I_{TCP}$  bits de informação e pelos  $H_{TCP}$  bits de cabeçalho é codificado, espalhado e enviado pelo canal.

Usando (3.33) e o respectivo valor de  $r_{cod}$  para este modelo (ver Tab. 3.1), obtém-se



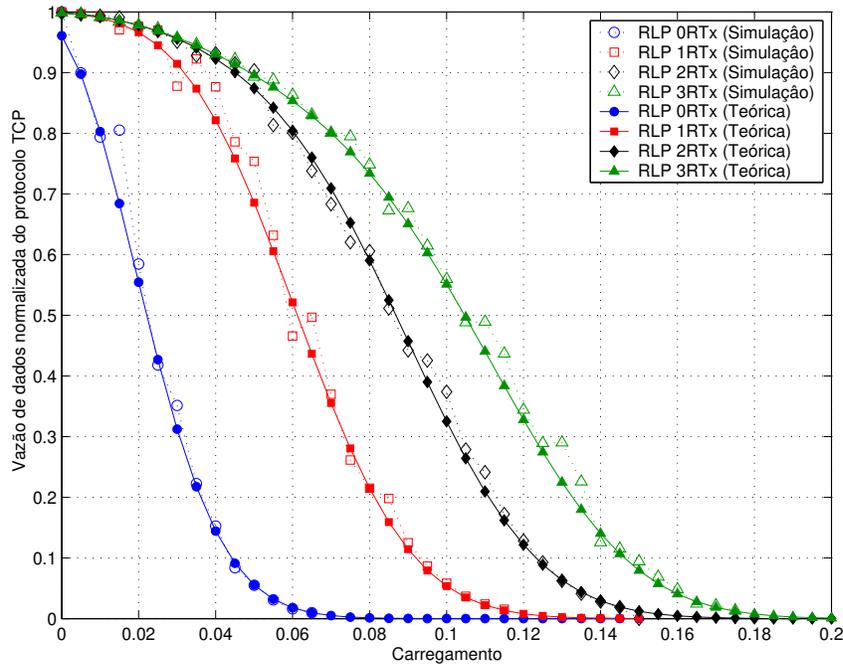
(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.



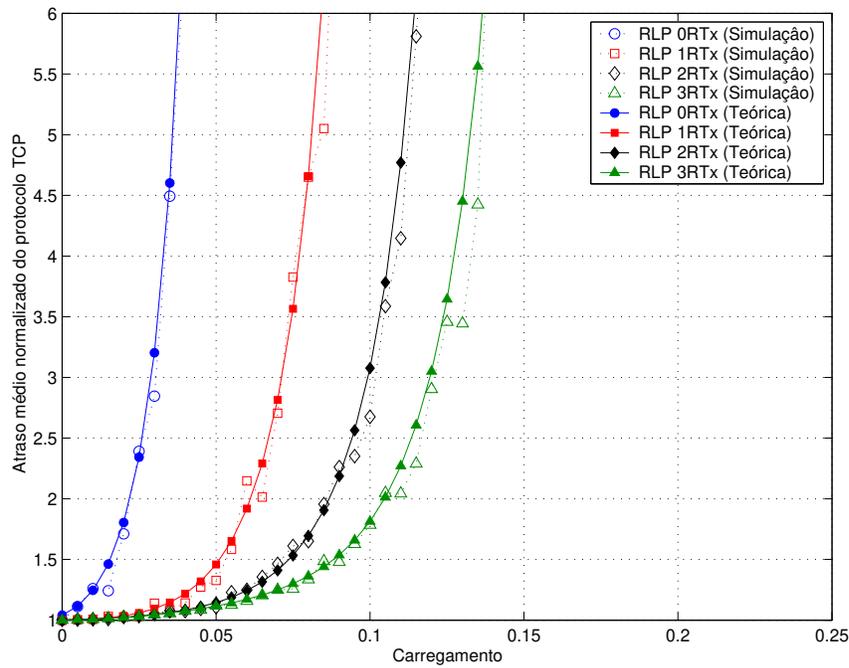
(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.6: Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado desvanecimento não-correlacionado, e um arquivo transmitido de 30 kbytes.



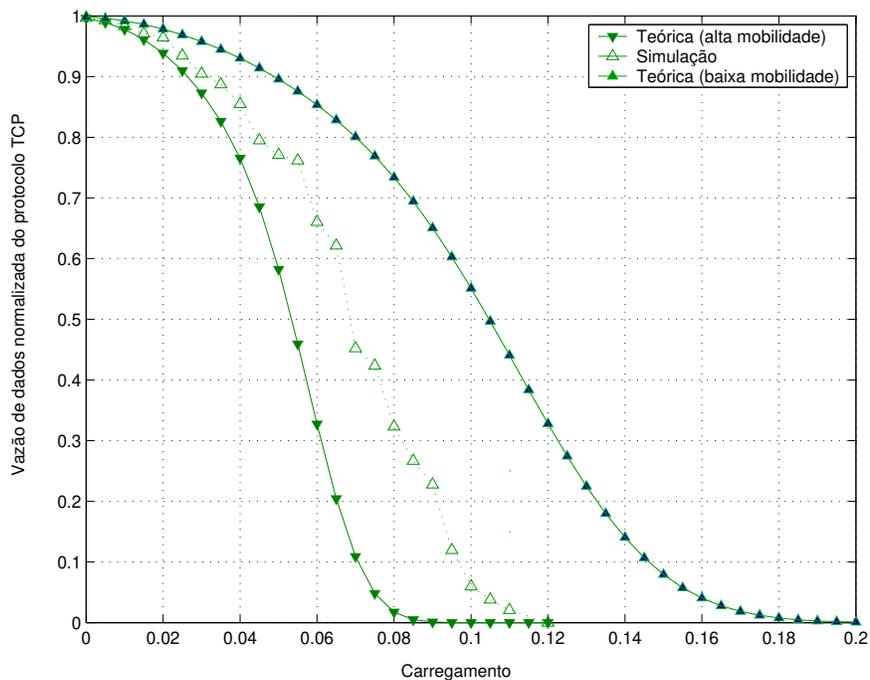


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

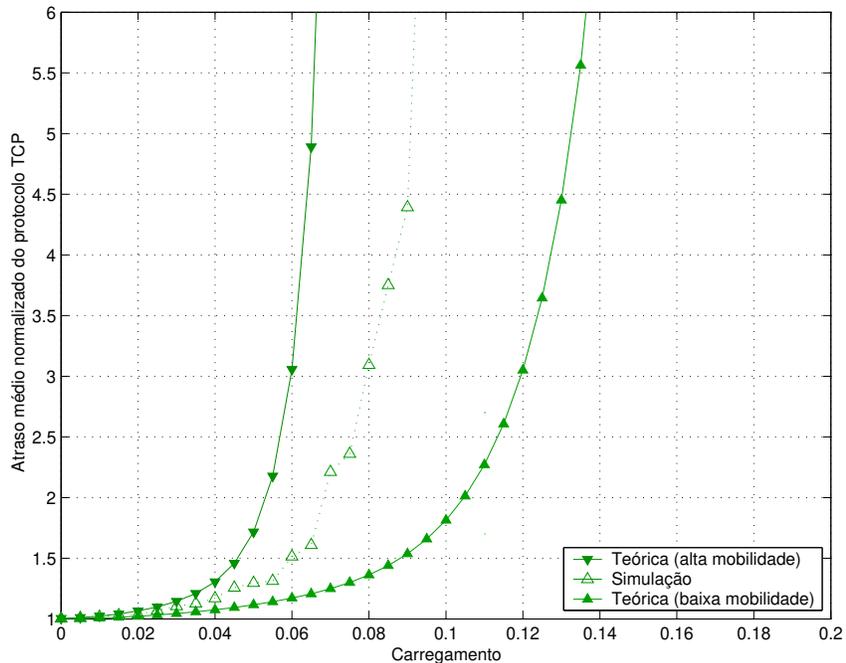


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.8: Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado baixa mobilidade, desvanecimento correlacionado ( $f_c = 2$  GHz,  $v_{ERM} = 1$  km/h), e um arquivo transmitido de 30 kbytes.



(a) Vaz3o de dados normalizada para o protocolo TCP.



(b) Atraso m3dio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.9: Comparaç3o entre simulaç3o e teoria da vaz3o de dados (a) e do atraso m3dio normalizados (b) para o protocolo TCP, em funç3o do carregamento do sistema. 33 considerado m3dia mobilidade, desvanecimento correlacionado ( $f_c = 2$  GHz,  $v_{ERM} = 30$  km/h), e um arquivo transmitido de 30 kbytes. 3 retransmiss3es na camada RLP s3o usadas

a taxa de transmissão  $R_{TX}$  como:

$$R_{TX} = \frac{R_b G_c}{\frac{I_{TCP}}{N_{TCP}}} r_c. \quad (3.42)$$

Considerando que cada pacote TCP é transmitido em um intervalo de tempo  $T_{TCP}$ , a taxa de transmissão de pacotes TCP é dada por:

$$R_{TX} = \frac{N_{TCP}}{T_{TCP}}. \quad (3.43)$$

Usando (3.43) em (3.42) é obtida a taxa de informação  $R_b$  como:

$$R_b = \frac{I_{TCP}}{T_{TCP} G_c}. \quad (3.44)$$

Note que o intervalo de tempo  $T_{TCP}$  é o mesmo, antes e depois do decodificador.

O modelo de controle de erros na camada TCP para esta estratégia considera a retransmissão sucessiva dos pacotes TCP errados de comprimento constante até que o pacote seja recebido corretamente, isto é mostrado no exemplo 3.4.1.

**Exemplo 3.4.1 (Ilustração da transmissão de um arquivo.)** *Considere um exemplo onde um arquivo de  $N_{arq} = 3$  kbytes é transmitido. São usados na camada TCP  $N_{TCP} = 4.312$  bits, conformado por  $I_{TCP} = 4.288$  bits de informação (MSS constante), e  $H_{TCP} = 24$  bits de cabeçalho.*

*Para este exemplo é preciso enviar  $n_{TCP} = 6$  pacotes TCP. Suponha que quatro pacotes TCP chegam com sucesso na primeira transmissão, enquanto que os outros dois precisam de 2 e 3 retransmissões para obter sucesso, respectivamente, como mostra na Fig. 3.10. Pode-se observar que o tempo total usado para a transmissão do arquivo é  $T_{total} = 11T_{TCP}$ . O tempo necessário para a transmissão de um pacote TCP sem erros é  $T_{TCP}$ . O atraso com que todos os pacotes TCP chegam com sucesso, normalizado pelo tempo mínimo é dado por:*

$$\overline{\tau_{TCPN}} = \frac{11T_{TCP}}{6T_{TCP}} = \frac{11}{6}. \quad (3.45)$$

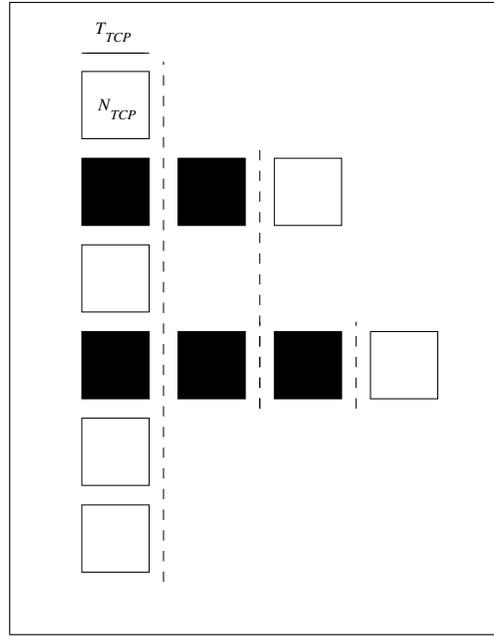


Figura 3.10: Exemplo 3.4.1, análise da vaz3o e do tempo de transmiss3o para a segunda estrat3gia.

A vaz3o de dados 3 definida como o n3mero de bits recebidos corretamente por unidade de tempo. Para este exemplo 3 dado por:

$$\eta_{TCP} = \frac{6I_{TCP}}{11T_{TCP}} \quad (3.46)$$

Se (3.46) 3 normalizado pela taxa de informa3o  $R_b$  e pelo ganho de processamento de bit codificado  $G_c$ , obt3m-se que:

$$\eta_{TCP} = \frac{\frac{6I_{TCP}}{11T_{TCP}}}{\frac{I_{TCP}}{T_{TCP}}} = \frac{6}{11}. \quad (3.47)$$

que 3 o inverso do atraso m3dio por bit codificado.

Pode-se concluir a partir do exemplo 3.4.1 que a vaz3o de dados normalizada pela taxa de informa3o e pelo ganho de processamento do bit codificado  $G_c$  pode ser avaliada pela probabilidade de acerto de pacote TCP, dada por:

$$\eta_{TCP_N} = 1 - P_{pacote, TCP}, \quad (3.48)$$

onde  $P_{pacote,TCP}$  é a probabilidade de se errar um pacote TCP.

Também através do exemplo 3.4.1 pode-se observar que o atraso médio normalizado pelo tempo mínimo usado para a transmissão de um pacote TCP, pode ser avaliado por:

$$\overline{\tau_{TCP_N}} = \frac{1}{1 - P_{pacote,TCP}}. \quad (3.49)$$

Cabe notar que o algoritmo de decodificação usado no receptor produz um incremento no tempo mínimo para transmitir cada pacote TCP, que depende do codificador e do algoritmo de decodificação usados. De forma geral, o tempo mínimo pode ser definido como:

$$\tau_{TCP,min} = T_{TCP} + \tau_p + \tau_{dec}, \quad (3.50)$$

onde  $\tau_p$  representa o tempo de propagação, e  $\tau_{dec}$  é o intervalo do tempo usado no processo de decodificação. Estes dois tempos são desprezíveis se comparados com  $T_{TCP}$ .

A expressão para a vazão de dados normalizada (3.48) e para o atraso médio normalizado (3.49), dependem da probabilidade  $P_{pacote,TCP}$ , que por sua vez depende do tipo de codificador usado.

Tem-se também que deixar claro que quando o sistema é avaliado em canais com desvanecimento correlacionado, a velocidade do móvel é um fator muito importante, como foi mostrado na seção 3.3. Se a velocidade do móvel é baixa, o desvanecimento varia lentamente entre os bits codificados, o que produz surtos de erros. Neste caso, o algoritmo de decodificação terá menor capacidade de correção, já que os algoritmos de correção foram projetados para fazer correção de erros aleatórios. Assim sendo, vamos considerar no transmissor e no receptor um entrelaçador e um desentrelaçador, respectivamente, com característica totalmente aleatória e profundidade infinita, de modo a independentemente da velocidade, considerar o canal como apresentando desvanecimento não-correlacionado entre os bits. Assim, daqui para o frente será considerado um desvanecimento não-correlacionado entre os bits para o modelo do sistema proposto.

As expressões para  $P_{pacote,TCP}$  obtidas para os algoritmos de decodificação usados, tanto para os códigos convolucionais quanto para os códigos turbo são apresentadas a seguir.

### 3.4.1 FEC usando códigos convolucionais

Para o sistema proposto, considerado um desvanecimento não-correlacionado entre os bits, a probabilidade de erro de pacote TCP é dada por:

$$P_{pacote,TCP} = 1 - (1 - P_b)^{N_{TCP}}. \quad (3.51)$$

onde  $P_b$  é a probabilidade de erro de bit obtida após o algoritmo de Viterbi usando decodificação suave, dado por [20, cap. 8]:

$$P_b \leq \frac{1}{k_c} \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d P_b(d), \quad (3.52)$$

onde  $k_c$  é o número de entradas ao codificador, que para nosso caso é igual a  $k_c = 1$ . Os valores de  $\beta_d$  são os pesos do codificador, e seus valores podem ser obtidos em [32]. O valor de  $P_b(d)$  é a probabilidade de se selecionar uma seqüência-código incorreta, que difere da seqüência-código correta em  $d$  posições de bit, e é dada por [20, cap. 14]:

$$P_b(d) = P_{bc}^d \sum_{k=0}^{d-1} \binom{d-1+k}{k} (1 - P_{bc})^k, \quad (3.53)$$

onde o valor de  $P_{bc}$  para a modulação BPSK é dada por (3.32) [13].

## Resultados

A seguir é apresentado o desempenho de sistemas CDMA, em que a segunda estratégia é utilizada. Os parâmetros utilizados são os da Tab. 3.3.

A Fig. 3.11 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema, obtidos de forma teórica e por simulação. É usado um código convolucional de taxa  $r_c = \frac{1}{3}$  e  $d_{free} = 18$ . As curvas de simulação mostram uma resposta mais otimista do desempenho do sistema, que as respostas teóricas, e que pode ser explicada pelo fato de (3.52) ser um limitante superior.

A Fig. 3.12 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema, obtidos de forma

Tabela 3.3: Parâmetros usados para simulação.

Parâmetro	Valor
$\frac{E_b}{N_0}$	20 dB
$\zeta$	4
$\sigma_{s,dB}$	8 dB
$\frac{m_I}{N}$	0,89 dB
$\sigma_{\lambda,dB}$	8 dB
$G$	128
$R_b$	9600 bits/s
$N_{TCP}$	4.312 bytes
$I_{TCP}$	4.288 bits
$H_{TCP}$	24 bits
$n_{TCP}$	56 pacotes

teórica. É usando um código convolucional de taxa  $r_c = \frac{1}{3}$  e  $d_{free} = 18$ . As curvas são parametrizadas pelo número de percursos  $L$  na recepção do sinal. Pode-se observar a melhora do desempenho do sistema, quanto maior for o número de caminhos do canal. A vazão vai incrementando, e o atraso médio vai diminuindo, quanto maior for o número de caminhos apresentados pelo canal.

As figuras 3.13 e 3.14 apresentam a vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema, para diferentes códigos convolucionais de taxas  $r_c = \frac{1}{2}$  e  $\frac{1}{3}$ , respectivamente. As curvas são parametrizadas pela distância livre  $d_{free}$ . Pode-se observar para estas respostas que o desempenho do sistema melhora com o incremento da distância livre  $d_{free}$ .

A Fig. 3.15 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema, obtidos de forma teórica. São usados os códigos convolucionais propostos pela (IS-2000), que têm comprimento de restrição  $K = 9$  e taxas de código  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente. Pode-se observar que o desempenho do sistema melhora, enquanto o  $d_{free}$  aumenta. Para um mesmo valor de carregamento, o atraso médio é menor enquanto as taxas vão diminuindo. Cabe mencionar que o produto  $r_c d_{free}$  para estes codificadores é constante, e era de se esperar que os três codificadores tivessem um desempenho similar, mas nos resultados pode-se observar que o codificador com maior  $d_{free}$  apresenta o melhor desempenho, isto é

devido a que um maior  $d_{free}$  apresenta maior diversidade para canais com desvanecimento [20, cap. 14].

### 3.4.2 FEC usando códigos turbo

As expressões analíticas da probabilidade de erro de bit dos codificadores turbo, não são precisas para baixas relações sinal-ruído [25, 27, 32, 23, 33, 34], ou equivalentemente para sistemas CDMA com alta interferência. Desse modo, a probabilidade de erro de bit e a probabilidade de erro de pacote TCP serão obtidas por simulação usando o algoritmo de decodificação BCJR apresentado no capítulo anterior. A demonstração feita na seção 2.18 é válida para o canal proposto neste trabalho, onde a *medida de confiabilidade do canal*  $L_c$  é dada por:

$$L_c = 4\bar{a}_l \bar{\gamma}_{bc}, \quad (3.54)$$

onde  $\bar{\gamma}_{bc}$  é a relação sinal-ruído mais interferência (SINR) dada em (3.27).

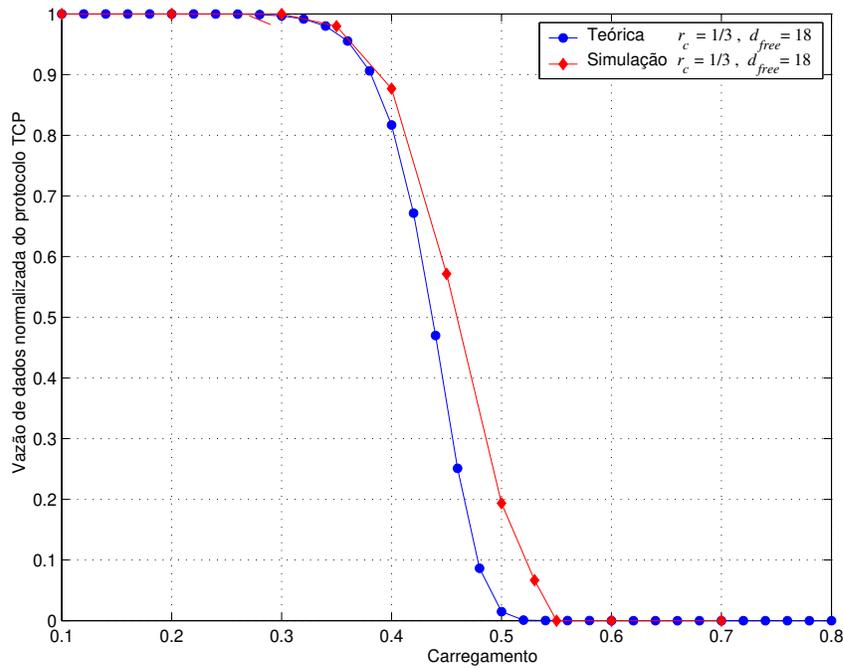
Uma das principais características dos códigos turbo, é que os mesmos tornam-se mais eficazes quanto maior for o tamanho do bloco [21]. Por esta razão fomos motivados a utilizar este tipo de código para os pacotes TCP que são bastante longos.

## Resultados

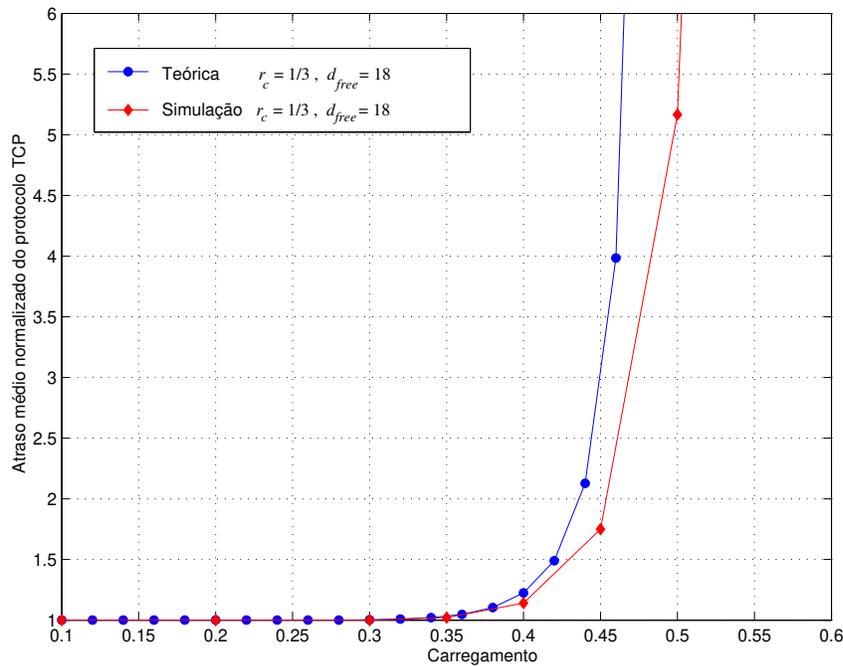
A seguir será apresentado o desempenho de sistemas CDMA usando a estratégia 2, com códigos turbo, e utilizando os parâmetros da Tab. 3.3. Para este caso o desempenho será obtido por simulação somente (ver apêndice C).

Ao ser comparados os sistemas de decodificação para os codificadores convolucionais e turbo do padrão CDMA2000 apresentados neste trabalho, foi obtido por médio de simulação que usando cinco iterações da decodificação turbo se consegue um tempo total de decodificação similar ao tempo gasto pelo algoritmo de Viterbi. Porém para a decodificação turbo um máximo de cinco iterações foram usadas.

A Fig. 3.16 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. É usado um codificador turbo de taxa  $r_c = \frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 16$ . As curvas são parametrizadas pelo número de iterações realizadas pelo algoritmo de decodificação BCJR. Pode-se observar como esperado que o

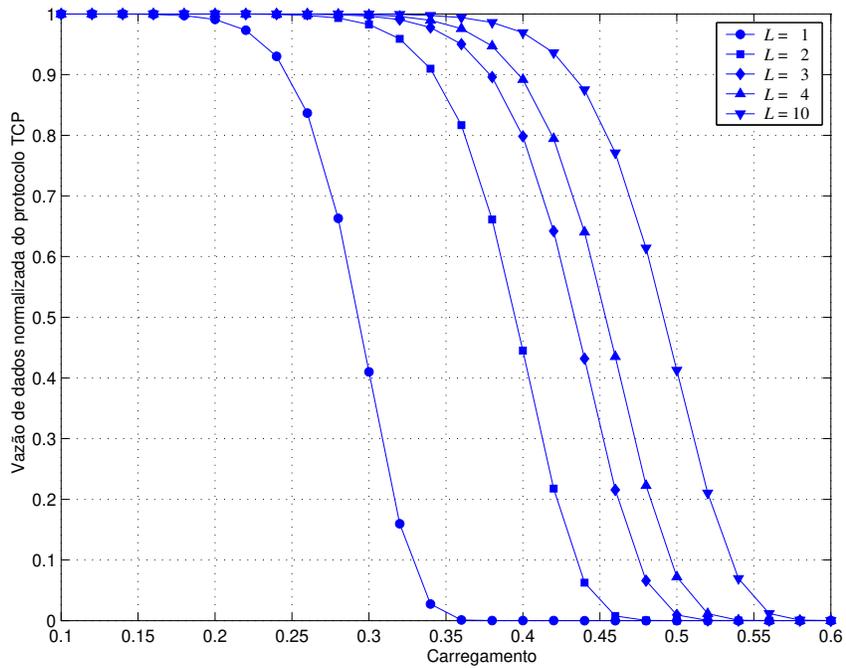


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

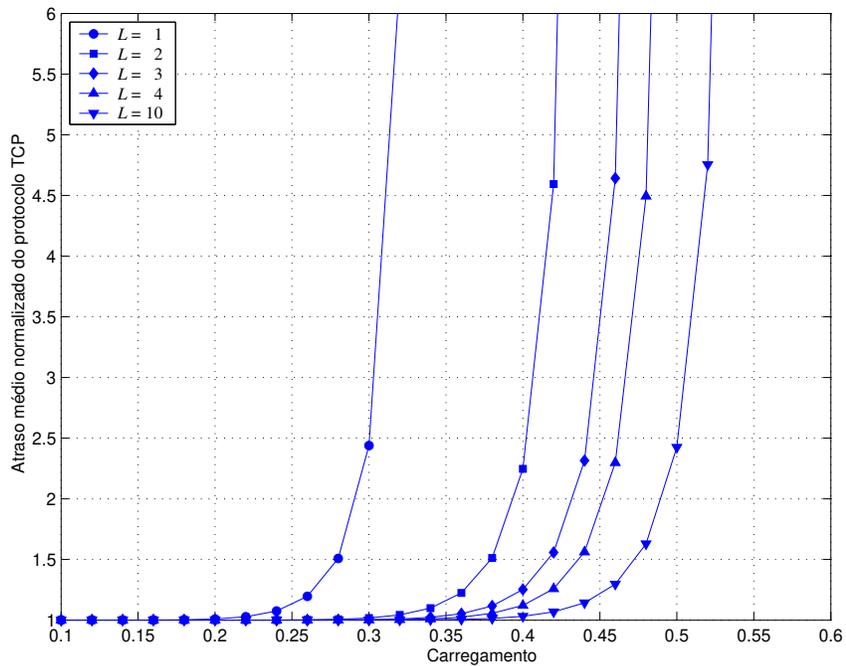


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.11: Comparação entre simulação e teoria da vazão de dados (a) e do atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (código convolucional,  $r_c = \frac{1}{3}$ ,  $d_{free} = 18$ ), e  $L = 3$ .

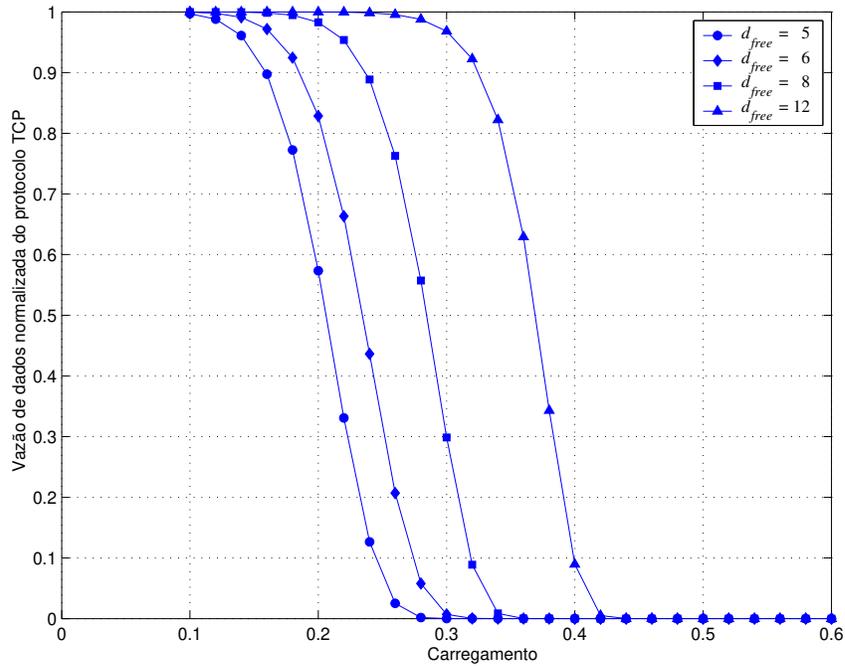


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

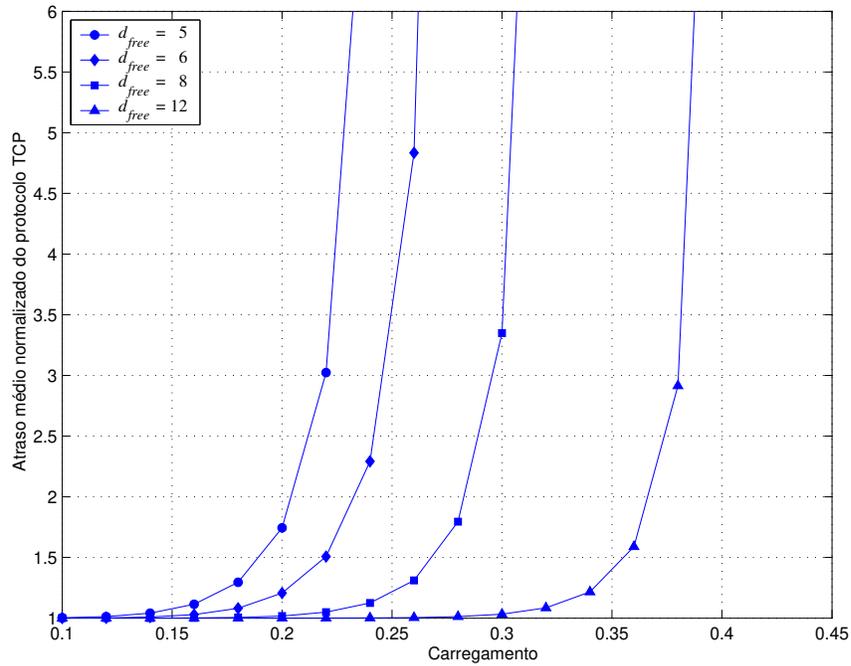


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.12: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, e parametrizado pelo número de percursos  $L$ . É considerado: controle de erros FEC (código convolucional,  $r_c = \frac{1}{3}$ ,  $d_{free} = 18$ ).

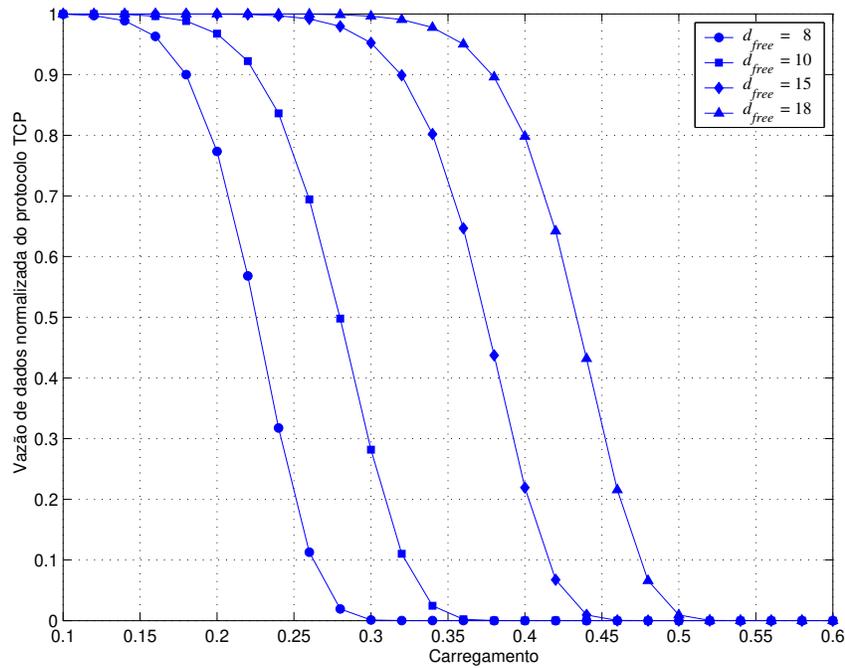


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

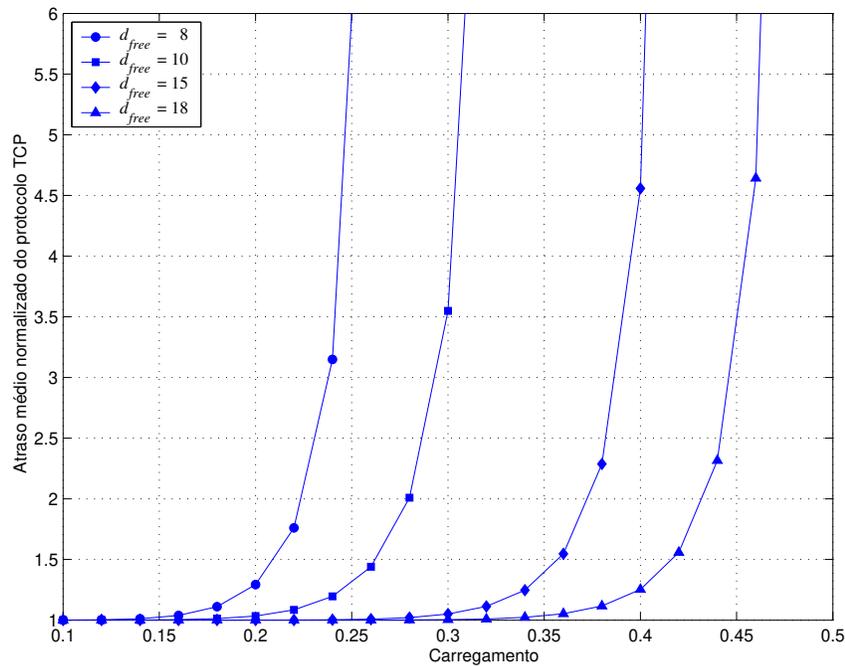


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.13: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (códigos convolucionais,  $r_c = \frac{1}{2}$ ), e  $L = 3$ .

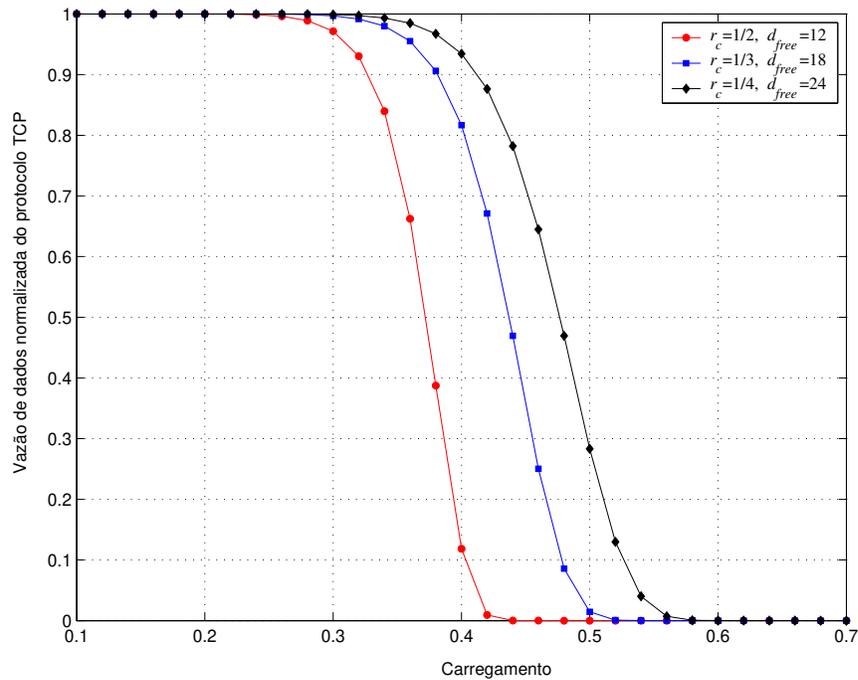


(a) Vaz3o de dados normalizada para o protocolo TCP.

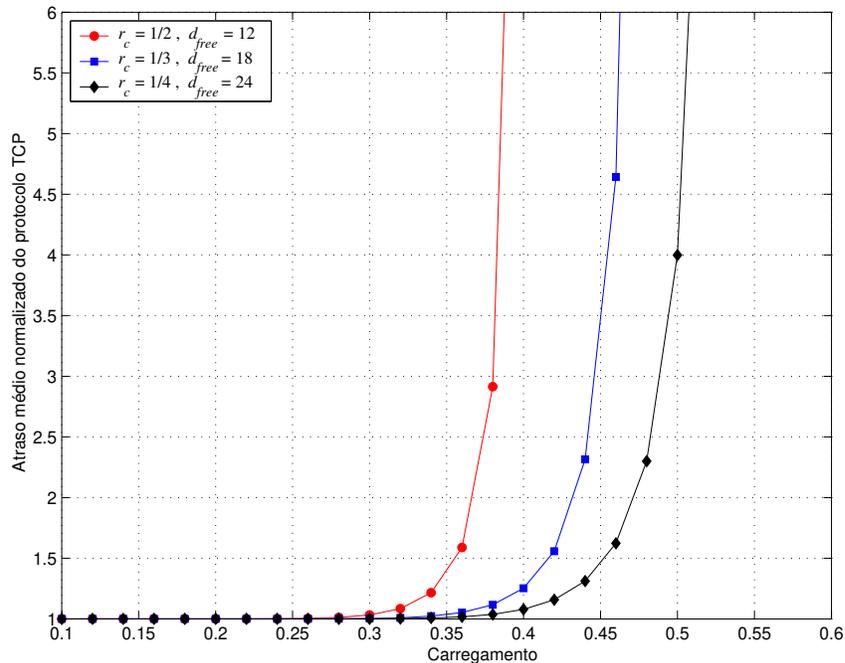


(b) Atraso m3dio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.14: Vaz3o de dados (a) e atraso m3dio normalizados (b) para o protocolo TCP, em fun3o do carregarmento do sistema. 3 considerado: controle de erros FEC (c3digos convolucionais,  $r_c = \frac{1}{3}$ ), e  $L = 3$ .



(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.



(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.15: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (códigos convolucionais de comprimento de restrição  $K = 9$  e taxas de código:  $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), e  $L = 3$ .

desempenho do sistema vai melhorando com o número de iterações. A vazão de dados vai incrementando enquanto o atraso médio vai diminuindo.

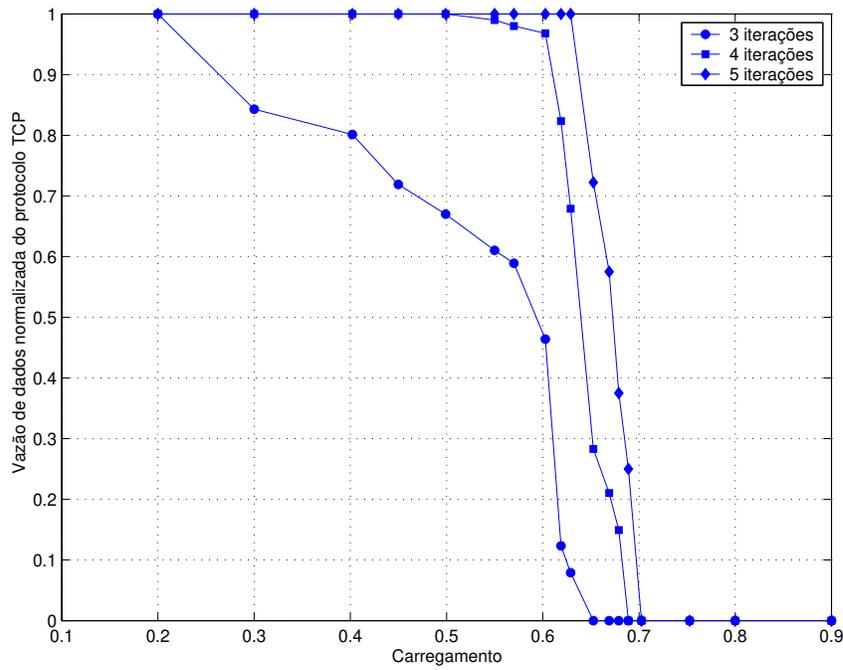
A Fig. 3.17 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. É usado um codificador turbo de taxa  $r_c = \frac{1}{3}$  e  $d_{free} = 12$ . É apresentada o desempenho para 5 iterações do algoritmo de decodificação BCJR. As curvas são parametrizadas pelo número de percursos  $L$  usados na detecção do sinal. Pode-se observar como esperado o incremento do desempenho do sistema com o número de percursos usados na a detecção.

A Fig. 3.18 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do carregamento do sistema. São usados os codificadores turbo da norma IS-2000, apresentados na seção 2.10, com taxas de código  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ , e  $d_{free} = 6, 9$  and  $12$ , respectivamente. São utilizadas 5 iterações do algoritmo de decodificação BCJR. Pode-se observar que o desempenho do sistema melhora, com a diminuição da taxa, embora os três codificadores têm o mesmo produto  $r_c d_{free}$  o desempenho do sistema para o codificador de maior  $d_{free}$  é melhor. Isto é devido a que existe maior diversidade para maior  $d_{free}$  [20, cap. 14].

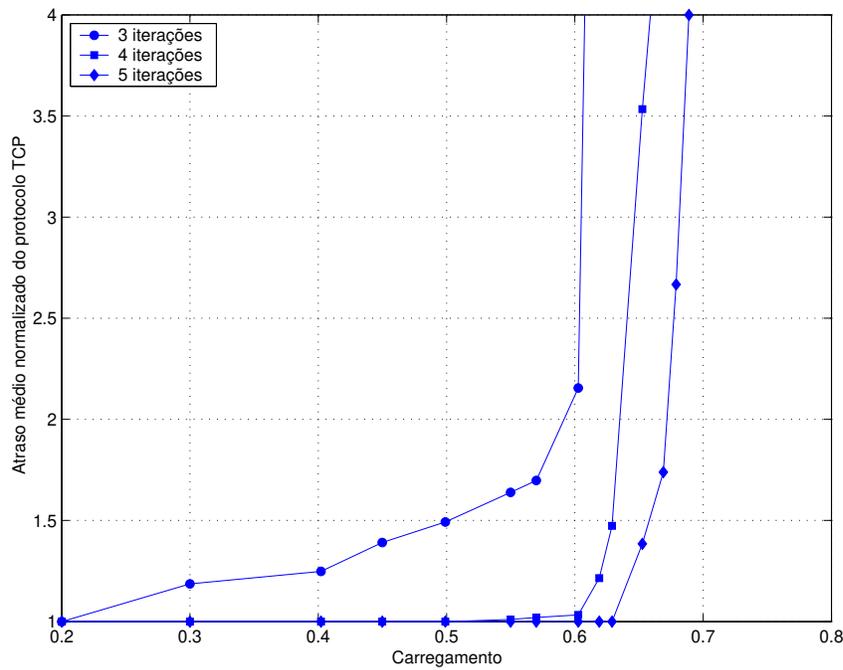
A Fig. 3.19 apresenta vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, avaliados em função do número de iterações do algoritmo de decodificação BCJR. É usado um codificador turbo de taxa  $r_c = \frac{1}{2}$ , e  $d_{free} = 6$ . As curvas de desempenho são apresentadas para os valores de carregamento de 0,5 e 0,54. Pode-se observar melhorias no desempenho do sistema com o aumento de iterações. Aqui é notório que para mais de cinco iterações o desempenho do sistema melhoraria, mas com um acréscimo no tempo de decodificação, incrementando assim o tempo médio de transmissão de pacotes TCP.

### 3.5 Estratégia 3

Vamos considerar o modelo da Fig. 3.3, onde os  $N_{TCP}$  bits da camada TCP, formados por  $I_{TCP}$  bits de informação e  $H_{TCP}$  bits de cabeçalho, serão particionados em  $n_{RLP}$  blocos RLP. Cada bloco RLP é codificado antes de ser espalhado e transmitido. Esta estratégia é uma combinação das duas anteriores. O controle de erros é realizado pela camada

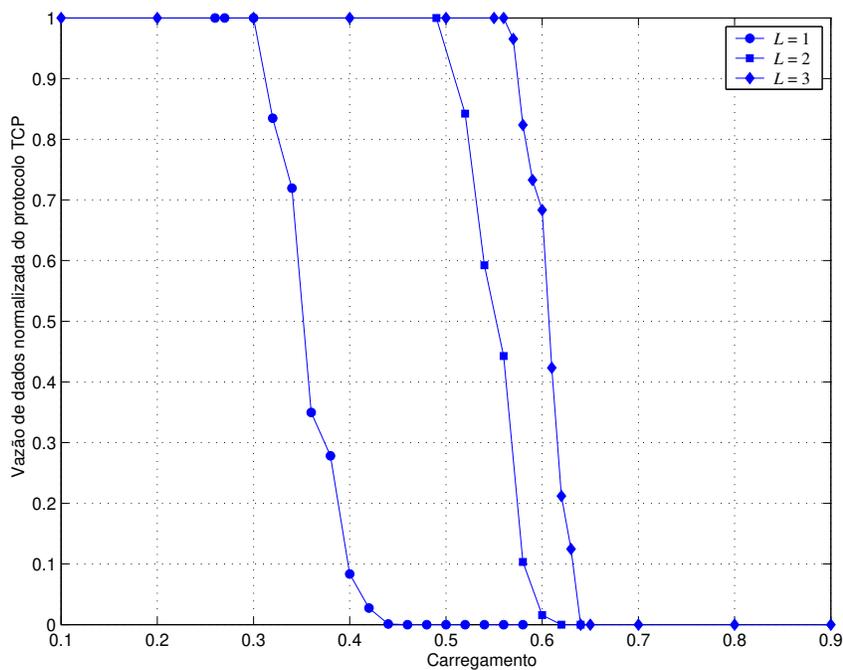


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

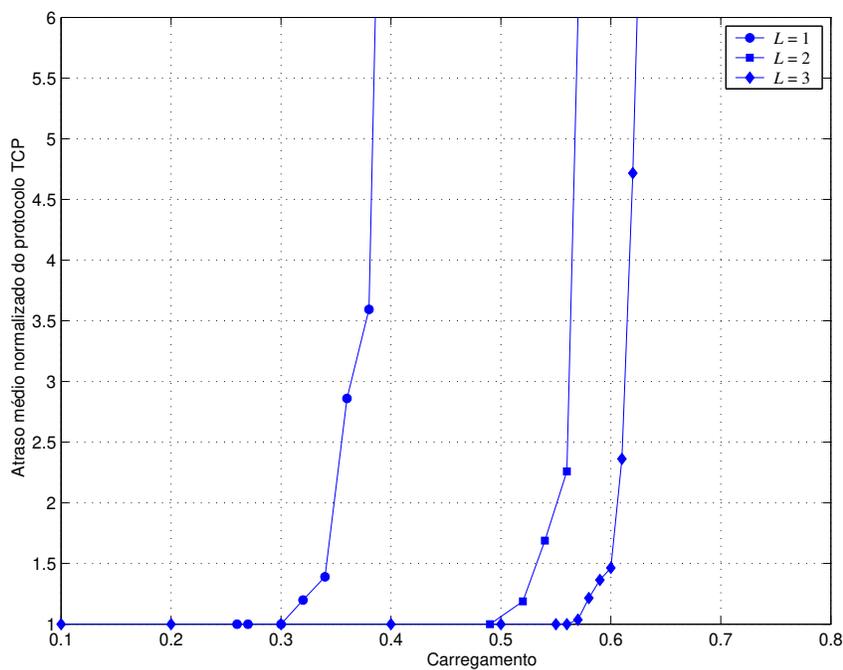


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.16: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, parametrizados pelo número de iterações. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo,  $r_c = \frac{1}{4}$ ,  $d_{free} = 12$ ), e  $L = 3$ .

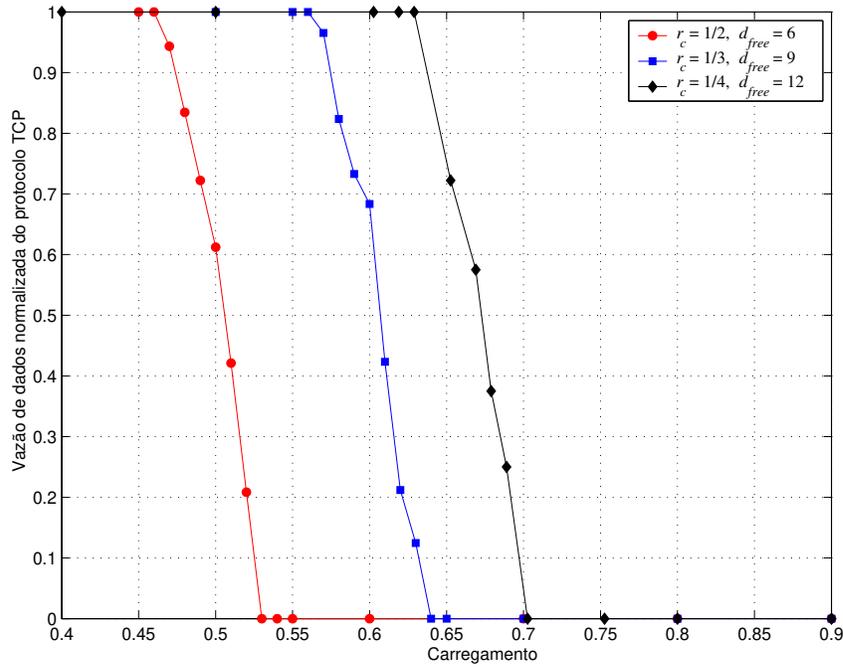


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

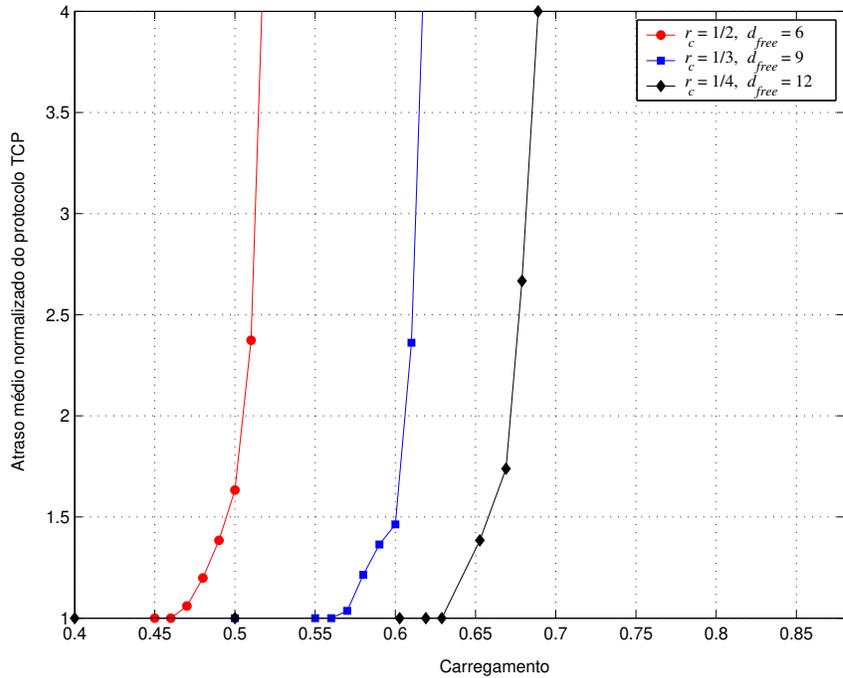


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.17: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema, parametrizados pelo número de percursos  $L$ . É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo,  $r_c = \frac{1}{3}$ ,  $d_{free} = 9$ ), 5 iterações.

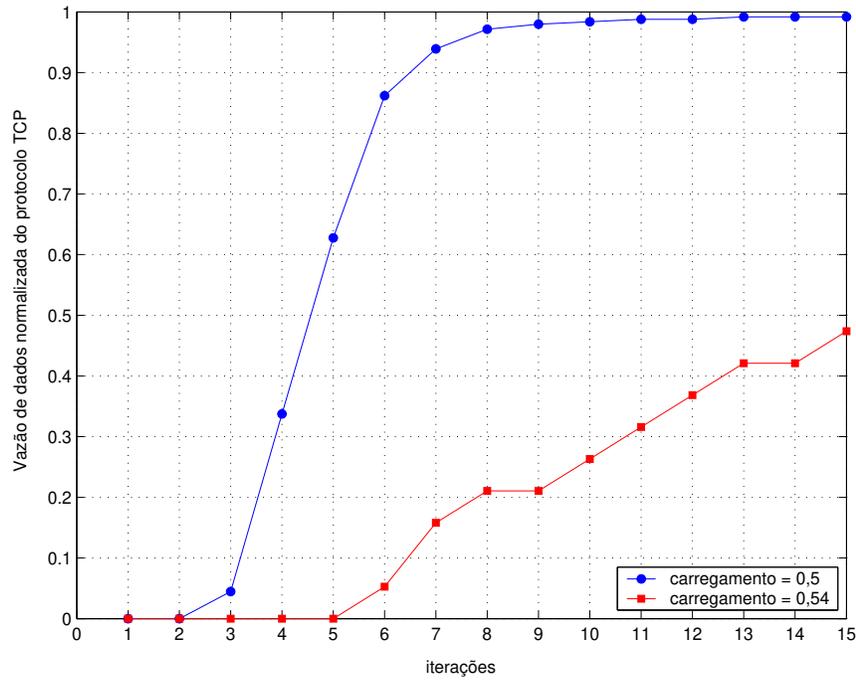


(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.

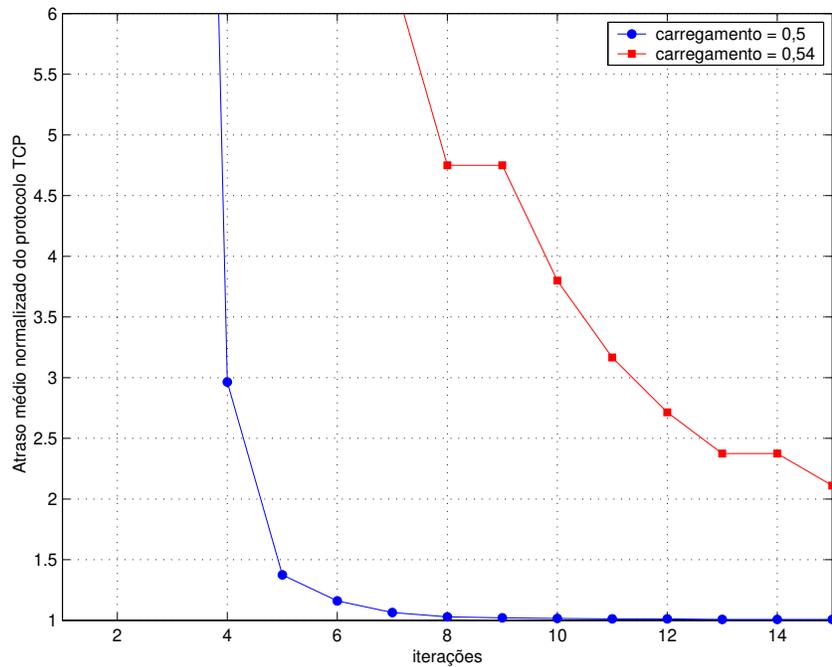


(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.18: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo,  $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \frac{1}{4}$  com  $d_{free} = 6, 9$  e  $12$ , respectivamente), 5 iterações e  $L = 3$ .



(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.



(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.19: Vazão de dados (a) e atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP, em função do número de iterações do algoritmo BCJR. É considerado: controle de erros FEC (codificador turbo,  $r_c = \frac{1}{2}$ , com  $d_{free} = 6$ ), e  $L = 3$ .

RLP, tal como foi apresentado na seção 2.22, mas agora cada bloco RLP é protegido por codificação FEC.

As medidas de desempenho são expressas da mesma maneira que na seção 3.3. O que difere é o cálculo da probabilidade de erro de bloco RLP, considerando seus bits codificados. Assim, a vazão de dados normalizada para o protocolo TCP é obtida pela expressão (3.37), e o atraso médio normalizado por (3.36).

O valor de  $P_{bloco,RLP}$  depende do tipo de codificação FEC utilizada, seja esta convolucional ou turbo. Para esta estratégia também serão considerados um entrelaçador no transmissor e um desentrelaçador no receptor, para permitir um canal que apresente desvanecimento não-correlacionado entre os bits, ou seja, sem memória.

### 3.5.1 FEC usando códigos convolucionais

Para um canal com desvanecimento não-correlacionado, a probabilidade de erro de bloco RLP é dado por;

$$P_{bloco,RLP} = 1 - (1 - P_b)^{N_{RLP}}. \quad (3.55)$$

onde  $P_b$  é a probabilidade de erro de bit obtida ao usar o algoritmo de decodificação suave de Viterbi, dada por (3.52).

#### Resultados

A seguir, é apresentado o desempenho para a estratégia 3 usando códigos convolucionais, e os parâmetros da Tab. 3.2.

As Fig. 3.20 e Fig. 3.21 mostram a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente. Estas medidas de desempenho são avaliadas em função do carregamento do sistema. Em cada figura são mostradas curvas para 0, 1, 2 e 3 retransmissões na camada RLP. Na camada RLP é usado um codificador convolucional para fortalecer a proteção dos dados enviados. As curvas são parametrizadas pelos codificadores convolucionais de comprimento de restrição  $K = 9$ , de taxas  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12$ , 18 e 24, respectivamente. É considerado um desvanecimento do tipo Rayleigh não-correlacionado com  $L = 3$  percursos. Nestas curvas pode-se ratificar que o número de retransmissões melhora o desempenho do sistema, e além disso a codificação na ca-

mada RLP permite alcançar um valor maior de carregamento, ao ser comparado com a estratégia 1. Em relação aos codificadores usados neste sistemas, pode-se observar que o desempenho do codificador de maior  $d_{free}$  é melhor, por motivos já explicados.

A Fig. 3.22 apresenta uma comparação entre a segunda e a terceira estratégia para a vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP. As curvas são parametrizadas pelos codificadores convolucionais de comprimento de restrição  $K = 9$  de taxas  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  com  $d_{free} = 12, 18$  e  $24$ , respectivamente. Pode-se observar que o desempenho do sistema usando a terceira estratégia não apresenta uma melhora significativa ao ser comparado com a segunda estratégia.

### 3.5.2 FEC usando códigos turbo

As probabilidades de erro de bit e de bloco  $RLP$  serão obtidas por simulação usando o algoritmo de decodificação BCJR, e a *medida de confiabilidade do canal*  $L_c$  dada em (3.54).

#### Resultados

A seguir é apresentado o desempenho para a estratégia 3 usando códigos turbo, e os parâmetros da Tab. 3.2.

As Fig. 3.23 e Fig. 3.24, mostram a vazão de dados e o atraso médio normalizados, respectivamente. Estas medidas de desempenho são avaliadas em função do carregamento do sistema. Em cada figura são mostradas as respostas para 0, 1, 2 e 3 retransmissões na camada RLP. As curvas são parametrizadas por codificadores turbo de taxas  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ , e  $d_{free} = 6, 9$  e  $12$ , respectivamente. Nestas curvas pode-se observar que o número de retransmissões melhora o desempenho do sistema, e a codificação turbo na camada RLP permite alcançar maior porcentagem do carregamento do sistema ao ser comparado com a mesma estratégia usando o codificador convolucional. Além disso, o codificador com maior  $d_{free}$  apresenta melhor desempenho.

A Fig. 3.25 apresenta uma comparação entre a estratégia 2 e a estratégia 3, para a vazão de dados (a) e o atraso médio normalizados (b) para o protocolo TCP. São apresentadas as curvas do desempenho obtidas para 3 retransmissões do protocolo RLP. As curvas são parametrizadas por codificadores de taxas  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  com  $d_{free} =$

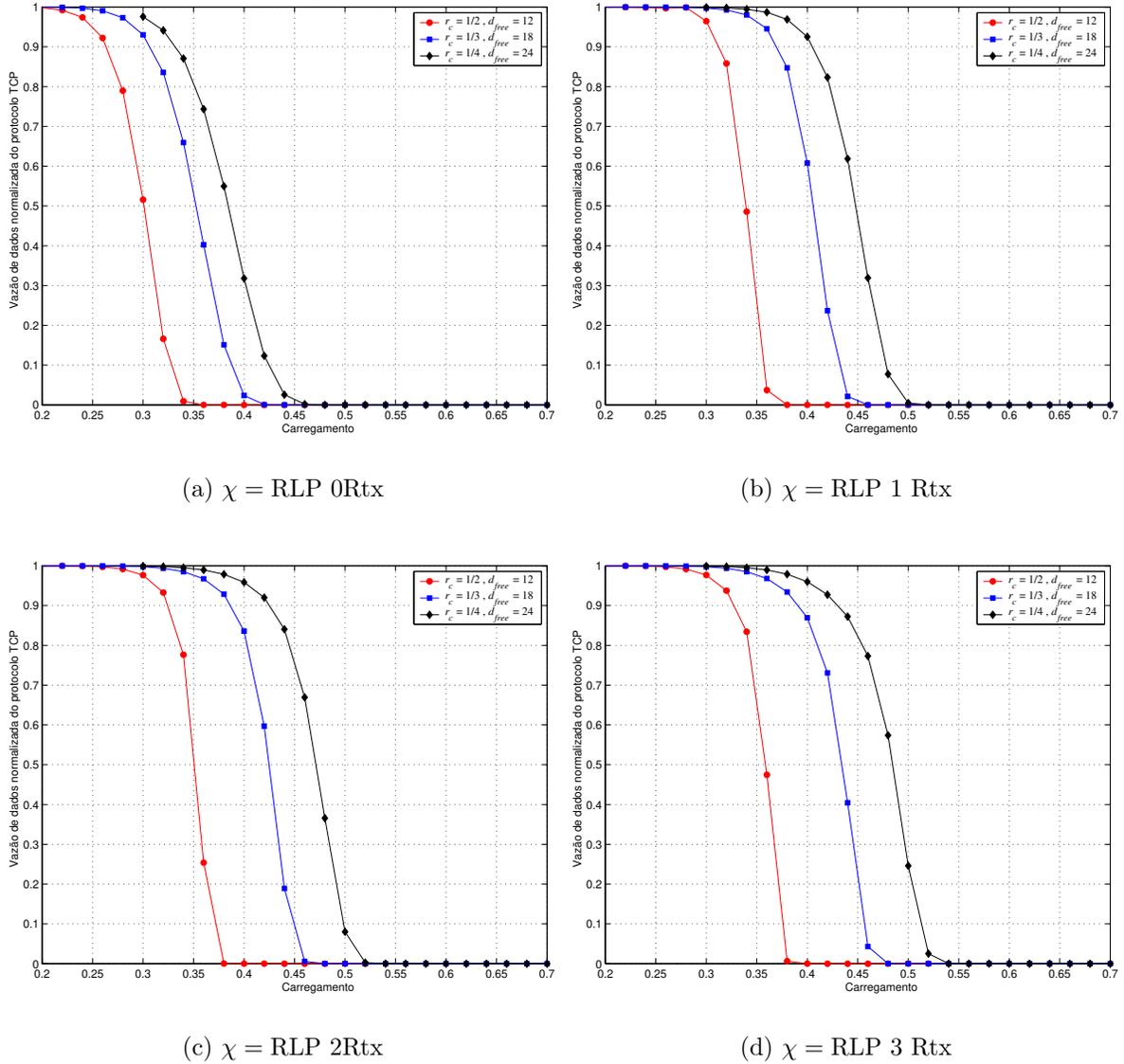


Figura 3.20: Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores convolucionais de comprimento de restrição  $K = 9$  e taxas:  $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões do protocolo RLP, e  $L = 3$ .

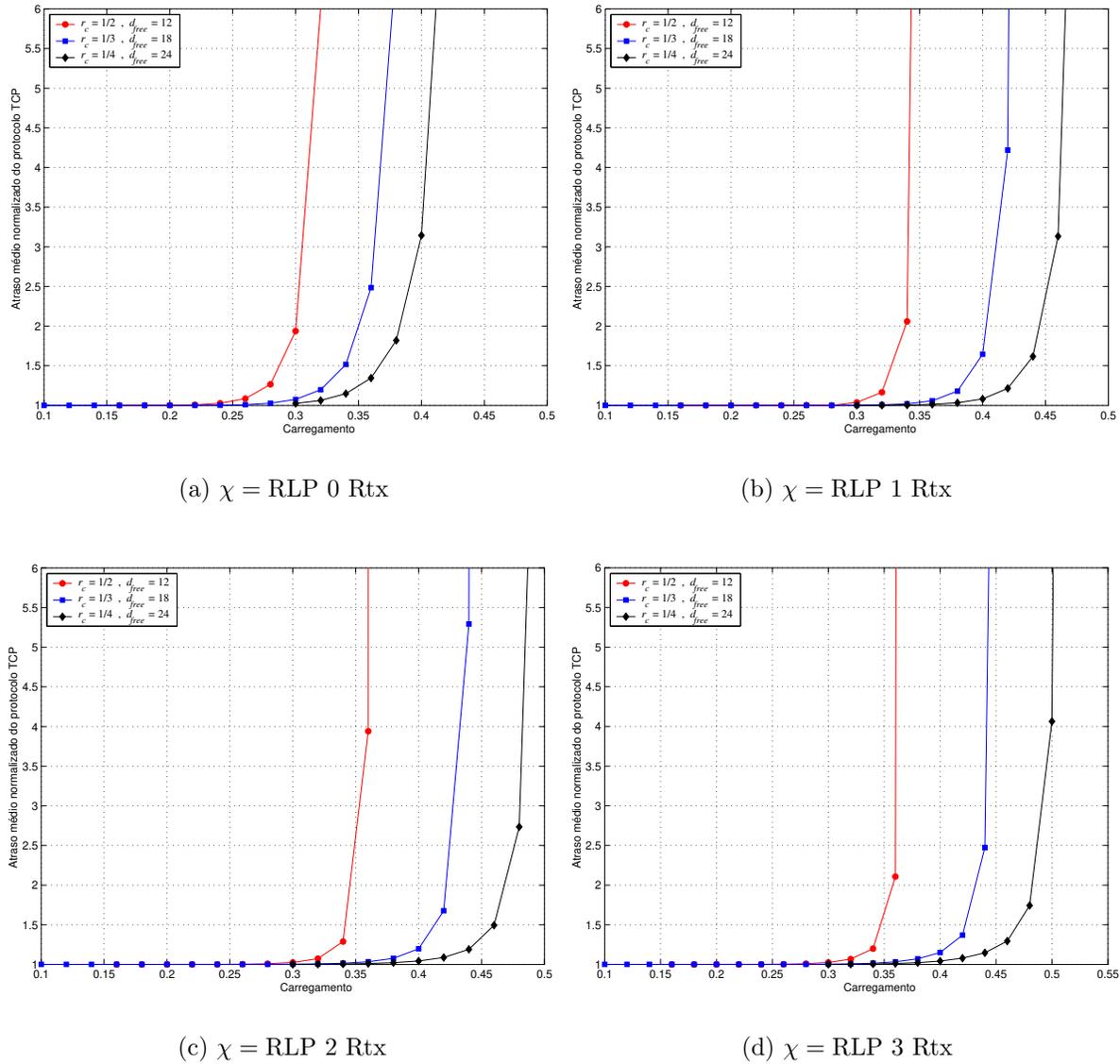
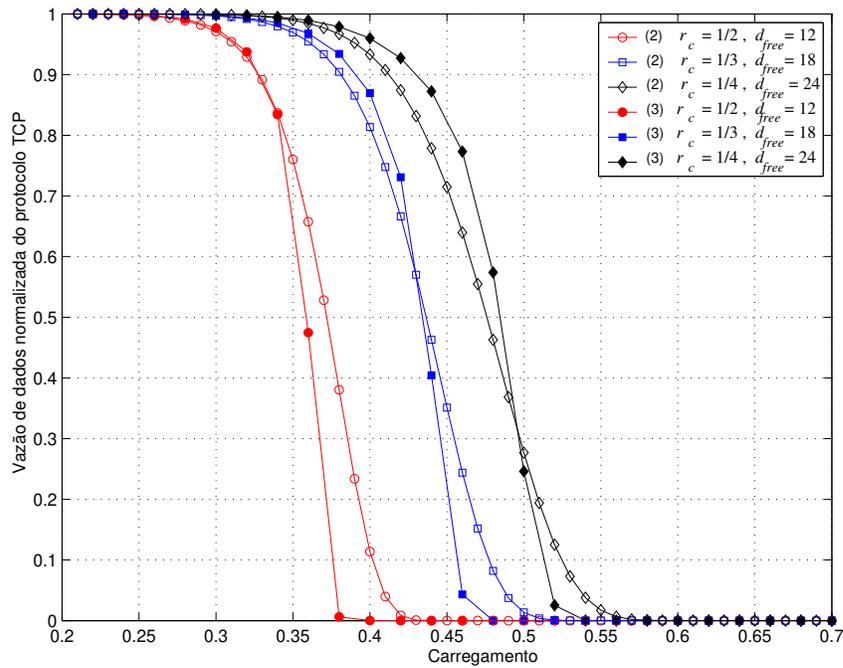
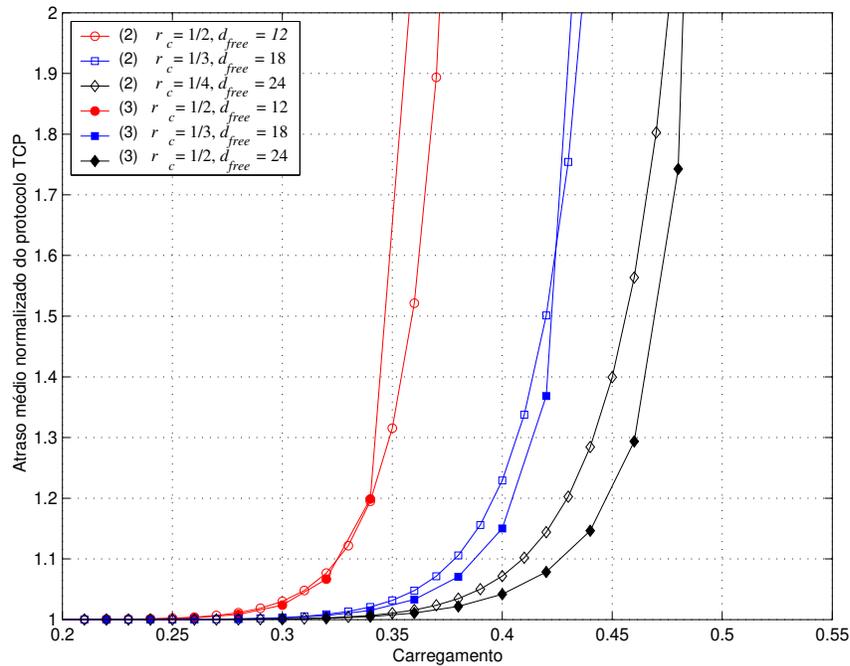


Figura 3.21: Atraso m3dio normalizado, para o protocolo TCP, avaliado em fun33o do carregamento do sistema. 3c considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores convolucionais de comprimento de restri33o  $K = 9$  e taxas:  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12$ , 18, 24, respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmiss33es para o protocolo RLP e  $L = 3$ .



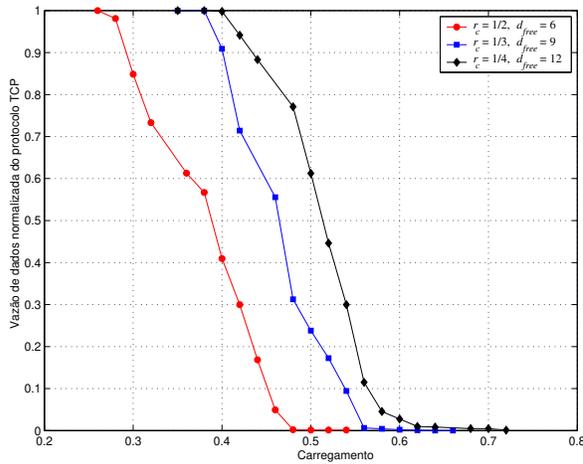
(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.



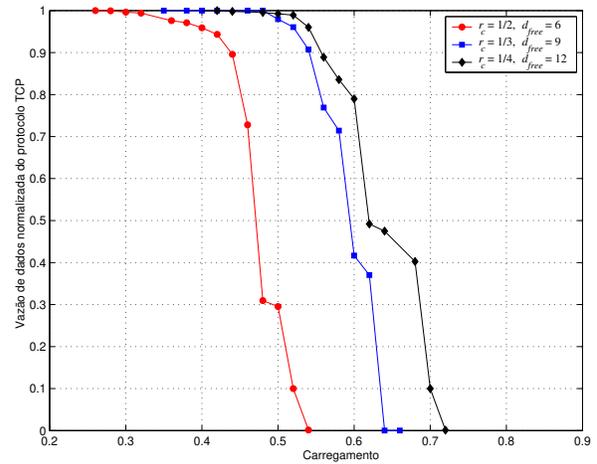
(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.22: Comparação do desempenho obtido pela segunda (2) e terceira estratégia (3). É considerado: controle de erros FEC e FEC/RLP (códigos convolucionais de comprimento de restrição  $K = 9$ , e taxas:  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 12, 18, 24$ , respectivamente), 3 retransmissões de RLP e  $L = 3$ .

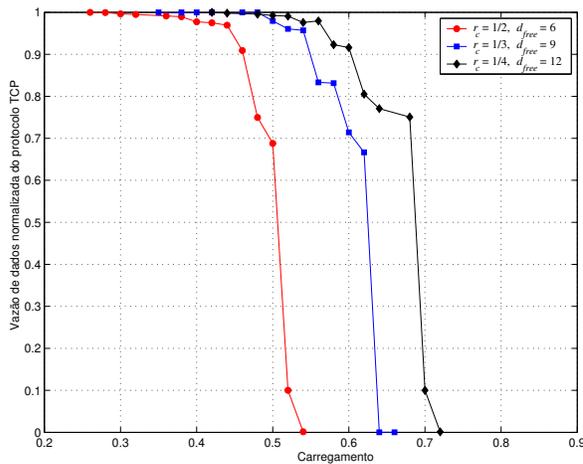
6, 9 e 12, respectivamente. Pode-se observar que o desempenho obtido pela estratégia 3 com os codificadores de taxas  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  apresenta uma pequena melhoria, que reduz o tempo de transmissão de pacote TCP para valores grandes de carregamento, mas pode-se observar que para valores de carregamento menores, a estratégia 2 apresenta um melhor desempenho. Para o codificador de taxa  $\frac{1}{2}$ , as curvas de desempenho do sistema para as duas estratégias são próximas.



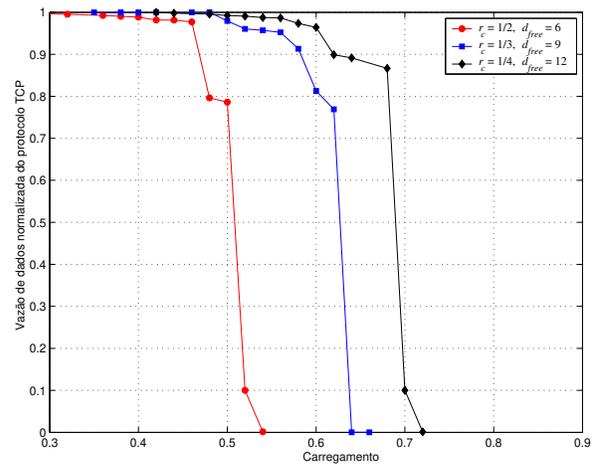
(a)  $\chi = \text{RLP } 0\text{Rtx}$



(b)  $\chi = \text{RLP } 1\text{ Rtx}$



(c)  $\chi = \text{RLP } 2\text{Rtx}$



(d)  $\chi = \text{RLP } 3\text{ Rtx}$

Figura 3.23: Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP, avaliado em função do carregamento do sistema. É considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores turbo com taxas:  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmissões para o protocolo RLP e  $L = 3$ .

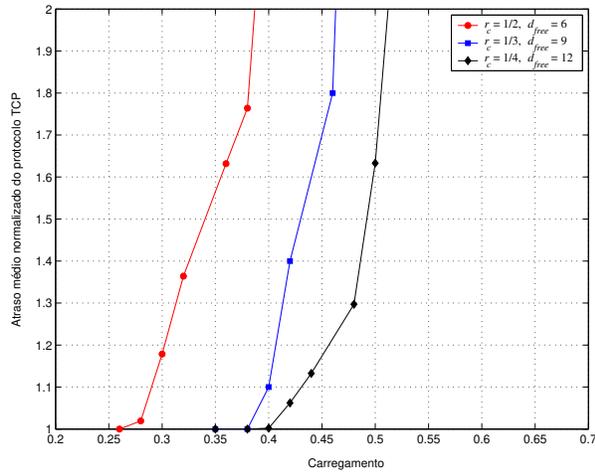
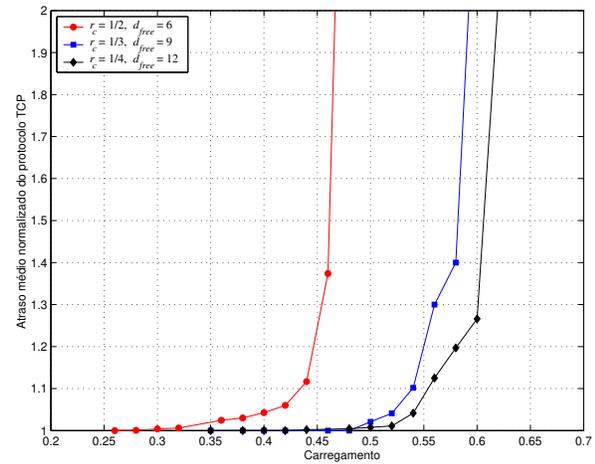
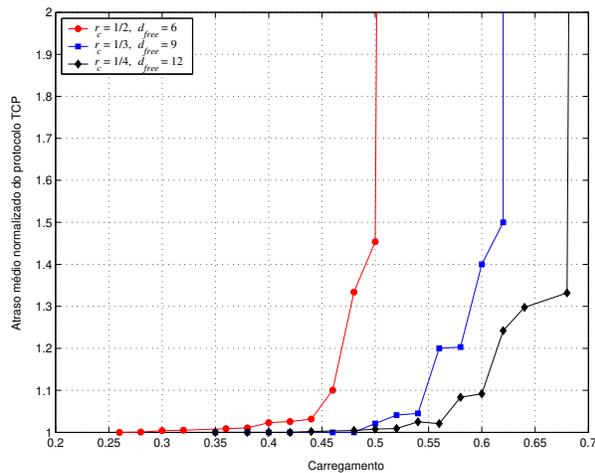
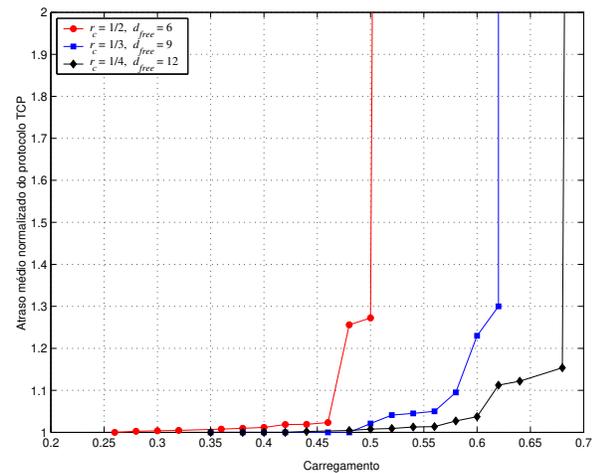
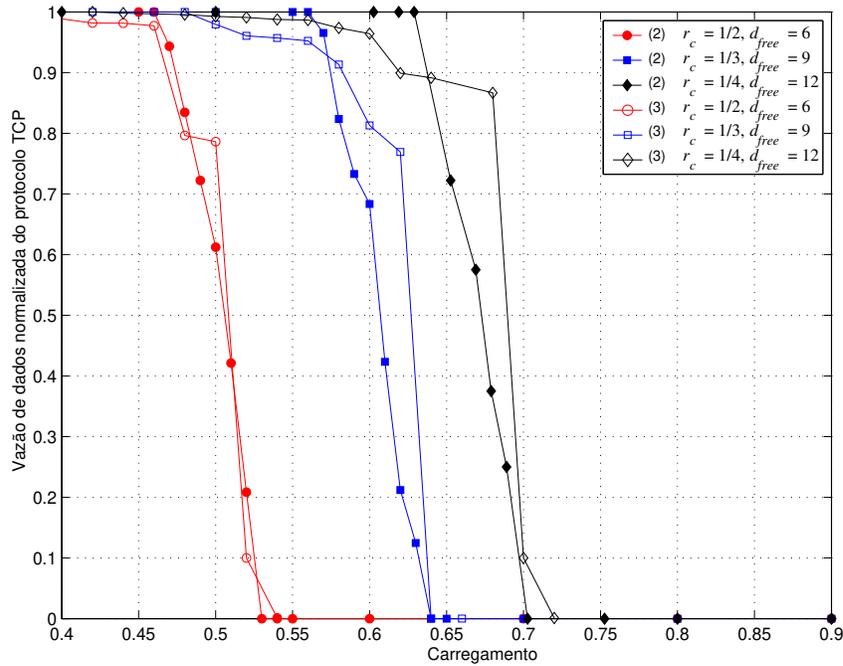
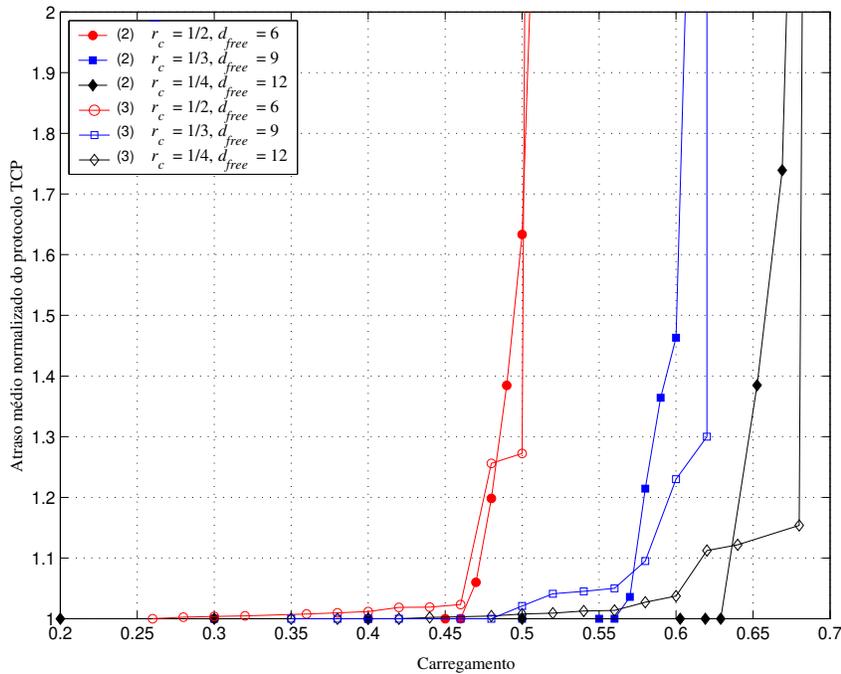
(a)  $\chi = \text{RLP } 0\text{Rtx}$ (b)  $\chi = \text{RLP } 1\text{Rtx}$ (c)  $\chi = \text{RLP } 2\text{Rtx}$ (d)  $\chi = \text{RLP } 3\text{Rtx}$ 

Figura 3.24: Atraso m3dio normalizado para o protocolo TCP, avaliado em fun3o do carregamento do sistema. 3 considerado: controle de erros FEC/RLP (codificadores turbo com taxas:  $r_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), para 0 (a), 1 (b), 2 (c), e 3 (d) retransmiss3es para o protocolo RLP e  $L = 3$ .



(a) Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP.



(b) Atraso médio normalizado para o protocolo TCP.

Figura 3.25: Comparação do desempenho obtido pela segunda (2) e terceira estratégia (3). É considerado: controle de erros FEC e FEC/RLP (códigos turbo de taxas:  $r_c = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  e  $d_{free} = 6, 9, 12$ , respectivamente), 3 retransmissões de RLP e  $L = 3$ .



# Capítulo 4

## Conclusões

### 4.1 Considerações finais

Neste trabalho é obtida a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o Protocolo de Controle de Transmissão (TCP) para um sistema CDMA constituído por múltiplas células, onde três estratégias de controle de erro na camada de enlace de dados foram usadas. A primeira estratégia usa o protocolo RLP, a segunda usa correção de erros FEC, e a terceira é uma estratégia híbrida, resultado da combinação da primeira e segunda estratégias. Na segunda e terceira estratégia, para a correção de erros, foram usados codificadores convolucionais e turbo definidos pelo padrão CDMA2000.

O modelo de sistema CDMA proposto neste trabalho usa modulação BPSK. O canal considerado é seletivo em frequência e por consequência é capaz de gerar múltiplos percursos, com desvanecimento do tipo Rayleigh. Além disso, um sombreamento lognormal afeta o sinal recebido. Considerou-se também uma perda de percurso exponencial e erro no controle de potência.

A análise foi feita no enlace reverso do sistema CDMA, onde um usuário encontra-se transmitindo informação a um servidor na estação ERB, que é sujeita aos efeitos do canal, e à interferência dos outros usuários.

Foram definidas duas medidas de desempenho: a vazão de dados, e o atraso médio para o protocolo TCP. A vazão de dados é definida como a taxa de transmissão de dados úteis. O atraso médio é definido como o tempo médio em que um pacote TCP é transmitido com

sucesso. Foi mostrado que o atraso médio de TCP normalizado pelo tempo mínimo de transmissão, é inversamente proporcional à vazão de dados de TCP normalizada pela taxa de informação  $R_b$  e pelo ganho de processamento do sinal codificado  $G_c$ . No sentido de se fazer uma comparação justa, todos os resultados foram obtidos, considerando o ganho de processamento do sinal de informação  $G$  constante.

Para o algoritmo de decodificação iterativa dos códigos turbo, foi obtida a medida de confiabilidade para o sistema CDMA utilizado. Esta medida é função da relação sinal-interferência-mais-ruído do canal.

Na estratégia 1, observou-se que o controle de erro da camada RLP vai melhorando com o número de retransmissões, incrementando a vazão de dados normalizada, e diminuindo o tempo utilizado para transmitir um pacote, permitindo assim um maior carregamento do sistema.

Para a estratégia 1 foram consideradas alta e baixa mobilidade do móvel. Na simulação foi usado o modelo de Jakes, considerando três valores diferentes de velocidade do móvel. Mostrou-se que quanto menor é a velocidade do móvel, melhor é o desempenho do sistema. Isto se deve a que se a velocidade do móvel é baixa, a amplitude do desvanecimento varia lentamente, o que produz surtos de erros que podem estar concentrados em um só bloco RLP. Isto favorece para um menor número de retransmissões. As expressões matemáticas obtidas para alta e baixa mobilidade mostraram ser limitantes inferior e superior, respectivamente.

Para as estratégias 2 e 3 foi considerado no transmissor um entrelaçador e no receptor um desentrelaçador, com característica totalmente aleatória, de profundidade infinita, de modo a permitir que o desvanecimento seja não-correlacionado entre os bits. Isto deve ser usado, já que os algoritmos de correção FEC foram projetados para fazer correção de erros aleatórios, e não de surtos de erros.

Mostrou-se que as estratégias 2 e 3 apresentaram melhor desempenho ao ser comparadas com a estratégia 1, conseguindo alcançar maior carregamento do sistema.

Na estratégia 2 foram obtidos resultados que mostram as vantagens de usar o maior número de percursos para a detecção do sinal, conseguindo aumentar o desempenho do sistema e permitindo maior carregamento. Foram usados os codificadores convolucionais e

turbo do padrão CDMA2000, e comprovou-se a melhora de desempenho do sistema devido ao uso de códigos turbo. Foram feitas comparações de codificadores de um mesmo tipo com diferentes taxas de codificação, mostrando que existe uma melhora no desempenho para codificadores com maior  $d_{free}$ .

Para a estratégia 3, mostrou-se que o desempenho do sistema melhora com o número de retransmissões, como era de se esperar. Comprovou-se que o desempenho desta estratégia é melhor que o da estratégia 1. Comparando-se com a estratégia 2, notou-se que para 3 retransmissões do protocolo RLP, a estratégia 3 permite maiores valores de carregamento. Por outro lado, para menores valores de carregamento, a estratégia 2 é superior.

Este trabalho mostra que das três estratégias analisadas, a segunda é aquela que apresenta maiores vantagens, e que o uso de códigos turbo torna o sistema mais robusto, melhorando o seu desempenho.

## 4.2 Propostas de trabalhos futuros

Com as respostas obtidas, propomos para um próximo trabalho uma outra estratégia que use decodificação iterativa com um número variável de iterações, dependendo do carregamento do sistema, onde seria aproveitado o controle de erros da camada TCP, eliminando assim retransmissões desnecessárias de pacotes TCP, que poderiam ser corrigidos no receptor, otimizando assim seu tempo de transmissão.

Para a terceira estratégia usando códigos turbo propomos encontrar o tamanho de bloco RLP ótimo que permita melhorar o desempenho do sistema.

Uma outra proposta seria analisar o desempenho do protocolo TCP em redes compostas de uma interface sem fio CDMA e de outro enlace com fio, considerando algoritmos de controle de erro na camada de enlace de dados, e usando algoritmos de controle de congestionamento na rede fixa.



# Apêndice A

## Entrelaçadores S-aleatórios propostos para 3G

Neste apêndice são apresentados detalhadamente os algoritmos de entrelaçamento S-aleatório propostos pelas normas CDMA2000[17] e WCDMA [18].

### Padrão para o CDMA2000

O padrão para o CDMA2000 [17] utiliza um entrelaçador principal de tamanho  $S = 2^{n+5}$ , onde  $n$  é um número inteiro entre 4 e 10, que é escolhido com base no tamanho do vetor de informação  $N_b$  a ser entrelaçado, tal que se cumpra a condição que  $N_b \leq S$ . O entrelaçador de tamanho  $S$  é representado por uma matriz de dimensão  $32 \times 2^n$ . A permutação de linhas se dá pela regra de reversão do bit mais significativo, dada pela seguinte expressão:

$$T(i) = \{0, 16, 8, 24, 4, 20, 12, 28, 2, 18, 10, 26, 6, 22, 14, \\ 30, 1, 17, 9, 25, 5, 21, 13, 29, 3, 19, 11, 27, 7, 23, 15, 31\}. \quad (\text{A.1})$$

As permutações de coluna obedecem a seguinte regra:

$$U(-1) = 0, \\ U(j+1) = (U(j) + c) \bmod 2^n, \quad j = 1, 2, \dots, 2^n - 1, \quad (\text{A.2})$$

Tabela A.1: Valores de  $c$  para o entrelaçador do padrão CDMA2000.

índice	$n = 4$	$n = 5$	$n = 6$	$n = 7$	$n = 8$	$n = 9$	$n = 10$
0	5	27	3	15	3	13	1
1	15	3	27	127	1	335	339
2	5	1	15	89	5	87	303
3	15	15	13	1	83	15	721
4	1	13	29	31	19	15	973
5	9	17	5	15	179	1	703
6	9	23	1	61	19	333	761
7	15	13	31	47	99	11	327
8	13	9	3	127	23	13	453
9	15	3	9	17	1	1	95
10	7	15	15	119	3	121	241
11	11	3	31	15	13	155	187
12	15	13	17	57	13	1	497
13	3	1	5	123	3	175	909
14	15	13	39	95	17	421	769
15	5	29	1	5	1	5	349
16	13	21	19	85	63	509	71
17	15	19	27	17	131	215	557
18	9	1	15	55	17	47	197
19	3	3	13	57	131	425	499
20	1	29	45	15	211	295	409
21	3	17	5	41	173	229	259
22	15	25	33	93	231	427	335
23	1	29	15	87	171	83	253
24	13	9	13	63	23	409	677
25	1	13	9	15	147	387	717
26	9	23	15	13	243	193	313
27	15	13	31	15	213	57	757
28	11	13	17	81	189	501	189
29	3	1	5	57	51	313	15
30	15	13	15	31	15	489	75
31	5	13	33	69	67	391	163

onde  $c$  é um valor especificado para cada linha da matriz, que pode ser encontrado na Tab. A.1 em função do valor de  $n$ . Finalmente, as saídas do entrelaçador são lidas coluna por coluna. Se o tamanho do vetor de bits a ser permutado  $N_b$  for menor que  $S$ , as posições maiores que  $N_b - 1$  serão eliminadas.

**Exemplo A.0.1 (Entrelaçador CDMA2000)** *Supondo que serão usados  $N_b = 300$  bits de informação no codificador CCP, o entrelaçador do padrão CDMA2000, deverá usar  $n = 4$ , obtendo uma matriz de dimensão  $32 \times 16$ , e tamanho do entrelaçador  $S = 512$ . As posições originais da informação são escritas na matriz linha por linha, da esquerda para a direita e de cima para baixo a partir da posição "0", como pode-se observar na Tab. A.2. As linhas da matriz são permutadas pela regra dada em (A.1), como pode-se observar na Tab. A.3.*

*Posteriormente são obtidos os índices de permutação de colunas para cada linha da matriz,*

usando a regra dada em (A.2). Para isto são usados os valores de  $c$  dados na coluna  $n = 4$  na Tab. A.1. Os índices de permutação de coluna resultantes são apresentados na Tab. A.4. Usando as resposta da Tab. A.4 nas posições da Tab. A.3 obtém-se a matriz completa com todos com os índices de permutação, como é mostrado na Tab. A.5.

Finalmente, são obtidos os índices de permutação para o vetor de informação  $N_b$  pela leitura da matriz principal coluna por coluna, e eliminado-se as posições maiores que 299, que é a maior posição para um bloco de 300 bits. Assim pode-se observar na Tab. A.5 os índices de permutação grifados para nosso exemplo, onde os 18 primeiros são: {5, 271, 133, 65, 201, 45, 167, 111, 239, 29, 287, 153, 81, 223, 61, 185, 123, 255...}

## Padrão WCDMA

O entrelaçador da norma WCDMA [18] apresenta um algoritmo mais complexo de permutação das colunas da matriz principal que o da norma CDMA2000. A seguir, este algoritmo é apresentado detalhadamente:

1. Obtenção dos parâmetros da matriz de entrelaçamento.

- (a) O número de linhas  $R$  da matriz de entrelaçamento é dado por:

$$R = \begin{cases} 5 & \text{para } 40 \leq N_b \leq 159, \\ 10 & \text{para } 160 \leq N_b \leq 200 \text{ ou } (481 \leq N_b \leq 530), \\ 20 & \text{para outro valor de } N_b, \end{cases}$$

onde  $N_b$  é o tamanho do vetor de informação a ser entrelaçado. As linhas são numeradas em ordem  $(0, 1, \dots, R - 1)$  de cima para baixo.

- (b) Obtém-se um número primo  $p$ , que pode determinar o número de colunas  $C$  da matriz de entrelaçamento, e que será usado também no algoritmo de permutação de colunas. O valor de  $p$  é dado por:

$$p = \begin{cases} 53 & \text{para } 481 \leq N_b \leq 530, \\ \text{O menor número primo } p \text{ da} & \text{caso contrário.} \\ \text{Tab. A.6, tal que } N_b \leq R(p + 1) & \end{cases}$$

Tabela A.2: Exemplo A.0.1, posições originais, para  $S = 512$  bits.

$i, j$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
1	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
2	32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42	43	44	45	46	47
3	48	49	50	51	52	53	54	55	56	57	58	59	60	61	62	63
4	64	65	66	67	68	69	70	71	72	73	74	75	76	77	78	79
5	80	81	82	83	84	85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95
6	96	97	98	99	100	101	102	103	104	105	106	107	108	109	110	111
7	112	113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126	127
8	128	129	130	131	132	133	134	135	136	137	138	139	140	141	142	143
9	144	145	146	147	148	149	150	151	152	153	154	155	156	157	158	159
10	160	161	162	163	164	165	166	167	168	169	170	171	172	173	174	175
11	176	177	178	179	180	181	182	183	184	185	186	187	188	189	190	191
12	192	193	194	195	196	197	198	199	200	201	202	203	204	205	206	207
13	208	209	210	211	212	213	214	215	216	217	218	219	220	221	222	223
14	224	225	226	227	228	229	230	231	232	233	234	235	236	237	238	239
15	240	241	242	243	244	245	246	247	248	249	250	251	252	253	254	255
16	256	257	258	259	260	261	262	263	264	265	266	267	268	269	270	271
17	272	273	274	275	276	277	278	279	280	281	282	283	284	285	286	287
18	288	289	290	291	292	293	294	295	296	297	298	299	300	301	302	303
19	304	305	306	307	308	309	310	311	312	313	314	315	316	317	318	319
20	320	321	322	323	324	325	326	327	328	329	330	331	332	333	334	335
21	336	337	338	339	340	341	342	343	344	345	346	347	348	349	350	351
22	352	353	354	355	356	357	358	359	360	361	362	363	364	365	366	367
23	368	369	370	371	372	373	374	375	376	377	378	379	380	381	382	383
24	384	385	386	387	388	389	390	391	392	393	394	395	396	397	398	399
25	400	401	402	403	404	405	406	407	408	409	410	411	412	413	414	415
26	416	417	418	419	420	421	422	423	424	425	426	427	428	429	430	431
27	432	433	434	435	436	437	438	439	440	441	442	443	444	445	446	447
28	448	449	450	451	452	453	454	455	456	457	458	459	460	461	462	463
29	464	465	466	467	468	469	470	471	472	473	474	475	476	477	478	479
30	480	481	482	483	484	485	486	487	488	489	490	491	492	493	494	495
31	496	497	498	499	500	501	502	503	504	505	506	507	508	509	510	511

Tabela A.3: Exemplo A.0.1, seqüência após permutação de linhas  $T(i)$  para  $S = 512$  bits.

$T(i), j$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
1	256	257	258	259	260	261	262	263	264	265	266	267	268	269	270	271
2	128	129	130	131	132	133	134	135	136	137	138	139	140	141	142	143
3	384	385	386	387	388	389	390	391	392	393	394	395	396	397	398	399
4	64	65	66	67	68	69	70	71	72	73	74	75	76	77	78	79
5	320	321	322	323	324	325	326	327	328	329	330	331	332	333	334	335
6	192	193	194	195	196	197	198	199	200	201	202	203	204	205	206	207
7	448	449	450	451	452	453	454	455	456	457	458	459	460	461	462	463
8	32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42	43	44	45	46	47
9	288	289	290	291	292	293	294	295	296	297	298	299	300	301	302	303
10	160	161	162	163	164	165	166	167	168	169	170	171	172	173	174	175
11	416	417	418	419	420	421	422	423	424	425	426	427	428	429	430	431
12	96	97	98	99	100	101	102	103	104	105	106	107	108	109	110	111
13	352	353	354	355	356	357	358	359	360	361	362	363	364	365	366	367
14	224	225	226	227	228	229	230	231	232	233	234	235	236	237	238	239
15	480	481	482	483	484	485	486	487	488	489	490	491	492	493	494	495
16	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
17	272	273	274	275	276	277	278	279	280	281	282	283	284	285	286	287
18	144	145	146	147	148	149	150	151	152	153	154	155	156	157	158	159
19	400	401	402	403	404	405	406	407	408	409	410	411	412	413	414	415
20	80	81	82	83	84	85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95
21	336	337	338	339	340	341	342	343	344	345	346	347	348	349	350	351
22	208	209	210	211	212	213	214	215	216	217	218	219	220	221	222	223
23	464	465	466	467	468	469	470	471	472	473	474	475	476	477	478	479
24	48	49	50	51	52	53	54	55	56	57	58	59	60	61	62	63
25	304	305	306	307	308	309	310	311	312	313	314	315	316	317	318	319
26	176	177	178	179	180	181	182	183	184	185	186	187	188	189	190	191
27	432	433	434	435	436	437	438	439	440	441	442	443	444	445	446	447
28	112	113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126	127
29	368	369	370	371	372	373	374	375	376	377	378	379	380	381	382	383
30	240	241	242	243	244	245	246	247	248	249	250	251	252	253	254	255
31	496	497	498	499	500	501	502	503	504	505	506	507	508	509	510	511

Tabela A.4: Exemplo A.0.1, índices de permutação de colunas  $U(j)$ , para  $n = 4$ .

$i, U(j)$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	5	10	15	4	9	14	3	8	13	2	7	12	1	6	11	0
1	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
2	5	10	15	4	9	14	3	8	13	2	7	12	1	6	11	0
3	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
4	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	0
5	9	2	11	4	13	6	15	8	1	10	3	12	5	14	7	0
6	9	2	11	4	13	6	15	8	1	10	3	12	5	14	7	0
7	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
8	13	10	7	4	1	14	11	8	5	2	15	12	9	6	3	0
9	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
10	7	14	5	12	3	10	1	8	15	6	13	4	11	2	9	0
11	11	6	1	12	7	2	13	8	3	14	9	4	15	10	5	0
12	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
13	3	6	9	12	15	2	5	8	11	14	1	4	7	10	13	0
14	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
15	5	10	15	4	9	14	3	8	13	2	7	12	1	6	11	0
16	13	10	7	4	1	14	11	8	5	2	15	12	9	6	3	0
17	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
18	9	2	11	4	13	6	15	8	1	10	3	12	5	14	7	0
19	3	6	9	12	15	2	5	8	11	14	1	4	7	10	13	0
20	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	0
21	3	6	9	12	15	2	5	8	11	14	1	4	7	10	13	0
22	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
23	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	0
24	13	10	7	4	1	14	11	8	5	2	15	12	9	6	3	0
25	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	0
26	9	2	11	4	13	6	15	8	1	10	3	12	5	14	7	0
27	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
28	11	6	1	12	7	2	13	8	3	14	9	4	15	10	5	0
29	3	6	9	12	15	2	5	8	11	14	1	4	7	10	13	0
30	15	14	13	12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
31	5	10	15	4	9	14	3	8	13	2	7	12	1	6	11	0

Tabela A.5: Exemplo A.0.1, seqüência após permutação de colunas.

$T(i), U(j)$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	<u>5</u>	<u>10</u>	<u>15</u>	<u>4</u>	<u>9</u>	<u>14</u>	<u>3</u>	<u>8</u>	<u>13</u>	<u>2</u>	<u>7</u>	<u>12</u>	<u>1</u>	<u>6</u>	<u>11</u>	<u>0</u>
1	<u>271</u>	<u>270</u>	<u>269</u>	<u>268</u>	<u>267</u>	<u>266</u>	<u>265</u>	<u>264</u>	<u>263</u>	<u>262</u>	<u>261</u>	<u>260</u>	<u>259</u>	<u>258</u>	<u>257</u>	<u>256</u>
2	<u>133</u>	<u>138</u>	<u>143</u>	<u>132</u>	<u>137</u>	<u>142</u>	<u>131</u>	<u>136</u>	<u>141</u>	<u>130</u>	<u>135</u>	<u>140</u>	<u>129</u>	<u>134</u>	<u>139</u>	<u>128</u>
3	<u>399</u>	<u>398</u>	<u>397</u>	<u>396</u>	<u>395</u>	<u>394</u>	<u>393</u>	<u>392</u>	<u>391</u>	<u>390</u>	<u>389</u>	<u>388</u>	<u>387</u>	<u>386</u>	<u>385</u>	<u>384</u>
4	<u>65</u>	<u>66</u>	<u>67</u>	<u>68</u>	<u>69</u>	<u>70</u>	<u>71</u>	<u>72</u>	<u>73</u>	<u>74</u>	<u>75</u>	<u>76</u>	<u>77</u>	<u>78</u>	<u>79</u>	<u>64</u>
5	<u>329</u>	<u>322</u>	<u>331</u>	<u>324</u>	<u>333</u>	<u>326</u>	<u>335</u>	<u>328</u>	<u>321</u>	<u>330</u>	<u>323</u>	<u>332</u>	<u>325</u>	<u>334</u>	<u>327</u>	<u>320</u>
6	<u>201</u>	<u>194</u>	<u>203</u>	<u>196</u>	<u>205</u>	<u>198</u>	<u>207</u>	<u>200</u>	<u>193</u>	<u>202</u>	<u>195</u>	<u>204</u>	<u>197</u>	<u>206</u>	<u>199</u>	<u>192</u>
7	<u>463</u>	<u>462</u>	<u>461</u>	<u>460</u>	<u>459</u>	<u>458</u>	<u>457</u>	<u>456</u>	<u>455</u>	<u>454</u>	<u>453</u>	<u>452</u>	<u>451</u>	<u>450</u>	<u>449</u>	<u>448</u>
8	<u>45</u>	<u>42</u>	<u>39</u>	<u>36</u>	<u>33</u>	<u>46</u>	<u>43</u>	<u>40</u>	<u>37</u>	<u>34</u>	<u>47</u>	<u>44</u>	<u>41</u>	<u>38</u>	<u>35</u>	<u>32</u>
9	<u>303</u>	<u>302</u>	<u>301</u>	<u>300</u>	<u>299</u>	<u>298</u>	<u>297</u>	<u>296</u>	<u>295</u>	<u>294</u>	<u>293</u>	<u>292</u>	<u>291</u>	<u>290</u>	<u>289</u>	<u>288</u>
10	<u>167</u>	<u>174</u>	<u>165</u>	<u>172</u>	<u>163</u>	<u>170</u>	<u>161</u>	<u>168</u>	<u>175</u>	<u>166</u>	<u>173</u>	<u>164</u>	<u>171</u>	<u>162</u>	<u>169</u>	<u>160</u>
11	<u>427</u>	<u>422</u>	<u>417</u>	<u>428</u>	<u>423</u>	<u>418</u>	<u>429</u>	<u>424</u>	<u>419</u>	<u>430</u>	<u>425</u>	<u>420</u>	<u>431</u>	<u>426</u>	<u>421</u>	<u>416</u>
12	<u>111</u>	<u>110</u>	<u>109</u>	<u>108</u>	<u>107</u>	<u>106</u>	<u>105</u>	<u>104</u>	<u>103</u>	<u>102</u>	<u>101</u>	<u>100</u>	<u>99</u>	<u>98</u>	<u>97</u>	<u>96</u>
13	<u>355</u>	<u>358</u>	<u>61</u>	<u>364</u>	<u>367</u>	<u>354</u>	<u>357</u>	<u>360</u>	<u>363</u>	<u>366</u>	<u>353</u>	<u>356</u>	<u>359</u>	<u>362</u>	<u>365</u>	<u>352</u>
14	<u>239</u>	<u>238</u>	<u>237</u>	<u>236</u>	<u>235</u>	<u>234</u>	<u>233</u>	<u>232</u>	<u>231</u>	<u>230</u>	<u>229</u>	<u>228</u>	<u>227</u>	<u>226</u>	<u>225</u>	<u>224</u>
15	<u>485</u>	<u>490</u>	<u>495</u>	<u>484</u>	<u>489</u>	<u>494</u>	<u>483</u>	<u>488</u>	<u>493</u>	<u>482</u>	<u>487</u>	<u>492</u>	<u>481</u>	<u>486</u>	<u>491</u>	<u>480</u>
16	<u>29</u>	<u>26</u>	<u>23</u>	<u>20</u>	<u>17</u>	<u>30</u>	<u>27</u>	<u>24</u>	<u>21</u>	<u>18</u>	<u>31</u>	<u>28</u>	<u>25</u>	<u>22</u>	<u>19</u>	<u>16</u>
17	<u>287</u>	<u>286</u>	<u>285</u>	<u>284</u>	<u>283</u>	<u>282</u>	<u>281</u>	<u>280</u>	<u>279</u>	<u>278</u>	<u>277</u>	<u>276</u>	<u>275</u>	<u>274</u>	<u>273</u>	<u>272</u>
18	<u>153</u>	<u>146</u>	<u>155</u>	<u>148</u>	<u>157</u>	<u>150</u>	<u>159</u>	<u>152</u>	<u>145</u>	<u>154</u>	<u>147</u>	<u>156</u>	<u>149</u>	<u>158</u>	<u>151</u>	<u>144</u>
19	<u>403</u>	<u>406</u>	<u>409</u>	<u>412</u>	<u>415</u>	<u>402</u>	<u>405</u>	<u>408</u>	<u>411</u>	<u>414</u>	<u>401</u>	<u>404</u>	<u>407</u>	<u>410</u>	<u>413</u>	<u>400</u>
20	<u>81</u>	<u>82</u>	<u>83</u>	<u>84</u>	<u>85</u>	<u>86</u>	<u>87</u>	<u>88</u>	<u>89</u>	<u>90</u>	<u>91</u>	<u>92</u>	<u>93</u>	<u>94</u>	<u>95</u>	<u>80</u>
21	<u>339</u>	<u>342</u>	<u>345</u>	<u>348</u>	<u>351</u>	<u>338</u>	<u>341</u>	<u>344</u>	<u>347</u>	<u>350</u>	<u>337</u>	<u>340</u>	<u>343</u>	<u>346</u>	<u>349</u>	<u>336</u>
22	<u>223</u>	<u>222</u>	<u>221</u>	<u>220</u>	<u>219</u>	<u>218</u>	<u>217</u>	<u>216</u>	<u>215</u>	<u>214</u>	<u>213</u>	<u>212</u>	<u>211</u>	<u>210</u>	<u>209</u>	<u>208</u>
23	<u>465</u>	<u>466</u>	<u>467</u>	<u>468</u>	<u>469</u>	<u>470</u>	<u>471</u>	<u>472</u>	<u>473</u>	<u>474</u>	<u>475</u>	<u>476</u>	<u>477</u>	<u>478</u>	<u>479</u>	<u>464</u>
24	<u>61</u>	<u>58</u>	<u>55</u>	<u>52</u>	<u>49</u>	<u>62</u>	<u>59</u>	<u>56</u>	<u>53</u>	<u>50</u>	<u>63</u>	<u>60</u>	<u>57</u>	<u>54</u>	<u>51</u>	<u>48</u>
25	<u>305</u>	<u>306</u>	<u>307</u>	<u>308</u>	<u>309</u>	<u>310</u>	<u>311</u>	<u>312</u>	<u>313</u>	<u>314</u>	<u>315</u>	<u>316</u>	<u>317</u>	<u>318</u>	<u>319</u>	<u>304</u>
26	<u>185</u>	<u>178</u>	<u>187</u>	<u>180</u>	<u>189</u>	<u>182</u>	<u>191</u>	<u>184</u>	<u>177</u>	<u>186</u>	<u>179</u>	<u>188</u>	<u>181</u>	<u>190</u>	<u>183</u>	<u>176</u>
27	<u>447</u>	<u>446</u>	<u>445</u>	<u>444</u>	<u>443</u>	<u>442</u>	<u>441</u>	<u>440</u>	<u>439</u>	<u>438</u>	<u>437</u>	<u>436</u>	<u>435</u>	<u>434</u>	<u>433</u>	<u>432</u>
28	<u>123</u>	<u>118</u>	<u>113</u>	<u>124</u>	<u>119</u>	<u>114</u>	<u>125</u>	<u>120</u>	<u>115</u>	<u>126</u>	<u>121</u>	<u>116</u>	<u>127</u>	<u>122</u>	<u>117</u>	<u>112</u>
29	<u>371</u>	<u>374</u>	<u>377</u>	<u>380</u>	<u>383</u>	<u>370</u>	<u>373</u>	<u>376</u>	<u>379</u>	<u>382</u>	<u>369</u>	<u>372</u>	<u>375</u>	<u>378</u>	<u>381</u>	<u>368</u>
30	<u>255</u>	<u>254</u>	<u>253</u>	<u>252</u>	<u>251</u>	<u>250</u>	<u>249</u>	<u>248</u>	<u>247</u>	<u>246</u>	<u>245</u>	<u>244</u>	<u>243</u>	<u>242</u>	<u>241</u>	<u>240</u>
31	<u>501</u>	<u>506</u>	<u>511</u>	<u>500</u>	<u>505</u>	<u>510</u>	<u>499</u>	<u>504</u>	<u>509</u>	<u>498</u>	<u>503</u>	<u>508</u>	<u>497</u>	<u>502</u>	<u>507</u>	<u>496</u>

(c) O número de colunas  $C$  da matriz de entrelaçamento é dado por:

$$C = \begin{cases} 53 & \text{para } 481 \leq N_b \leq 530, \\ p - 1 & \text{se } N_b \leq R(p - 1), \\ p & \text{se } R_b(p - 1) < N_b \leq Rp, \\ p + 1 & \text{se } N_b > Rp. \end{cases}$$

As colunas são numeradas em ordem  $(0, 1, \dots, C-1)$ , da esquerda para a direita.

(d) A matriz de dimensão  $R \times C$  é preenchida pelas posições originais dos bits de entrada da esquerda para a direita e de cima para baixo. Note que o tamanho do vetor de entrada  $N_b$  pode ser menor que o produto  $RC$ , tal como foi apresentado para o padrão CDMA2000.

## 2. Permutação de linhas e de colunas.

- (a) Na Tab. A.6 seleciona-se a raiz primitiva  $v$  associada ao número primo  $p$  escolhido.
- (b) Constrói-se uma seqüência  $s(j)$ , que servirá como base para a permutação de colunas. Esta seqüência é obtida da seguinte maneira:

$$s(j) = \begin{cases} 1 & j = 0, \\ [v s(j-1)] \bmod p & 0 < j < p - 1. \end{cases}$$

- (c) Na Tab. A.7 seleciona-se o vetor de permutação de coluna  $T(i)$ , com base no tamanho do vetor de informação  $N_b$ .
- (d) Obtém-se uma seqüência ascendente de números primos  $q(i)$ , para  $0 \leq i \leq R - 1$ , com valor inicial  $q(0) = 1$ , onde o número primo  $p$  não é considerado.
- (e) Permutando-se a seqüência de números primos  $q(i)$  com base nos índices  $T(i)$  obtém-se uma nova seqüência  $r(i)$ , dada por  $r[T(i)] = q(i)$ .
- (f) Obtém-se os índices de permutação de colunas  $U(i, j)$ , onde  $i$  representa a  $i$ -ésima linha ( $i = 0, 1, \dots, R - 1$ ). Os valores de  $U(i, j)$  são obtidos abaixo para as seguintes condições:

- Se  $C = p - 1$  então:

$$U(i, j) = \begin{cases} \{s[jr(i)] \bmod (p - 1)\} - 1, & 0 \leq j < p - 1. \end{cases}$$

- Se  $C = p$  então:

$$U(i, j) = \begin{cases} \{s[jr(i)] \bmod (p - 1)\} - 1 & 0 \leq j < p - 1, \\ 0 & j = p - 1. \end{cases}$$

- Se  $C = p + 1$  então:

$$U(i, j) = \begin{cases} \{s[jr(i)] \bmod (p - 1)\} - 1 & 0 \leq j < p - 1, \\ 0 & j = p - 1, \\ p & j = p. \end{cases}$$

- (g) As colunas da matriz principal são permutadas com os seus respectivos índices de permutação  $U(i, j)$ .
- (h) Permuta-se as linhas da matriz principal segundo  $T(i)$ .
- (i) Finalmente, são obtidos os índices de permutação para o vetor de entrada  $N_b$ , pela leitura da matriz, coluna por coluna, de cima para baixo, e da direita para a esquerda, eliminando todas as posições maiores que o tamanho do vetor  $N_b$ , tal como foi feito no padrão CDMA2000.

**Exemplo A.0.2 (Entrelaçador WCDMA)** *Supondo que serão usados  $N_b = 300$  bits de informação no codificador CCP, as respostas do algoritmo para o entrelaçador do padrão WCDMA são:*

1. *Obtenção dos parâmetros da matriz de entrelaçamento.*

(a) *Para  $N_b = 300$ , o número de linhas da matriz de entrelaçamento é  $R = 20$ .*

(b) *Da Tab. A.6 obtém-se o menor número primo  $p$  da que satisfaz a condição  $N_b \leq R(p + 1)$ :  $p = 17$ .*

*A condição  $N_b \leq R(p - 1)$  é satisfeita, pois o número de colunas da matriz de entrelaçamento é  $C = p - 1 = 16$ .*

Tabela A.6: Lista de números primos  $p$  e raízes primitivas associadas  $v$ .

$p$	$v$								
7	3	47	5	101	2	157	5	223	3
11	2	53	2	103	5	163	2	227	2
13	2	59	2	107	2	167	5	229	6
17	3	61	2	109	6	173	2	233	3
19	2	67	2	113	3	179	2	239	7
23	5	71	7	127	3	181	2	241	7
29	2	73	5	131	2	191	19	251	6
31	3	79	3	137	3	193	5	257	3
37	2	83	2	139	2	197	2		
41	6	89	3	149	2	199	3		
43	3	97	5	151	6	211	2		

Tabela A.7: Índices de permutação entre linhas  $T(i)$ .

comprimento do vetor de entrada $N_b$ bits	número de linhas $R$	índices de permutação entre linhas $\{T(0), T(1), \dots, T(R-1)\}$
$40 \leq N_b \leq 159$	5	{4, 3, 2, 1, 0}
$(160 \leq N_b \leq 200)$ ou $(481 \leq N_b \leq 530)$	10	{9, 8, 7, 6, 5, 4, 3, 2, 1, 0}
$(2281 \leq N_b \leq 2480)$ ou $(3161 \leq N_b \leq 3210)$	20	{19, 9, 14, 4, 0, 2, 5, 7, 12, 18, 16, 13, 17, 15, 3, 1, 6, 11, 8, 10}
$N_b = \text{outro valor}$	20	{19, 9, 14, 4, 0, 2, 5, 7, 12, 18, 10, 8, 13, 17, 3, 1, 16, 6, 15, 11}

(c) A matriz com dimensão  $R \times C$ , preenchida pelas posições das entradas é apresentada na Tab. A.8.

## 2. Permutação de linhas e de colunas.

(a) Da Tab. A.6 obtém-se o a raiz primitiva associada ao número primo " $p = 17$ " é  $v = 3$ .

(b) A seqüência  $s(j)$  obtida é:  $s(j) = \{1, 3, 9, 10, 13, 5, 15, 11, 16, 14, 8, 7, 4, 12, 2, 6\}$ , para  $0 \leq j \leq 15$ .

(c) Da Tab. A.7 obtém-se o vetor de permutação de colunas:

$$T(i) = \{19, 9, 14, 4, 0, 2, 5, 7, 12, 18, 10, 8, 13, 17, 3, 1, 16, 6, 15, 11\}$$

(d) A seqüência ascendente de números primos, sem considerar " $p = 17$ " é

$$q(i) = \{1, 7, 11, 13, 19, 23, 29, 31, 37, 41, 43, 47, 53, 59, 61, 67, 71, 73, 79, 83\}, \text{ para } 0 \leq i \leq 19.$$

(e) A seqüência  $r[T(i)] = q(i)$  é:

$$r(T(i)) = \{19, 67, 23, 61, 13, 29, 73, 31, 47, 7, 43, 83, 37, 53, 11, 79, 71, 59, 41, 1\}$$

(f) Os índices de permutação de colunas  $U(i, j)$  são apresentados na Tab.A.9.

- (g) As colunas da matriz principal permutadas com os seus respectivos índices de permutação  $U(i, j)$  são mostrados na Tab. A.10.
- (h) A matriz principal com as linhas permutadas segundo  $T(i)$  é apresentada na Tab. A.11.
- (i) Finalmente, são obtidos os índices de permutação para o vetor de informação  $N_b$  pela leitura da matriz principal coluna por coluna, e eliminação das posições maiores que 299, que é a maior posição para um bloco de 300 bits. Assim pode-se observar na Tab. A.11 grifados os índices de permutação para nosso exemplo, onde os 18 primeiros são:
- $$\{144, 224, 64, 0, 32, 80, 112, 192, 288, 160, 128, 208, 272, 48, 16, 256, 96, 240\dots\}$$

Neste trabalho foram considerados blocos grandes de informação de comprimento  $N_b = 4312$  bits, porém foi feita uma comparação destes dois algoritmos de entrelaçamento para este comprimento. A relação entre as posições originais e os índices de permutação para  $N_b = 5000$  é apresentada nas Fig. A.1 e Fig. A.2 para os algoritmos do padrão CDMA2000 e WCDMA, respectivamente, onde no eixo horizontal encontram-se as posições originais dos bits de entrada, e no eixo vertical as posições permutadas. Pode-se observar que a complexidade do entrelaçador do padrão WCDMA garante um entrelaçador mais próximo do aleatório. Assim, este algoritmo foi escolhido para ser usado neste trabalho.

Tabela A.8: Exemplo A.0.2, posições de bits de seqüência de entrada, para  $N_b = 300$  bits.

$i, j$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
1	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
2	32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42	43	44	45	46	47
3	48	49	50	51	52	53	54	55	56	57	58	59	60	61	62	63
4	64	65	66	67	68	69	70	71	72	73	74	75	76	77	78	79
5	80	81	82	83	84	85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95
6	96	97	98	99	100	101	102	103	104	105	106	107	108	109	110	111
7	112	113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126	127
8	128	129	130	131	132	133	134	135	136	137	138	139	140	141	142	143
9	144	145	146	147	148	149	150	151	152	153	154	155	156	157	158	159
10	160	161	162	163	164	165	166	167	168	169	170	171	172	173	174	175
11	176	177	178	179	180	181	182	183	184	185	186	187	188	189	190	191
12	192	193	194	195	196	197	198	199	200	201	202	203	204	205	206	207
13	208	209	210	211	212	213	214	215	216	217	218	219	220	221	222	223
14	224	225	226	227	228	229	230	231	232	233	234	235	236	237	238	239
15	240	241	242	243	244	245	246	247	248	249	250	251	252	253	254	255
16	256	257	258	259	260	261	262	263	264	265	266	267	268	269	270	271
17	272	273	274	275	276	277	278	279	280	281	282	283	284	285	286	287
18	288	289	290	291	292	293	294	295	296	297	298	299	300	301	302	303
19	304	305	306	307	308	309	310	311	312	313	314	315	316	317	318	319

Tabela A.9: Exemplo A.0.2, permutação de colunas  $U(i, j)$ .

$U(i, j)$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	0	9	14	13	3	5	8	4	15	6	1	2	12	10	7	11
1	0	9	14	13	3	5	8	4	15	6	1	2	12	10	7	11
2	0	10	1	4	3	9	7	2	15	5	14	11	12	6	8	13
3	0	11	7	10	12	2	1	6	15	4	8	5	3	13	14	9
4	0	11	7	10	12	2	1	6	15	4	8	5	3	13	14	9
5	0	11	7	10	12	2	1	6	15	4	8	5	3	13	14	9
6	0	13	8	6	12	11	14	5	15	2	7	9	3	4	1	10
7	0	5	1	11	3	6	7	13	15	10	14	4	12	9	8	2
8	0	5	1	11	3	6	7	13	15	10	14	4	12	9	8	2
9	0	10	1	4	3	9	7	2	15	5	14	11	12	6	8	13
10	0	6	14	2	3	10	8	11	15	9	1	13	12	5	7	4
11	0	9	14	13	3	5	8	4	15	6	1	2	12	10	7	11
12	0	4	7	5	12	13	1	9	15	11	8	10	3	2	14	6
13	0	4	7	5	12	13	1	9	15	11	8	10	3	2	14	6
14	0	6	14	2	3	10	8	11	15	9	1	13	12	5	7	4
15	0	5	1	11	3	6	7	13	15	10	14	4	12	9	8	2
16	0	10	1	4	3	9	7	2	15	5	14	11	12	6	8	13
17	0	6	14	2	3	10	8	11	15	9	1	13	12	5	7	4
18	0	13	8	6	12	11	14	5	15	2	7	9	3	4	1	10
19	0	2	8	9	12	4	14	10	15	13	7	6	3	11	1	5

Tabela A.10: Exemplo A.0.2, seqüência após a permutação  $T(i)$ .

$T(i), j$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	0	9	14	13	3	5	8	4	15	6	1	2	12	10	7	11
1	16	25	30	29	19	21	24	20	31	22	17	18	28	26	23	27
2	32	42	33	36	35	41	39	34	47	37	46	43	44	38	40	45
3	48	59	55	58	60	50	49	54	63	52	56	53	51	61	62	57
4	64	75	71	74	76	66	65	70	79	68	72	69	67	77	78	73
5	80	91	87	90	92	82	81	86	95	84	88	85	83	93	94	89
6	96	109	104	102	108	107	110	101	111	98	103	105	99	100	97	106
7	112	117	113	123	115	118	119	125	127	122	126	116	124	121	120	114
8	128	133	129	139	131	134	135	141	143	138	142	132	140	137	136	130
9	144	154	145	148	147	153	151	146	159	149	158	155	156	150	152	157
10	160	166	174	162	163	170	168	171	175	169	161	173	172	165	167	164
11	176	185	190	189	179	181	184	180	191	182	177	178	188	186	183	187
12	192	196	199	197	204	205	193	201	207	203	200	202	195	194	206	198
13	208	212	215	213	220	221	209	217	223	219	216	218	211	210	222	214
14	224	230	238	226	227	234	232	235	239	233	225	237	236	229	231	228
15	240	245	241	251	243	246	247	253	255	250	254	244	252	249	248	242
16	256	266	257	260	259	265	263	258	271	261	270	267	268	262	264	269
17	272	278	286	274	275	282	280	283	287	281	273	285	284	277	279	276
18	288	301	296	294	300	299	302	293	303	290	295	297	291	292	289	298
19	304	306	312	313	316	308	318	314	319	317	311	310	307	315	305	309

Tabela A.11: Exemplo A.0.2, seqüência após a permutação de linhas e colunas.

$T(i), U(i, j)$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	304	306	312	313	316	308	318	314	319	317	311	310	307	315	305	309
1	<u>144</u>	<u>154</u>	<u>145</u>	<u>148</u>	<u>147</u>	<u>153</u>	<u>151</u>	<u>146</u>	<u>159</u>	<u>149</u>	<u>158</u>	<u>155</u>	<u>156</u>	<u>150</u>	<u>152</u>	<u>157</u>
2	<u>224</u>	<u>230</u>	<u>238</u>	<u>226</u>	<u>227</u>	<u>234</u>	<u>232</u>	<u>235</u>	<u>239</u>	<u>233</u>	<u>225</u>	<u>237</u>	<u>236</u>	<u>229</u>	<u>231</u>	<u>228</u>
3	64	75	71	74	76	66	65	70	79	68	72	69	67	77	78	73
4	0	9	14	13	3	5	8	4	15	6	1	2	12	10	7	11
5	32	42	33	36	35	41	39	34	47	37	46	43	44	38	40	45
6	80	91	87	90	92	82	81	86	95	84	88	85	83	93	94	89
7	112	117	113	123	115	118	119	125	127	122	126	116	124	121	120	114
8	192	196	199	197	204	205	193	201	207	203	200	202	195	194	206	198
9	288	301	296	294	300	299	302	293	303	290	295	297	291	292	289	298
10	160	166	174	162	163	170	168	171	175	169	161	173	172	165	167	164
11	128	133	129	139	131	134	135	141	143	138	142	132	140	137	136	130
12	208	212	215	213	220	221	209	217	223	219	216	218	211	210	222	214
13	272	278	286	274	275	282	280	283	287	281	273	285	284	277	279	276
14	48	59	55	58	60	50	49	54	63	52	56	53	51	61	62	57
15	16	25	30	29	19	21	24	20	31	22	17	18	28	26	23	27
16	256	266	257	260	259	265	263	258	271	261	270	267	268	262	264	269
17	96	109	104	102	108	107	110	101	111	98	103	105	99	100	97	106
18	240	245	241	251	243	246	247	253	255	250	254	244	252	249	248	242
19	176	185	190	189	179	181	184	180	191	182	177	178	188	186	183	187

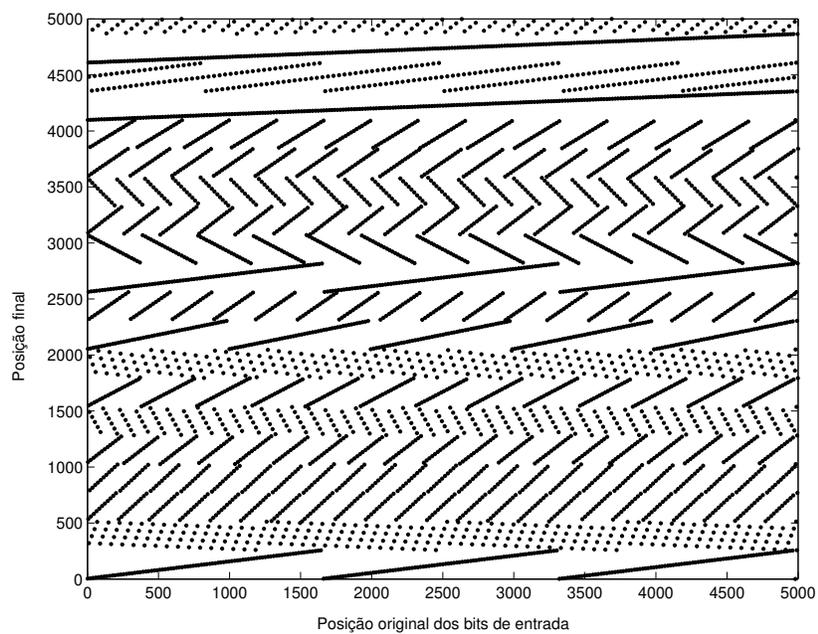


Figura A.1: Relação entre as posições originais e finais para  $N = 5000$  usando o padrão CDMA2000.

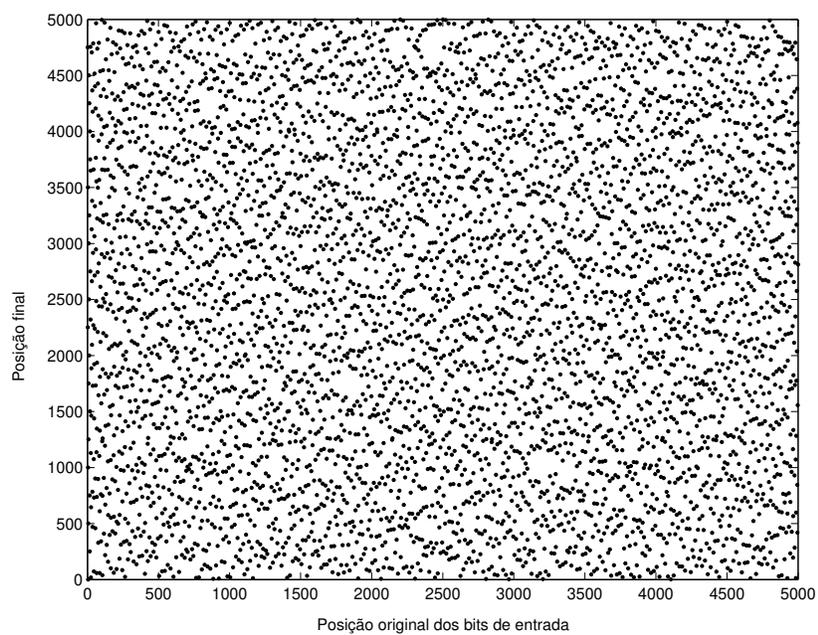


Figura A.2: Relação entre as posições originais e finais para  $N = 5000$  usando o padrão WCDMA.

# Apêndice B

## Solução de integrais

### B.1 Solução da primeira integral

A integral (2.69) proposta na seção 2.17.2 é reescrita a seguir:

$$p(y_k|u_k) = \int_0^\infty p(a)p(y_k|u_k, a)da.$$

Usando (2.66) e (2.68) em (2.69) tem-se que:

$$\begin{aligned} p(y_k|u_k) &= \int_0^\infty \frac{a}{\sigma_a^2} \exp\left(-\frac{a^2}{2\sigma_a^2}\right) \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp\left[-\frac{(y_k - au_k)^2}{2\sigma_n^2}\right] da \\ &= \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_a^2\sigma_n} \exp\left(-\frac{y_k^2}{2\sigma_n^2}\right) \int_0^\infty a \exp\left[-a^2\left(\frac{1}{2\sigma_a^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2}\right) + a\frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}\right] da \\ &= 2K_1 F(y_k) \int_0^\infty a \exp(-a^2 K_1 + a K_2) da, \end{aligned} \quad (\text{B.1})$$

onde:

$$F(y_k) = \frac{1}{2K_1\sqrt{2\pi}\sigma_a^2\sigma_n} \exp\left(-\frac{y_k^2}{2\sigma_n^2}\right), \quad (\text{B.2})$$

$$K_1 = \frac{1}{2\sigma_a^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \quad (\text{B.3})$$

$$K_2 = \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}. \quad (\text{B.4})$$

A integral

$$I = \int_0^{\infty} a \exp(-a^2 K_1 + a K_2) da \quad (\text{B.5})$$

é resolvida a seguir:

$$\begin{aligned} I &= \int_0^{\infty} a \exp(-a^2 K_1 + a K_2) da \\ &= -\frac{1}{2K_1} \exp(-a^2 K_1 + a K_2) \Big|_0^{\infty} + \frac{K_2}{2K_1} \int_0^{\infty} \exp[-a^2 K_1 + a K_2] da \\ &= \frac{1}{2K_1} + \frac{K_2 \sqrt{\pi}}{4K_1 \sqrt{K_1}} \exp\left(\frac{K_2^2}{4K_1}\right) \left[1 - \operatorname{erf}\left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}\right)\right] \\ &= \frac{1}{2K_1} + \frac{z\sqrt{\pi}}{2K_1} \exp(z^2) [1 - \operatorname{erf}(-z)] \\ &= \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)], \end{aligned} \quad (\text{B.6})$$

onde

$$z = \frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}, \quad (\text{B.7})$$

e

$$\begin{aligned} \operatorname{erf}(x) &= \frac{2}{\sqrt{2\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt \\ &= 1 - \operatorname{erfc}(x). \end{aligned} \quad (\text{B.8})$$

Usando (B.6) em (B.1) obtém-se que:

$$p(y_k|u_k) = F(y_k) \{1 + z\sqrt{\pi} \exp[z^2] \operatorname{erfc}(-z)\}, \quad (\text{B.9})$$

Tabela B.1: Função  $F_2(\gamma_{bc})$

$F_2(\gamma_{bc})$	Condição
0,97	$\gamma_{bc} < -1$
0,77	$-1 \leq \gamma_{bc} \leq 0$
0,75	$0 < \gamma_{bc} \leq 0,5$
0,7	$0,5 < \gamma_{bc} \leq 1$
0,6	$1 < \gamma_{bc} \leq 2$
0,55	$2 < \gamma_{bc} \leq 3$
0,47	$3 < \gamma_{bc} \leq 4$

Tabela B.2: Parâmetros para a Fig. B.1

Parâmetro	valor
$u_k$	+1
$r_c$	$\frac{1}{3}$
$\sigma_a^2$	$\frac{1}{2}$
$E(a) = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_a$	$\frac{\sqrt{\pi}}{2}$
$\gamma_b$	0 [dB]

## B.2 Aproximação de Wilson

Como já foi dito na seção 2.17.2, na literatura, Wilson [30] apresenta uma aproximação para (2.69), dada por:

$$p(y_k|u_k) = F(y_k)F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc}u_k y_k E(a)], \tag{B.10}$$

onde  $E(a)$  é o valor médio do desvanecimento  $a$ , e  $F_2(\gamma_{bc})$  é uma função heurística da relação sinal-ruído do bit codificado  $\gamma_{bc} = \gamma_b r_c$ , obtida numericamente, e apresentada na Tab. B.1. A Fig. B.1 mostra um exemplo de comparação da função densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  dada em (B.9) e sua aproximação dada em (B.10), baseado nos parâmetros da Tab. B.2. Na Fig. B.2 mostra-se um segundo exemplo de comparação para  $\gamma_{bc} = 2 \text{ dB}$ . Nas Fig. B.1 e Fig. B.2 pode-se observar que a aproximação dada em (B.10) pode ser usada na avaliação do desempenho para o canal modelado.

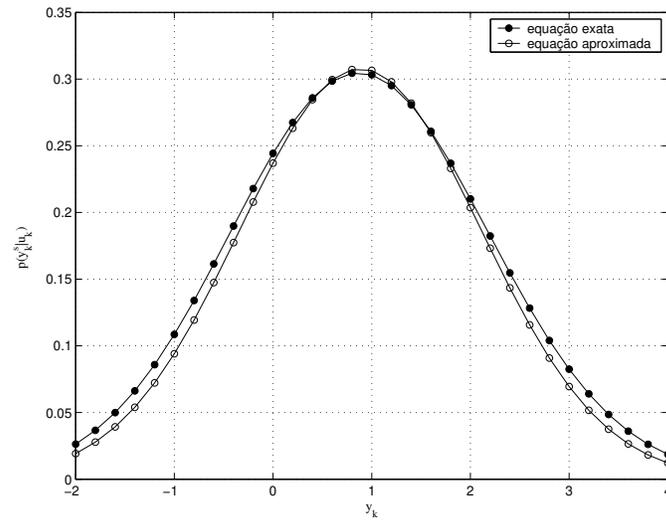


Figura B.1: Função densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  para  $\gamma_{bc} = 0 \text{ dB}$ .

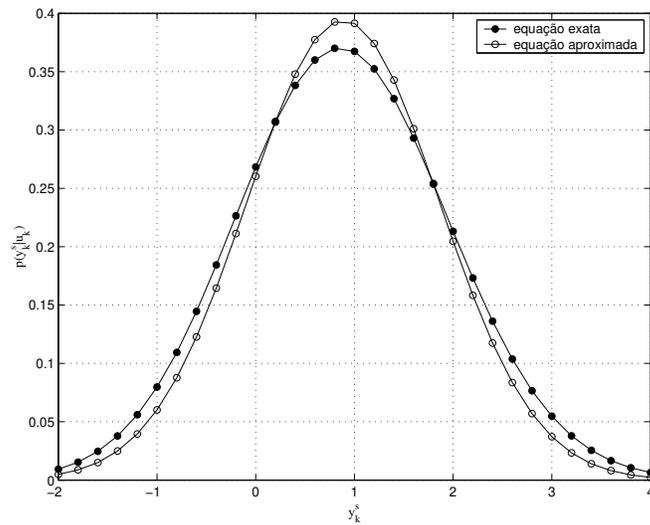


Figura B.2: Função densidade de probabilidade  $p(y_k|u_k)$  para  $\gamma_{bc} = 2 \text{ dB}$ .

### B.3 Solução da segunda integral

A integral (2.77) proposta na seção 2.18 é reescrita a seguir:

$$p(y_k|u_k) = \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} p(a_1, a_2, \dots, a_M) p(y_k|u_k, a_1, a_2, \dots, a_M) da_1 da_2 \dots da_M \quad (\text{B.11})$$

Usando (2.78) e (2.79) em (2.77), temos que:

$$\begin{aligned} p(y_k|u_k) &= \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} \prod_{m=1}^M \frac{a_m}{\sigma_a^2} \\ &\quad \times \exp \left[ -\frac{a_m^2}{2\sigma_a^2} \right] \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp \left[ -\frac{(y_k - a_m u_k)^2}{2\sigma_n^2} \right] da_1 da_2 \dots da_M \\ &= \left( \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_a^2\sigma_n} \right)^M \exp \left[ -\frac{y_k^2 M}{2\sigma_n^2} \right] \\ &\quad \times \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} \prod_{m=1}^M a_m \exp \left[ -a_m^2 \left( \frac{1}{2\sigma_a^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \right) + a_m \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2} \right] da_1 da_2 \dots da_M \\ &= F_3(y_k) \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} \prod_{m=1}^M a_m \exp \left[ -a_m^2 K_1 + a_m K_2 \right] da_1 da_2 \dots da_M, \end{aligned} \quad (\text{B.12})$$

onde:

$$F_3(y_k) = \left( \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_a^2\sigma_n} \right)^M \exp \left[ -\frac{y_k^2 M}{2\sigma_n^2} \right], \quad (\text{B.13})$$

e

$$K_1 = \frac{1}{2\sigma_a^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \quad (\text{B.14})$$

$$K_2 = \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}. \quad (\text{B.15})$$

Para a obtenção da integral

$$I = \int_{a_M=0}^{\infty} \dots \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} \prod_{m=1}^M a_m \exp [-a_m^2 K_1 + a_m K_2] da_1 da_2 \dots da_M, \quad (\text{B.16})$$

são consideradas primeiramente duas réplicas do sinal transmitido ( $M = 2$ ), e para sua resolução são usadas algumas estratégias já utilizadas em (B.6). Assim, a resposta para esta consideração é obtida a seguir:

$$\begin{aligned} I_{M=2} &= \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} a_1 a_2 \exp [-K_1(a_1^2 + a_2^2) + K_2(a_1 + a_2)] da_1 da_2 \\ &= \int_{a_2=0}^{\infty} a_2 \exp (-K_1 a_2^2 + K_2 a_2) \left[ \frac{1}{2K_1} + \frac{K_2 \sqrt{\pi}}{4K_1 \sqrt{K_1}} \exp \left( \frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left( -\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] da_2 \\ &= \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)] \int_{a_2=0}^{\infty} a_2 \exp(-K_1 a_2^2 + K_2 a_2) da_2 \\ &= \left\{ \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)] \right\}^2. \end{aligned} \quad (\text{B.17})$$

A seguir a integral (B.16) é desenvolvida considerando-se três réplicas do sinal transmitido ( $M = 3$ ):

$$\begin{aligned} I_{M=3} &= \int_{a_3=0}^{\infty} \int_{a_2=0}^{\infty} \int_{a_1=0}^{\infty} a_1 a_2 a_3 \exp [-K_1(a_1^2 + a_2^2 + a_3^2) + K_2(a_1 + a_2 + a_3)] da_1 da_2 da_3 \\ &= \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)] \\ &\quad \times \int_{a_3=0}^{\infty} \int_{a_2=0}^{\infty} a_2 a_3 \exp [-K_1(a_2^2 + a_3^2) + K_2(a_2 + a_3)] da_2 da_3 \\ &= \left\{ \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)] \right\}^3. \end{aligned} \quad (\text{B.18})$$

Com base nas resposta obtidas em (B.17) e (B.18), pode-se conjecturar que para um número de réplicas  $M$ , a solução da integral (B.16) é:

$$I_M = \left\{ \frac{1}{2K_1} [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)] \right\}^M, \quad (\text{B.19})$$

Usando (B.19) em (B.12) é obtida a resposta para a função densidade de probabilidade

$p(y_k|u_k)$  como:

$$p(y_k|u_k) = F_3(y_k) [1 + z\sqrt{\pi} \exp(z^2) \operatorname{erfc}(-z)]^M. \quad (\text{B.20})$$



# Apêndice C

## Descrição do simulador

Neste apêndice é apresentada uma descrição do simulador para as três estratégias de controle de erro usadas neste trabalho, que permitem obter os resultados da vazão de dados e atraso instantâneo para o protocolo TCP.

Os programas de simulação usados neste trabalho foram realizados em MATLAB versão 6.0, devido as facilidades que ele apresenta na manipulação de vetores e matrizes, que ajudam no processo de simulação de blocos de dados.

### C.1 Estratégia 1

Nesta seção é descrito o simulador da primeira estratégia, cujo modelo de transmissão foi apresentado na Fig. 3.1.

#### C.1.1 Camada de Aplicação

No transmissor é suposto um arquivo de aplicação com  $N_{arq}$  bits de informação. Os  $N_{arq}$  bits são enviados para a camada TCP, onde são divididos em  $n_{TCP}$  pacotes TCP. Os bits de informação são gerados aleatoriamente em cada pacote TCP. Na maioria das simulações foi suposto o envio de um arquivo de tamanho  $N_{arq} = 30$  kbytes.

#### C.1.2 Camada TCP

Na camada TCP do transmissor o pacote da aplicação é fragmentado em pacotes de comprimento  $N_{TCP} = 4.312$  bits, que são enviados para as camada inferiores. No receptor

o pacote recebido é comparado com o pacote transmitido. Se existir erro, o pacote é retransmitido.

Para transmitir um arquivo de comprimento  $N_{arq} = 30$  kbytes, é preciso  $n_{TCP} = 56$  pacotes TCP (ver Tab. 3.2). A simulação da transmissão do arquivo de aplicação só terminará quando todos os  $n_{TCP} = 56$  pacotes de TCP chegarem com sucesso.

Para obter os resultados de simulação é preciso guardar o número de pacotes TCP totais transmitidos para cada pacote transmitido com sucesso. Este valor é armazenado em um vetor  $\mathbf{v}_{TCP}$ , onde a posição  $i$  no vector representa o número do pacote transmitido com sucesso, e o valor armazenado nesta posição representa o número total de pacotes TCP que foram transmitidos  $m_{i_{TCP}}$ , para  $1 \leq i \leq n_{TCP}$ .

### C.1.3 Camada RLP

Na camada RLP do transmissor cada pacote TCP é dividido em  $n_{RLP} = 27$  blocos RLP (ver Tab. 3.2), e cada bloco RLP é enviado para as camadas inferiores. Na camada RLP do receptor cada bloco recebido é comparado com aquele que foi transmitido, e o número de blocos RLP que chegam com erro é armazenado. Depois que todos os  $n_{RLP} = 27$  blocos RLP de cada pacote TCP são recebidos, os blocos RLP que chegarem com erro serão retransmitidos. Se depois da primeira retransmissão ainda existirem blocos com erro, estes podem ser retransmitidos novamente dependendo do número máximo de retransmissões  $\chi$  usadas nesta camada.

Para obter os resultados de simulação é preciso guardar o número total de blocos RLP,  $m_{i_{RLP}}$ , resultado de retransmissões dos blocos RLP usados para transmitir um pacote TCP com sucesso, para  $1 \leq i \leq n_{TCP}$ .

### C.1.4 Transmissão

Nesta seção são explicados como a modulação e o canal de transmissão são simulados. Para simular a interferência dos usuários considerando o espalhamento, os efeitos do sombreamento e a perda de percurso, é realizada uma simulação semi-analítica.

Cada bit de um bloco RLP é modulado usando a envoltoria complexa da modulação BPSK, ou seja, um bit 1 é representado por "+1", e um bit 0 é representado por "-1".

Os bits modulados são transmitidos por  $L$  caminhos, que para a simulação são re-

apresentados por uma matriz de  $L$  linhas com um número de colunas igual ao tamanho do bloco RLP a ser transmitido. Para cada percurso, cada bit modulado é multiplicado por uma variável aleatória do tipo Rayleigh que representa o desvanecimento, e por uma variável aleatória lognormal que representa o erro no controle de potência. Os modelos usados para gerar a variável aleatória do tipo Rayleigh são apresentados na seção C.1.5. Para gerar uma variável aleatória lognormal, no MATLAB é usada a função *lognrnd.m*, que depende da média  $m_{\lambda,log}$  e do desvio padrão  $\sigma_{\lambda,log}$ . Para a simulação do erro no controle de potência foi usada média nula, e o valor de desvio padrão  $\sigma_{\lambda,dB} = 1$  dB.

Para modelar em cada percurso o número de usuários interferentes e o ruído AWGN, é adicionada a cada bit uma variável aleatória gaussiana de média nula e relação sinal-ruído-mais-interferência dada por (3.27).

### C.1.5 Gerador de desvanecimento Rayleigh

Para esta estratégia são modelados dois tipos de desvanecimentos Rayleigh, um correlacionado e outro não-correlacionado.

Uma variável aleatória,  $a$ , do tipo Rayleigh não-correlacionada é gerada por duas variáveis aleatórias gaussianas de média nula e variância unitária, uma em fase  $x_f$  e outra em quadratura  $x_q$ , relacionadas pela seguinte expressão:

$$a = \sqrt{\frac{x_f^2 + x_q^2}{2}}. \quad (\text{C.1})$$

No MATLAB pode ser usada diretamente a função *raylrnd.m* que gera variáveis aleatórias Rayleigh não-correlacionadas.

Para gerar variáveis aleatórias do tipo Rayleigh correlacionadas é usado o método de Jake (*Jake fading generator*) [19, cap. 1]. Este método é baseado em uma combinação de  $M_0$  osciladores com frequência igual ao desvio Doppler  $f_d$ ,  $\omega_m = \omega_d \cos\left(\frac{2\pi m}{M}\right)$ , para  $m = 1, 2, \dots, M_0$ , onde  $M = 4M_0 + 2$ . Além disso é somado um oscilador para a frequência da portadora  $\omega_d = 2\pi f_d$ . Os  $M_0$  osciladores têm amplitudes unitárias, e o oscilador com frequência  $\omega_d$  tem amplitude  $\frac{1}{\sqrt{2}}$ . Cada oscilador tem a sua amplitude amplificada pelos ganhos de  $2 \cos \beta_m$  e  $2 \sin \beta_m$ , onde  $\beta_m$  representa fases uniformemente distribuídas.

Para gerar a variável aleatória  $a$  são geradas inicialmente as componentes em fase  $x_f$  e quadratura  $x_q$  dadas pelas seguintes equações:

$$x_f(t) = 2 \sum_{m=1}^{M_0} \cos \beta_m \cos \omega_m t + \sqrt{2} \cos \phi \cos \omega_n, \quad (\text{C.2})$$

e

$$x_q(t) = 2 \sum_{m=1}^{M_0} \sin \beta_m \cos \omega_m t + \sqrt{2} \sin \phi \cos \omega_n, \quad (\text{C.3})$$

onde  $\phi$  representa os ângulos de chegada das ondas eletromagnéticas e são modeladas por variáveis aleatórias uniformemente distribuídas entre 0 e  $2\pi$ .

As componentes  $x_f(t)$  e  $x_q(t)$  têm valor médio nulo, e valor quadrático médio:

$$\overline{x_f^2(t)} = M_0 + \cos^2(\phi) + \sum_{m=1}^{M_0} \cos(2\beta_m), \quad (\text{C.4})$$

e

$$\overline{x_q^2(t)} = M_0 + \sin^2(\phi) - \sum_{n=1}^{M_0} \cos(2\beta_m), \quad (\text{C.5})$$

respectivamente.

### C.1.6 Recepção

Na recepção é simulado um receptor do tipo Rake, onde a resposta obtida de cada percurso é multiplicada pelas mesmas variáveis aleatórias do tipo Rayleigh que foram geradas na transmissão de cada percurso, supondo estimação perfeita do desvanecimento. Os resultados dos  $L$  caminhos são adicionados, e é feita a detecção do bit transmitido verificando a amplitude se é positiva ou negativa.

### C.1.7 Atraso instantâneo normalizado para o protocolo TCP

O atraso instantâneo é normalizado pelo tempo mínimo em que um pacote TCP pode ser transmitido. Se consideramos que o tempo mínimo de um bloco RLP é  $T_{RLP}$ . O tempo mínimo em que o pacote TCP é transmitido é  $\tau_{TCP,min} = n_{RLP}T_{RLP}$ .

O atraso instantâneo normalizado por  $\tau_{TCP,min}$  que é obtido por simulação, pode ser

calculado pela seguinte expressão:

$$\tau_{TCP_N} = 1 + \frac{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}{n_{TCP} n_{RLP}}. \quad (C.6)$$

### C.1.8 Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP

A vazão de dados normalizada pela taxa de informação  $R_b$  e pelo ganho de processamento de bit codificado  $G_c$  é calculada pela seguinte expressão:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{n_{TCP} n_{RLP}}{n_{TCP} n_{RLP} + \sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{RLP}}}. \quad (C.7)$$

## C.2 Estratégia 2

Nesta seção são apresentadas as principais considerações feitas para a simulação da estratégia 2 usando códigos convolucionais e turbo, cujo modelo de transmissão foi apresentado na Fig. 3.2.

### C.2.1 Camada de Aplicação

No transmissor desta camada é suposto um arquivo de aplicação com  $N_{arq}$  bits de informação, que será transmitida usando as mesmas considerações feitas para a primeira estratégia.

### C.2.2 Camada TCP

Na camada TCP do transmissor o pacote da aplicação é fragmentado em pacotes de comprimento  $N_{TCP} = 4.312$  bits, que são enviados para as camada inferiores. No receptor o pacote recebido é comparado com o pacote transmitido. Se existir erro, o pacote é retransmitido.

Para transmitir um arquivo de tamanho  $N_{arq} = 30$  kbytes, são necessários  $n_{TCP} = 56$  pacotes TCP. A simulação da transmissão do arquivo de aplicação só terminará quando os  $n_{TCP} = 56$  pacotes de TCP chegarem com sucesso.

Para se obter os resultados de simulação é preciso armazenar o número de pacotes TCP transmitidos para cada pacote recebido com sucesso. Este valor pode ser guardado

em um num vetor  $\mathbf{v}_{TCP}$ , onde a posição  $i$  no vector representa o pacote recebido com sucesso, e o valor desta posição representa o número de pacotes que foram transmitidos  $m_{i_{TCP}}$ , para  $1 \leq i \leq n_{TCP}$ .

### C.2.3 Codificação

#### Codificação convolucional

Os  $N_{TCP}$  bits da camada TCP são codificados usando um dos codificadores convolucionais especificados no padrão CDMA2000 dados na Tab. 2.1.

#### Codificação turbo

Os  $N_{TCP}$  bits da camada TCP são codificados pelo primeiro codificador CRS da Fig. 2.10 usando a matriz geradora dada em (2.14). Os  $N_{TCP}$  bits da camada TCP são entrelaçados usando o algoritmo de entrelaçamento S-aleatório do padrão WCDMA apresentado no Apêndice A.

Os bits entrelaçados são codificados pelo segundo codificador RSC usando também a matriz geradora dada em (2.14).

Dependendo da taxa do codificador usada na simulação, as saídas dos dois codificadores são multiplexadas segundo o sistema de puncionamento apresentado na Tab. 2.2.

Finalmente os  $\frac{N_{TCP}}{r_c}$  bits codificados e os bits de zeramento são enviados para as camadas de transmissão .

### C.2.4 Transmissão

Os bits codificados a seguir são modulados usando modulação BPSK, e então transmitidos por  $L$  caminhos, que na simulação são representados por uma matriz de  $L$  linhas e um número de colunas igual ao tamanho do pacote TCP codificado a ser transmitido. Para cada percurso, cada bit modulado é multiplicado por uma variável aleatória do tipo Rayleigh que representa o desvanecimento não-correlacionado, e por uma variável aleatória lognormal que representa o erro no controle de potência.

Para modelar em cada percurso o número de usuários interferentes e o ruído AWGN, é adicionada a cada bit uma variável aleatória gaussiana de média nula e relação sinal-ruído-mais-interferência dada por (3.27).

### C.2.5 Recepção e decodificação

Na recepção é simulado um receptor do tipo Rake, onde a resposta de cada percurso obtida na simulação do canal é multiplicada pelas mesmas variáveis aleatórias do tipo Rayleigh que foram geradas na simulação da transmissão para cada percurso, supondo estimação ideal do desvanecimento. Os resultados dos  $L$  caminhos são adicionados, e dependendo do tipo de código usado é feita a decodificação, usando o algoritmo de Viterbi para os códigos convolucionais [20, cap. 8], ou o algoritmo de decodificação iterativa BCJR para os códigos turbo. Este último algoritmo foi apresentado na seção 2.16 e para a simulação é usada a métrica de transição (2.84) apresentada na seção 2.18, com a medida de confiabilidade dada em (3.54). Na maioria de simulações foram usadas 5 iterações na decodificação, e os resultados foram obtidos da saída do segundo decodificador apresentado na Fig. 2.12.

### C.2.6 Atraso instantâneo normalizado para o protocolo TCP

O atraso instantâneo é normalizado pelo tempo mínimo em que um pacote TCP pode ser transmitido. Usando os dados do vetor  $\mathbf{v}_{TCP}$  que contém o número de pacotes TCP transmitidos para cada pacote recebido com sucesso, o atraso instantâneo normalizado por  $\tau_{TCP,min}$  pode ser calculado pela seguinte expressão:

$$\tau_{TCP_N} = \frac{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{TCP}}}{n_{TCP}}. \quad (C.8)$$

### C.2.7 Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP

A vazão de dados normalizada pela taxa de informação  $R_b$  e pelo ganho de processamento de bit codificado  $G_c$ , usa os dados armazenados no vetor  $\mathbf{v}_{TCP}$ , e é calculada usando a seguinte expressão:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{n_{TCP}}{\sum_{i=1}^{n_{TCP}} m_{i_{TCP}}}. \quad (C.9)$$

### C.3 Estratégia 3

A estratégia 3 é uma estratégia híbrida entre a primeira e a segunda estratégia, cujo modelo de transmissão foi apresentado na Fig. 3.3. Portanto a simulação é uma associação dos casos anteriores, e é resumida a seguir.

Tanto no transmissor como no receptor as camadas de aplicação, TCP e RLP apresentam o mesmo algoritmo usado na primeira estratégia, com a diferença que cada bloco RLP antes de ser transmitido é codificado usando os códigos convolucionais, ou turbo da segunda estratégia.

Os bits codificados pertencentes a cada bloco RLP são modulados usando modulação BPSK, e então transmitidos por  $L$  percursos. Para cada percurso, cada bit modulado é multiplicado por uma variável aleatória do tipo Rayleigh que representa o desvanecimento não-correlacionado, e por uma variável aleatória lognormal que representa o erro no controle de potência.

Para modelar em cada percurso o número de usuários interferentes e o ruído AWGN, é adicionada a cada bit uma variável aleatória gaussiana de média nula e relação sinal-ruído-mais-interferência dada por (3.27).

Na recepção é simulado um receptor do tipo Rake, onde a resposta de cada percurso obtida na simulação do canal é multiplicada pelas mesmas variáveis aleatórias do tipo Rayleigh que foram geradas na simulação da transmissão para cada percurso, supondo estimação ideal do desvanecimento. Os resultados dos  $L$  caminhos são adicionados, e dependendo do tipo de código usado, é feita a decodificação usando o algoritmo de Viterbi para os códigos convolucionais, ou o algoritmo de decodificação iterativa BCJR para os códigos turbo.

O atraso instantâneo normalizado por  $\tau_{TCP,min}$  é obtido através de (C.6), e a vazão de dados normalizada pela taxa de informação  $R_b$  e pelo ganho de processamento de bit codificado  $G_c$  é dada por (C.7).

# Bibliografia

- [1] L. Brakmo, L. Person, "TCP Vegas: End to End Congestion Avoidance on a Global Internet", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 13 n0.8, October 1995.
- [2] S. Floyd, "TCP and Successive Fast Retransmits", *Technical Report, Lawrence Berkeley Laboratory*, May 1995.
- [3] V. Jacobson, "Modified TCP congestion avoidance algorithm", *End2end-interest Mailing List*, April 1990.
- [4] V. Jacobson, M. Karels, "Congestion Avoidance and Control", *In Proc. ACM SIGCOMM*, August 1988.
- [5] TIA/EIA/IS-707-A-2.10, "Data Service Options for Spread Spectrum Systems: Radio Link Protocol Type 3 ", January 2000.
- [6] Third Generation Partnership Project, "RLC Protocol Specifications (3G Ts 25.322:)", 1999.
- [7] Y. Bai, A. Ogielski and G. Wu, "Interactions of TCP and Radio Link ARQ Protocol", *Proc. of VTC'99 fall*, September 1999.
- [8] Y. Bai, A. Ogielski and G. Wu, "TCP over IS-707", *PIMRC'99*, 1999.
- [9] A. Chockalingam and G. Bao, "Performance of TCP/RLP Protocol Stack on Correlated Fading DS-CDMA Wireless Links", *IEEE Trans. Vehicular Tech.*, Vol. 49, no. 1 pp. 28-33, January, 2000.

- [10] Y. Bai, J. Lai, A. Ogielski and G. Wu, "Iterations between TCP and RLP in Wireless internet", Globecom 1999.
- [11] I. Vukovic, J. Pettinger and J. Harris, "Modelling RF Impact on TCP/RLP in IS-95B", Motorola Inc., 2001
- [12] T. B. da Nóbrega, "Eficiencia dos Protocolos TCP/RLP sobre Sistemas sem Fio WCDMA usando Arranjo Lineares de Antenas", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2002.
- [13] E. Paz da Silva, "Cálculo da probabilidade de erro média de bit de sistemas CDMA em canais seletivos em frequência", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2000.
- [14] C. de Almeida and R. Hoefel, "On the Interference of Cellular CDMA Systems", *International Telecomm. Symposium*, Brasil, 1998.
- [15] N. Kong and L. Milstein, "Error Probability of Multicell CDMA over Frequency-Selective Fading Channels with Power Control Error", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 47, pp. 608-617, April, 1999.
- [16] C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding. Turbo codes," in *Proc. IEEE Int. Conf. Communications*, pp. 1064-1070, May 1993.
- [17] 3GPP2 C.S0002-B, Physical Layer Standard for cdma2000 Spread Spectrum Systems Release B, April 19, 2002.
- [18] European Telecommunications Standards Institute, Universal mobile telecommunications system (UMTS): Multiplexing and channel coding (FDD), *3GPP TS 125.212 version 3.4.0*, pp. 14-20, September 23, 2000.
- [19] W. Jakes, *Microwave mobile communications*, New York, NY: Wiley, 1974.
- [20] J. Proakis, *Digital Communications*, McGraw-Hill, 3rd Ed., 1994.
- [21] L. Lee, AR. Hammons, F. Sun, and M. Eroz, "Application and Standardization of Turbo Codes in Third-Generation High-Speed Wireless Data Service," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 49 no. 6, pp. 2198-2207, November 2000.

- 
- [22] P. Elias, "Coding for noisy channels," *IRE Conv. Rec.* pt. 4, pp. 37-46, 1995.
- [23] L. Perez, J. Seghers and D. Costello, "A Distance Spectrum Interpretation of Turbo Codes," *IEEE Trans. Theory*, vol.42, no.6 ,pp. 1698-1709, November 1996.
- [24] M. Eroz and A. Hammons Jr., "On the desing of prunable interleavers for turbo codes," in *Proc. VTC'99*, Houston, TX, May 16-19, 1999.
- [25] S. Benedetto and G. Montorsi, "Unveiling turbo-codes: Some results on parallel concatenated coding schemes," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 42 ,pp. 409-429, March 1996.
- [26] S. Benedetto, R. Garello and G. Montorsi, "A Search for Good Convolutional Codes to be Used in the Construction of Turbo Codes," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 46, no. 9, pp. 1101-1105, September 1998.
- [27] S. Benedetto and G. Montorsi, "Design of parallel concatenated convolutional codes," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 44, pp. 591-600, May 1996.
- [28] D. Rowitch, "Convolutional and turbo coded multicarrier direct sequence CDMA, and applications of turbo codes to hybrid ARQ communication system," Ph.D. dissertation, Univ. California San Diego, La Jolla, CA, June 1998.
- [29] L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek and J. Raviv, "Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol.20, pp. 284-287, March 1974.
- [30] E. Hall, S. Wilson, "Design and Analysis of Turbo Codes Rayleigh Fading Channels," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 16 no. 2, pp. 160-174, February 1998.
- [31] W. Stevens, *TCP/IP Illustrated, Volume 1 - The Protocols*. Addison Wesley. 1994.
- [32] J. Conan, "The Weight Spectra of some Short Low-Rate Convolutional Codes", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 32, pp. 1050-1053, September 1984.
- [33] D. Divsalar, S. Dolinar and F. Pollara, "Transfer Funtions Bounds on the Performance of Turbo," *TDA Progress Report*, pp. 42-122, August 1995.

- [34] D. Divsalar and R. McEliece, "Effective free distance of turbo codes," *Electron. Lett.*, vol. 32, no. 5, February 1996.
- [35] A. Viterbi, "Convolutional Codes and Their Performance in Communication Systems," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 19, pp. 751-772, October 1971.
- [36] V. Jacobson "Compressing TCP/IP Headers for Low Speed Serial Links", *IETF RFC 1144*, February 1990.