



UNIVERSIDADE  
ESTADUAL DE LONDRINA

---

WAGNER OKANO

**CONFIABILIDADE DE CANAL E DECODIFICAÇÃO  
EFICIENTE EM SISTEMAS DS/CDMA COM CODIFICAÇÃO  
TURBO E CONVOLUCIONAL**

---

Londrina  
2009

WAGNER OKANO

**CONFIABILIDADE DE CANAL E DECODIFICAÇÃO  
EFICIENTE EM SISTEMAS DS/CDMA COM CODIFICAÇÃO  
TURBO E CONVOLUCIONAL**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação, em Engenharia Elétrica da Universidade Estadual de Londrina, com o requisito parcial à obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área: Modelagem e Simulação de Sistemas de Telecomunicações.

Orientador: Prof. Dr. Taufik Abrão

Londrina  
2009

**Catálogo elaborado pela Divisão de Processos Técnicos da Biblioteca Central da  
Universidade Estadual de Londrina.**

**Dados Internacionais de Catalogação-na-Publicação (CIP)**

O41c Okano, Wagner.  
Confiabilidade de canal e decondição eficiente em sistemas DS/ CDMA  
com codificação turbo e convolucional/ Wagner Okano. – Londrina, 2009.  
140 f.: il.

Orientador: Abrão, Taufik.  
Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) - Universidade Estadual de  
Londrina, Centro de Tecnologia e Urbanismo, Programa de Pós-Graduação em  
Engenharia Elétrica, 2009.  
Inclui bibliografia

1. Telefonia celular – Sistemas eletrônicos – Teses. 2. Telecomunicações –  
Teses. 3. CDMA (Telecomunicação) – Teses. I. Abrão, Taufik. II. Universidade  
Estadual de Londrina. Centro de Tecnologia e Urbanismo. Programa de Pós-  
Graduação em Engenharia Elétrica. III. Título.

CDU 621.395

WAGNER OKANO

**CONFIABILIDADE DE CANAL E DECODIFICAÇÃO EFICIENTE  
EM SISTEMAS DS/CDMA COM CODIFICAÇÃO TURBO E  
CONVOLUCIONAL**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação, em Engenharia Elétrica da Universidade Estadual de Londrina, com o requisito parcial à obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área: Modelagem e Simulação de Sistemas de Telecomunicações.

**BANCA EXAMINADORA**

---

Orientador. Prof. Dr. Taufik Abrão  
Universidade Estadual de Londrina – UEL

---

Prof. Dr. Paul J. E. Jeszensky  
Universidade de São Paulo – USP

---

Prof. Dr. Fábio Renan Durand  
Universidade Norte do Paraná – UNOPAR

---

Prof. Dr. Jose Carlos Pizolato Junior  
Universidade Estadual de Londrina – UEL

Londrina, 20 de maio de 2009.

*"Never discard information prematurely  
that may be useful in making a decision until  
after all decisions related to that information  
have been completed. "*

(Andrew Viterbi)

# Agradecimentos

Meus sinceros agradecimentos ao meu orientador, Prof. Dr. Taufik Abrão, por sua paciência, capacidade e dedicação no trabalho de orientação, pela motivação, seu constante apoio e incentivo para a realização desta dissertação.

Ao amigo e Prof. Fernando Ciriaco pela paciência, por seu conhecimento compartilhado, horas dedicadas as discussões e estímulos constantes que muito contribuíram para a realização deste trabalho.

Gostaria ainda de agradecer aos professores do Departamento de Engenharia Elétrica e de Computação e aos colegas do Laboratório de Telecomunicações da Universidade Estadual de Londrina (UEL).

Ao meus familiares, pelo constante incentivo e apoio.

Aos meus amigos, Ailton, Marilza, Isa Gabriella, Leonardo e Guilherme pelo incentivo, apoio e compreensão.

Agradecimentos à Sercomtel Celular S.A, Londrina, PR, pelo apoio.

Aos colegas de trabalho da Sercomtel das áreas de: Engenharia e Planejamento, Gerencia de Redes e Implantação e Manutenção.

A todos aqueles que direta ou indiretamente, colaboraram para a execução deste trabalho.

OKANO, Wagner José. **Confiabilidade de canal e decodificação eficiente em sistemas DS/CDMA com codificação turbo e convolucional.** 2009. 140 f. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) – Universidade Estadual de Londrina, Londrina, 2009.

## RESUMO

Este trabalho analisa dois aspectos associados aos sistemas DS/CDMA (direct sequence - code division multiple access) com codificação turbo (Turbo-DS/CDMA): a determinação do fator de confiabilidade de canal, sob diversas condições de operação do sistema, e a obtenção de estruturas de detecção com reduzida complexidade de implementação e desempenho otimizado. São analisadas estratégias de codificação turbo e convolucional aplicadas ao problema da detecção uniusuário (SuD – single-user detection) e multiusuário (MuD – multiuser detection) em sistemas de múltiplo acesso DS/CDMA considerando canais de multipercurso com desvanecimento lento e seletivo em frequência. Propõe-se uma nova abordagem para a determinação da confiabilidade do canal DS/CDMA, obtida a partir dos resultados de desempenho de simulação Monte Carlo (MCS). Para a região de alta relação sinal-ruído (SNR – signal-noise ratio), comparações com resultados da literatura indicaram superioridade de desempenho utilizando a metodologia proposta, enquanto se manteve a similaridade de desempenho em relação aos resultados relatados na literatura para as regiões de baixa e média SNRs. Sugere-se ainda a utilização de técnicas heurísticas na obtenção de estruturas de detecção com codificação convolucional de reduzida complexidade em relação ao detector convolucional DS/CDMA convencional. Além disso, propõe-se uma ampla análise do compromisso complexidade/requisito de memória versus desempenho em receptores Turbo-DS/CDMA, considerando decodificadores turbo (no contexto do padrão CDMA2000) e de Viterbi (no contexto do padrão IS-95) convencionais, além dos heurísticos, na tentativa de corroborar a eficiência da abordagem proposta.

**Palavras-chave:** Telefonia celular - sistemas eletrônicos. Telecomunicações. CDMA (Telecomunicação).

OKANO, Wagner José. **Confiabilidade de canal e decodificação eficiente em sistemas DS/CDMA com codificação turbo e convolucional.** 2009. 140 p. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica) – Universidade Estadual de Londrina, Londrina, 2009.

### ABSTRACT

This work analyzes two aspects associated to the multiple access systems direct sequence-code division multiple access system with turbo coding (Turbo-DS/CDMA): the determination of the reliability factor of the channel, under various conditions of operation of the system, and the obtain then of structures of detection with reduced complexity of implementation and optimized performance. Strategies are analyzed about turbo and convolutional codes applied to the single-user detection (SuD) problem and multiuser detection (MuD) in DS/CDMA considering multipath slow Rayleigh channels. It proposes a new approach for the determination of the channel reliability of DS/CDMA, obtained via Monte Carlo simulation (MCS) performance results. For the region of high signal to noise ratio (SNR), the comparison with results showed literature superior performance using the proposed methodology, while it remained the similar performance in relation those described in the literature for the regions of low and medium SNRs. Furthermore, we suggest the use of heuristic techniques in order to obtain low complexity convolutional decoding regarding to conventional convolutional DS/CDMA decoding. Moreover, a comprehensive analysis for performance versus memory requirement of Turbo-DS/CDMA receivers was carried out, considering turbo (CDMA2000 standard) and conventional Viterbi (IS-95 standard) decoders, and heuristic as well in convolutional decoding context, attempting to corroborate the efficiency of the proposed approaches.

**Keywords:** Telephone mobile. CDMA (telecommunication).

# Lista de Figuras

<b>Figura 1.1</b> – Possível classificação para abordagens heurísticas.....	26
<b>Figura 2.1</b> – Diagrama em treliça do codificador taxa 1/2 no instante de tempo $i$ , com seus quatro estados possíveis $S = \{0,1, 2, 3\}$ .....	35
<b>Figura 2.2</b> – Trecho de treliça entre os instantes $i - 1$ e $i$ .....	37
<b>Figura 2.3</b> – Codificador turbo.....	43
<b>Figura 2.4</b> – Diagrama de Blocos Simplificado de um Decodificador Turbo.....	44
<b>Figura 3.1</b> – Comportamento da medida da confiabilidade do canal otimizado ( $\tilde{L}_c$ ) em função de $\bar{\gamma}$ e $Q$ . a) obtido a partir da Tabela 3.1 e equação (2.15); b) analiticamente, a partir da equação sigmoide geral proposta (3.2).....	49
<b>Figura 3.2</b> – Comportamento para a medida da confiabilidade otimizada, das equações (3.2) x (3.1), para diferentes carregamentos e SNR. Canal Rayleigh plano. a) $K=1, 5, 10$ ; b) $K=15, 20, 31$ .....	51
<b>Figura 3.3</b> – $L_c$ predição baseada na equação (3.3) e adotando $\Psi = 0, 8862$ . a) sem limitação; b) mesma predição, limitada para $L_c^{\max} = 17$ .....	52
<b>Figura 3.4</b> – Predição de $L_c$ baseada na equação (2.15) e adotando $\Psi = 0,8862$ . a) sem limitação. b) Mesma predição, limitada em $L_c^{\max} = 17$ .....	53
<b>Figura 3.5</b> – Comparação dos desempenhos BER da equação sigmóide proposta (a) x equação literatura (b) x equação SINR (c) para $R_c = 1/3$ .....	54
<b>Figura 4.1</b> – (a) Modelo de transmissão; (b) recepção do sistema.....	56
<b>Figura 5.1</b> – Desempenho para decodificação turbo em cenário 2 e $N_{iter} = 5$ .....	67
<b>Figura 5.2</b> – Desempenho para o decodificador de Viterbi em cenário 2.....	68
<b>Figura 5.3</b> – Desempenho para decodificação turbo e Viterbi considerando carregamento do sistema 5 para diferentes cenários.....	69
<b>Figura 5.4</b> – Desempenho para decodificação turbo e Viterbi considerando carregamento do sistemas 4 para diferentes cenários.....	70
<b>Figura 5.5</b> – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com $L = 1, 2, 3, 4$ e $5$ percursos, $K = 10$ e $R_c = 1/3$ . 50.....	73
<b>Figura 5.6</b> – Comparação do desempenho BER considerando $R_c = 1/3$ e: (a) equação sigmóide proposta; (b) equação literatura; (c) equação SINR.....	74

<b>Figura 5.7</b> – Desempenho BER $\times \bar{\gamma}$ para baixo ( $K = 1$ ) e médio-alto ( $K = 20$ ) carregamento do sistema para a equação sigmóide (3.2) versus (3.1) com específico $Q$ .....	75
<b>Figura 5.8</b> – Desempenho MCS considerando a proposta equação sigmóide sob canal Rayleigh seletivo ( $L = 2$ percursos) e carregamento distinto. Taxa de codificação: a) $R = 1/2$ ; b) $R = 1/4$ .....	76
<b>Figura 5.9</b> – Desempenho MCS em função do carregamento do sistema considerando: a) $\bar{\gamma} = 8$ e 12 dB, $L = 2$ percursos e três taxas de codificação. b) caminhos distintos ( $L = 1, 2$ e 3 percursos) para a diversidade $\bar{\gamma} = 8$ e 12 dB. $R_c = 1/3$ .....	77
<b>Figura 5.10</b> – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com $L = 1, 2, 3, 4$ e 5 percursos, $K = 20$ e $R_c = 1/3$ . 55.....	78
<b>Figura 5.11</b> – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com $L = 1, 2, 3, 4$ e 5 percursos, $K = 31$ e $R_c = 1/3$ . 55.....	79
<b>Figura 5.12</b> – Número de percursos sobreviventes na decodificação suave ( <i>soft</i> ) ou rígida ( <i>hard</i> ) de Viterbi.....	82
<b>Figura 5.13</b> – Número de bits de quantização para a decodificação suave de Viterbi.....	83
<b>Figura 5.14</b> – Desempenho para a decodificação suave de Viterbi para canais Rayleigh plano sem utilização de técnicas heurísticas.....	84
<b>Figura 5.15</b> – Desempenho para a decodificação suave de Viterbi para canais Rayleigh plano utilizando algoritmo <i>I-opt</i> LS.....	85
<b>Figura 5.16</b> – Desempenho em função do carregamento para $\bar{\gamma} = 8$ dB.....	86
<b>Figura 5.17</b> – Comparação dos desempenhos das decodificações <i>soft</i> e <i>hard</i> de Viterbi em canais Rayleigh plano com e sem o uso do <i>I-opt</i> LS.....	87
<b>Figura 5.18</b> – Comparação dos desempenho para a decodificação <i>soft</i> de Viterbi para canais Rayleigh plano das técnicas max-app-ACO e <i>I-opt</i> LS.....	88
<b>Figura 6.1</b> – Complexidade em termos do número de transições na treliça por bit de informação.....	90
<b>Figura 6.2</b> – Requisito de memória em termos do número de estados da treliça por bloco codificado.....	91
<b>Figura 6.3</b> – Acréscimo percentual na complexidade computacional e no requisito de memória com a utilização da técnica <i>I-opt</i> LS na decodificação.....	93
<b>Figura A.1</b> – Operadores genéticos: a) mutação b) <i>crossover</i> .....	110

<b>Figura C.1</b> – (a) Inicialização dos parâmetros do sistema e finalização da simulação com obtenção de gráficos de desempenho em termos de BER; (b) Geração, transmissão e recepção de dados; (c) Estratégia Monte-Carlo de parada e (d) "Medidor" de BER .....	118
<b>Figura C.2</b> – Intervalos de confiança sobre a BER quando o valor observado for igual a $P_e = 10^{-v}$ .....	119
<b>Figura D.1</b> – Codificador convolucional binário de taxa 1/3 .....	123
<b>Figura D.2</b> – Codificador convolucional binário de taxa 1/2 .....	125
<b>Figura D.3</b> – Codificador convolucional binário de taxa 1/4 .....	126
<b>Figura D.4</b> – Codificador turbo de taxa $1/n$ .....	127
<b>Figura D.5</b> – a. Codificador convolucional com taxa de codificação de 1/2 e $K = 3$ ; b. Representação do diagrama de estados do codificador convolucional .....	133
<b>Figura D.6</b> – Representação por diagrama de treliça para o codificador apresentado na Figura D.5.a .....	134
<b>Figura D.7</b> – Diagrama de treliça com a representação da sequência de dados recebidos .....	137
<b>Figura D.8</b> – Representação do percurso de menor métrica acumulada sobre o diagrama de treliça .....	138

# Lista de Tabelas

<b>Tabela 3.1</b> – Fator de desvanecimento otimizado $\Psi$ para uma ampla faixa de $Q$ , baixa SNR e $R_c = 1/3$ (Figura 3.1.a) .....	48
<b>Tabela 3.2</b> – Coeficientes para as equações sigmóides otimizadas.....	50
<b>Tabela 5.1</b> – Principais parâmetros do sistema no comparativo da codificação convolucional (CC) com a codificação turbo (TC).....	65
<b>Tabela 5.2</b> – Polinômios da codificação convolucional .....	66
<b>Tabela 5.3</b> – Polinômios para codificação turbo em octal.....	66
<b>Tabela 5.4</b> – Parâmetros dos algoritmos de Viterbi e Turbo .....	67
<b>Tabela 5.5</b> – Perfil de potência adotado (exponencial decrescente) para os canais Rayleigh multipercursos .....	72
<b>Tabela 5.6</b> – Principais parâmetros do sistema DS/CDMA com codificação convolucional e decodificação multiusuário baseado em busca local 1 — <i>opt</i> LS.....	81
<b>Tabela 6.1</b> – Caracterização da complexidade ( $\mathcal{O}$ ) e do requisito de memória ( <i>Mem</i> ) dos diferentes decodificadores de canal.....	92
<b>Tabela D.1</b> – Polinômios geradores em octal para a codificação turbo.....	129
<b>Tabela D.2</b> – Padrão de puncionamento para um período de bits de dados do CDMA2000 para as taxas de código, $R_c$ , de $\frac{1}{2}$ , $\frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ .....	131
<b>Tabela D.3</b> – Padrão de puncionamento dos símbolos de cauda do CDMA2000 para as taxas de código, $R_c$ , de $\frac{1}{2}$ , $\frac{1}{3}$ e $\frac{1}{4}$ .....	131

# Notações

$a, \mu, A$	Letra em itálico: trata-se de um escalar
$\hat{a}$	Valor estimado de uma dada variável $a$
$diag(a_1, \dots, a_k)$	Matriz diagonal com elementos $a_1, \dots, a_k$
$\{\cdot\}^T$	Operador matriz transposta
$\{\cdot\}^H$	Operador hermitiano transposto
$\{\cdot\}^{-1}$	Operador matriz inversa
$\lceil \cdot \rceil$	Operador que retorna o maior inteiro
$ \cdot $	Operador valor absoluto
$\mathbb{E}[\cdot]$	Operador variância estatística
$sign[\cdot]$	Operador sinal do argumento
$min[\cdot]$	Valor mínimo assumido pelo argumento
$max[\cdot]$	Valor máximo assumido pelo argumento
$\mathcal{O}(\cdot)$	Complexidade de um algoritmo, proporcional ao argumento
$x(t)$	Variável $x$ de tempo contínuo
$\forall$	Para todo
$\in$	Pertence ao conjunto
$\triangleq$	Por definição
@	Dado que

Palavras em *itálico* são empregadas para identificar termos de língua inglesa não traduzidos.

# Lista de Símbolos

$\mathbf{a}$	matriz diagonal das amplitudes recebidas
$A_1$	variável da equação sigmóide de Boltzmann
$A_2$	variável da equação sigmóide de Boltzmann
$\mathbf{b}^{(i)}$	vetor de bits de informação com modulação BPSK
$b_k^{(i)}$	bit de informação à entrada do codificador
$BER_{SUB}$	desempenho BER para o limite analítico quando não há codificação e nem MAI no sistema, considerando modulação BPSK, canal Rayleigh, receptor Rake com MRC e diversidade $D=L$ , e todos os percursos com valores quadrático médio distintos (PROAKIS, 1998)
$BQ$	número de bits de quantização na decodificação soft de Viterbi
$\mathbf{C}$	matriz das sequências de espalhamento
$\mathbf{c}^{(i)}$	matriz diagonal de ganho de canal
$C_i$	valor relativo à probabilidade condicional $\gamma_i(s', s)$
$c_k(t)$	sinal (pulso retangular) espalhado em seqüência direta
$d, d(E)$	relativo ao polinômio gerador de realimentação dos códigos turbo
$D$	diversidade Rake (número de ramos no receptor)
$d_k$	atraso de propagação
$dx$	variável da equação sigmóide de Boltzmann de $\tilde{L}_c^Q$
$D(\tilde{\mathbf{v}})$	função custo, função de verossimilhança
$E_b$	energia de bit de informação
$E_c$	energia de bit codificado
$f_c$	freqüência da portadora
$f_D$	freqüência Doppler
$G(E)$	polinômios geradores da codificação convolucional e turbo, onde $E$ representa o operador de atraso unitário.
$g_n(E), g_n$	relativo aos polinômios geradores $n= 0, 1, 2, 3$ . Valores dados aqui em octal
$\mathbf{H}$	matriz da estimativa complexa da função de transferência do Canal
$h_k(t)$	Resposta impulsiva do canal
$\mathbf{I}_D$	matriz identidade
$I$	número de bits ( <i>frame</i> ) do usuário
$I_p$	interferência múltiplo acesso

$It$	iteração atual da busca
$K$	relativo a usuários ativos
$L$	número de percursos independentes
$L(b_k^{(i)})$	LLR associada a probabilidade de ocorrência <i>a priori</i>
$L(b_k y_k)$	LLR associada a probabilidade de ocorrência <i>a posteriori</i>
$L_c, \tilde{L}_c$	valor ou medida de confiabilidade do canal (otimizado)
$L_{c_k}$	valor ou medida de confiabilidade do canal para o $k$ -ésimo usuário
$\tilde{L}_c^Q$	equação geral para $\tilde{L}_c$ , baseado na equação sigmóide de Boltzman
$L_e(b_k^{(i)})$	informação extrínseca, é uma estimativa da LLR <i>a priori</i> $L(b_k^{(i)})$
$L_c y_{k,1}^{(i)}$	LLR relacionada com o bit de informação $x_k^{(i)}$
$L_k$	estimativa suave do bit decodificado em termos da LLR
$m$	distância de Hamming no Algoritmo <i>1-opt</i> LS
$Mem$	requisito de alocação de memória
$n$	relativo a taxa de codificação $R_c$
$\mathbf{n}, \tilde{\mathbf{n}}$	relativo ao vetor do ruído AWGN
$N$	ganho de processamento
$N_{iter}$	número de iterações na decodificação turbo
$N_o$	densidade espectral de potência do ruído
$N_r$	potência do ruído no cálculo da SINR
$N_c$	comprimento da seqüência de bits codificados (símbolos)
$N_s$	comprimento da seqüência de bits espalhados ( <i>chip</i> )
$n_s$	duração do intervalo de símbolo de <i>chip</i>
$N_u$	comprimento da seqüência de bits transmitidos do usuário
$\mathcal{O}$	ordem da complexidade computacional
$\mathbf{P}$	representa o entrelaçador de bits
$\mathbf{P}^{-1}$	representa o desentrelaçador de bits
$P_i$	probabilidades no instante $i$
$P_k$	potência do $k$ -ésimo usuário
$P_{norm}$	probabilidade normalizada
$p(\mathbf{r} \tilde{\mathbf{v}}_i, \mathbf{H})$	Função Densidade de Probabilidade do vetor recebido
$p(t)$	formatação de pulso retangular
$P(b_k^{(i)})$	probabilidade de ocorrência <i>a priori</i> do bit de informação $b_k^{(i)}$
$P(s', \mathbf{y}_k^{(<i) })$	probabilidade associada a $\alpha$ , no instante $i - 1$ .
$P(\mathbf{y}_k^{(>i) } s)$	probabilidade associada a $\beta$ , no instante $i + 1$ .
$P(s', s, \mathbf{y}_k)$	probabilidade conjunta de estar no estado $s'$ no instante $i - 1$ , e de estar no estado $s$ no instante corrente $i$ , sendo a seqüência recebida ser $\mathbf{y}_k$
$P(\mathbf{y}_k^{(i)}, s s')$	probabilidade associada a $\gamma$ , no instante $i$ .

$Q$	carregamento do sistema
$Q_R$	número de registradores da codificação convolucional e turbo
$Q_{Su}$	carregamento do sistema, para $K = 1$ e $N = 31$ .
$Q_L$	carregamento do sistema, para $K = 5$ e $N = 31$ .
$Q_{Lm}$	carregamento do sistema, para $K = 10$ e $N = 31$ .
$Q_M$	carregamento do sistema, para $K = 15$ e $N = 31$ .
$Q_{Mh}$	carregamento do sistema, para $K = 20$ e $N = 31$ .
$Q_H$	carregamento do sistema, para $K = 31$ e $N = 31$ .
$\mathbf{r}$	vetor do sinal que chega ao receptor
$R_0$	transições entre os estados $s'$ e $s$ originados por um bit $b_k^{(i)} = -1$
$R_1$	transições entre os estados $s'$ e $s$ originados por um bit $b_k^{(i)} = +1$
$R_b$	taxa de bits
$R_c$	taxa de codificação
$\mathbf{R}_n$	matriz de covariância de dimensão $(N_s \times N_s)$
$r(t), r_{n_s}$	sinal recebido
$S_i, s$	estado atual da treliça, instante $i$
$S_{i-1}, s'$	estado anterior da treliça, instante $i - 1$
$s_k(t)$	seqüência de espalhamento no intervalo $[0, T_b)$
$\mathbf{s}(t)$	matriz de seqüências de espalhamento do sinal recebido em banda base
$\mathbf{s}_k$	sinal modulado a partir do $k$ -ésimo da antena de transmissão
$\underline{\mathbf{s}}_{k,n}$	$n$ -ésimo <i>chip</i> da seqüência de comprimento $N$ utilizada pelo $k$ -ésimo usuário
$T_b$	duração ou período de bit de informação codificado
$T_c$	duração ou período de <i>chip</i>
$t_{blen}$	número de percursos sobreviventes na decodificação de Viterbi
$u_k[i]$	bits de informação do $k$ th usuário do $i$ -ésimo símbolo
$\mathbf{v}$	vetor de bits codificados transmitidos
$\mathcal{V}_b$	sub-espacos de busca dos vetores-candidatos $\tilde{\mathbf{v}}$ do bit $b$
$\tilde{\mathbf{v}}_i$	vetor da estimativa dos bits recebido
$v'_k[i]$	seqüência codificada do $k$ th usuário do $i$ -ésimo símbolo
$v_k[i]$	seqüência codificada e entrelaçada do $k$ th usuário do $i$ -ésimo símbolo
$\tilde{\mathbf{v}}_{MFB}$	vetor dos bits recebido estimado inicial do algoritmo <i>1-opt</i> LS
$\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[1]$	melhor estimativa inicial do vetor dos bits recebido do <i>1-opt</i> LS
$\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it]$	melhor estimativa para o vetor dos bits recebido do <i>1-opt</i> LS na iteração $it$
$\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it + 1]$	melhor estimativa para o vetor dos bits recebido do <i>1-opt</i> LS

	na iteração $it + 1$
$\tilde{\mathbf{V}}^{\text{teste}}[it]$	vizinhança com distância de Hamming unitária de $\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it]$
$\tilde{\mathbf{v}}^i[it]$	vetor dos bits recebido com melhor estimativa
$\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it + 1]$	vetor a ser atualizado como o de melhor estimativa dos bits recebidos para a iteração $[it + 1]$
$\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}$	vetor final com a melhor estimativa dos bits recebidos para $\tilde{\mathbf{v}}$
$v_{\text{max}}$	velocidade máxima de deslocamento do móvel
$x_0$	variável da equação sigmóide de Boltzmann de $\tilde{L}_c^Q$
$x_k^{(i)}$	$i$ -ésimo símbolo BPSK codificado
$x_{k,l}^{(i)}$	representa o bit $l$ no instante $i$ na saída do codificador
$\mathbf{y}$	vetor de saída do filtro casado
$\mathbf{y}_k^{(i)}$	vetor recebido no decodificador no instante $i$
$\mathbf{y}_k^{(<i)}$	vetor $\mathbf{y}_k$ representando o passado do instante $i$
$\mathbf{y}_k^{(=i)}$	vetor $\mathbf{y}_k$ representando o presente do instante $i$
$\mathbf{y}_k^{(>i)}$	vetor $\mathbf{y}_k$ representando o futuro do instante $i$
$\mathbf{y}_k$	vetor da seqüência codificada que chega ao decodificador
$y_{k,l}^{(i)}$	representa o bit $l$ no instante $i$ na entrada do decodificador
$z_k(t)$	signal transmitido pelo $k$ -ésimo usuário em um sistema com $K$ usuários assíncronos ativos
$\alpha$	probabilidade associada ao passado da seqüência $\mathbf{y}_k$
$\beta$	probabilidade associada ao futuro da seqüência $\mathbf{y}_k$
$\Delta_{k,\ell}$	atraso do $\ell$ -ésimo percurso
$\eta(t)$	ruído AWGN
$\gamma, (\bar{\gamma})$	relação sinal-ruído (média) na entrada do receptor
$\gamma$	probabilidade associada ao presente da seqüência $\mathbf{y}_k$
$\bar{\gamma}_\ell$	valor médio quadrático do $\ell$ -ésimo sinal recebido
$\gamma_i(s', s)$	probabilidade condicional de receber o símbolo $\mathbf{y}_k^{(i)}$ no instante $i$ e o estado atual ser $s$ , dado que o estado anterior foi $S_{i-1} = s'$ .
$\phi_k$	ângulo de fase introduzido no processo de modulação da portadora
$\lambda_c$	comprimento de onda da frequência da portadora
$\omega_c$	freqüência angular da portadora
$\tau_{k,\ell}$	relacionado ao atraso
$\Psi, (\tilde{\Psi})$	amplitude ou fator de desvanecimento do canal (otimizado)
$\Psi_{k,\ell}^{(i)}$	representa o desvanecimento de pequena escala com envoltória seguindo uma distribuição Rayleigh
$\mathbb{E}[\Psi_{k,1}^\ell]$	perfil atraso-potência do $\ell$ -ésimo sinal recebido
$\sigma_n^2$	variância do ruído AWGN

# Sumário

<b>1 INTRODUÇÃO</b> .....	19
1.1 ESPALHAMENTO ESPECTRAL .....	19
1.2 A TECNOLOGIA CDMA .....	21
1.3 CODIFICAÇÃO E DECODIFICAÇÃO DO CANAL .....	22
1.4 HEURÍSTICAS APLICÁVEIS AOS SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO .....	24
1.5 MOTIVAÇÃO .....	27
1.6 PROPOSTA .....	29
1.7 DESCRIÇÃO DO CONTEÚDO .....	30
1.8 RESUMO DAS PUBLICAÇÕES .....	31
<b>2 MODELO DE SISTEMA DS/CDMA</b> .....	32
2.1 DECODIFICADORES TURBO E VITERBI .....	33
2.1.1 Algoritmo BCJR .....	33
2.1.2 Cálculo da LLR <i>a posteriori</i> ( $L(b_k^{(i)}   y_k)$ ) .....	36
2.1.3 Cálculo da Probabilidade Conjunta ( $P(s', s, y_k)$ ) .....	38
2.1.4 Medida da Confiabilidade do Canal .....	39
2.1.5 Decodificação Turbo .....	42
<b>3 MEDIDA DA CONFIABILIDADE DO CANAL: NOVA ABORDAGEM</b> .....	46
3.1 EFEITO DO CARREGAMENTO DO SISTEMA, $Q$ .....	48
3.2 COEFICIENTES DAS EQUAÇÕES SIGMÓIDES .....	49
3.3 NOVA ABORDAGEM PARA A EQUAÇÃO $L_C$ .....	50
3.4 MÉTRICA CONVENCIONAL - CÁLCULO DA RELAÇÃO SINAL RUÍDO MAIS INTERFERÊNCIA (SINR) .....	51
3.5 COMPARATIVO DO DESEMPENHO PARA OS TRÊS METODOS DE CÁLCULO PARA $L_C$ .....	53
<b>4 HEURÍSTICAS NA DECODIFICAÇÃO ITERATIVA DE REDUZIDA COMPLEXIDADE</b> .....	55
4.1 INTRODUÇÃO .....	55
4.2 MODELO DO SISTEMA .....	56

4.3 O PROBLEMA DA DECODIFICAÇÃO ML: SOLUÇÕES SUB-ÓTIMAS .....	60
4.4 ALGORITMO HEURÍSTICO .....	62
4.4.1 Algoritmo de Busca Local <i>1-opt</i> LS.....	62
<b>5 RESULTADOS NUMÉRICOS .....</b>	<b>64</b>
5.1 CODIFICAÇÃO CONVOLUCIONAL <i>VERSUS</i> TURBO.....	64
5.2 DESEMPENHO BER DA CODIFICAÇÃO TURBO UTILIZANDO A NOVA ABORDAGEM PARA $L_C$ .....	71
5.3 DECODIFICAÇÃO DE VITERBI ASSOCIADO AO USO DA TÉCNICA DE BUSCA LOCAL .....	79
<b>6 COMPLEXIDADE COMPUTACIONAL .....</b>	<b>89</b>
6.1 COMPLEXIDADE DO DECODIFICADOR TURBO E DE VITERBI .....	89
6.1.1 Complexidade Computacional ( $\mathcal{O}$ ) .....	89
6.1.2 Requisito de Memória ( <i>Mem</i> ) .....	90
6.2 COMPLEXIDADE DO DECODIFICADOR CONVOLUCIONAL <i>1-OPT</i> LS.....	93
<b>7 PRINCIPAIS CONCLUSÕES .....</b>	<b>95</b>
7.1 TRABALHOS FUTUROS .....	96
<b>REFERÊNCIAS .....</b>	<b>98</b>
<b>ANEXOS.....</b>	<b>108</b>
ANEXO A – Algoritmos Heurísticos.....	109
A.1 Algoritmo Genético (GA).....	109
A.2 Otimização por Nuvem de Partículas (PSO).....	110
A.3 Recozimento Simulado (SA).....	111
A.4 Busca Tabu de Termo Curto (STTS).....	111
A.5 Busca Tabu Reativa (RTS).....	112
A.6 Busca Local (LS).....	112
A.6.1 Busca Local 1-opt.....	113
A.6.2 Busca Local $k$ —Ótimo .....	114
ANEXO B – Determinação de $\gamma_i(s', s)$ .....	115

ANEXO C – Metodo de Simulação Monte Carlo.....	118
ANEXO D – Códigos Convolucionais e Turbo .....	120
D.1 Codificador Convolutional de taxa 1/3 .....	123
D.2 Codificador Convolutional de taxa 1/2 .....	125
D.3 Codificador Convolutional de taxa 1/4.....	126
D.4 Codificador turbo de taxa $1/n$ .....	127
D.5 Exem plo da Decodificação de Viterbi.....	132

## 1 INTRODUÇÃO

Os sistemas de comunicação estão em constante evolução e, cada vez mais, são variados os serviços de telecomunicações oferecidos somados à tecnologia utilizada. Os sistemas de acesso sem fio, devido à popularização dos sistemas de telefonia celular, são o destaque da era tecnológica. Com a elevada demanda para os serviços de telecomunicações, novas modalidades de serviços têm surgido devido às necessidades da sociedade atual.

O desenvolvimento de serviços de comunicação de dados, tais como, multimídia, e-mail, comércio eletrônico, etc., cria um novo cenário para as comunicações sem fio e, desta maneira, justifica a razão do esforço para prover avanços que os tornem cada dia mais atrativos economicamente e tecnologicamente mais versáteis.

O maior desafio dos sistemas sem fio está em prover altas taxas de transmissão, com um grande número de usuários presentes no sistema. Assim, o estudo dos sistemas de comunicações sem fio passa pela análise do ambiente de propagação. A principal característica destes canais é sua variabilidade no tempo, devido à mobilidade dos usuários e dos objetos que os cercam. Somados ao fato de que a presença de espalhadores causa na recepção múltiplas réplicas do sinal transmitido, provocando o aparecimento de interferência intersimbólica (ISI - *Intersymbol Interference*). Dessa forma, as técnicas que possam incrementar a eficiência espectral e melhorar o desempenho de tais sistemas são de grande interesse no estudo das telecomunicações sem fio.

A consolidação dos sistemas de comunicação móvel de terceira geração, 3G, tem pela frente o grande desafio de oferecer aos usuários finais terminais de baixo custo e, simultaneamente, disponibilizar uma grande variedade de serviços multimídia. Por isso, é necessário existir sistemas de comunicação de alta capacidade.

### 1.1 ESPALHAMENTO ESPECTRAL

Dentro deste cenário, destaca-se a técnica de comunicação por espalhamento espectral (SS - *Spread Spectrum*) (PETERSON; ZIEMER; BORTH, 1995) que, até meados da década de 80, esteve restrita às aplicações militares e obteve sua consolidação tecnológica por meio dos sistemas de comunicação móveis celulares de segunda (2G) e terceira geração

(3G), padrão IS-95 e W-CDMA/CDMA2000, respectivamente. Em 1989, os militares americanos liberaram a tecnologia SS para aplicações comerciais.

A primeira empresa a considerar a possibilidade de uso desta tecnologia para a telefonia celular foi a Qualcomm, que em 1990, 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. Lucent, Motorola, Nec, Sansunge muitas outras empresas multinacionais investem enormes recursos humanos e financeiros nessa tecnologia. Atualmente ela esta sendo usada comercialmente praticamente em todos os países do globo (CIRÍACO, 2006).

As técnicas de espalhamento espectral são assim denominadas, porque a largura de faixa empregada e muito maior que a largura de faixa necessária para transmitir a informação, em que todos os usuários compartilhem simultaneamente o mesmo espectro de frequência.

O sinal de informação, do usuário, é multiplicado por uma sequência de espalhamento única e que independente do sinal de informação, diferencia-se das demais sequências. Dessa maneira, o sinal transmitido ocupa uma banda muito superior a mínima necessária.

Na recepção, este mesmo código e utilizado para desespalhar o sinal, sendo possível resgatar o sinal original, multiplicando o sinal recebido pela mesma sequência utilizada no transmissor, e assim, recuperar sua banda original.

Os principais esquemas de implementação da técnica de espalhamento espectral são:

- o espalhamento espectral de sequência direta (DS - *Direct Sequence*), na qual uma portadora modulada em fase por um sinal digital e modulada uma segunda vez por uma sequência binaria pseudo-aleatória;
- o espalhamento espectral com salto em frequência (FH - *Frequency Hopping*), na qual a sequência pseudo-aleatória (código de espalhamento) alimenta o sintetizador de frequências que gera a portadora do sinal a ser transmitido, fazendo com que esta varie aleatoriamente dentro da banda de espalhamento.

A técnica de espalhamento espectral tem como características:

1. Rejeição a interferência, as transmissões provenientes de outras fontes 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;
2. 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 espectral;
3. 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 sequências diferentes;
4. Resistência aos efeitos dos sinais de múltiplos percursos, ainda que possuam o mesmo código, estarão defasados em tempo, e conseqüentemente são descorrelacionados.

## 1.2 A TECNOLOGIA CDMA

O CDMA é uma técnica de acesso digital baseada no espalhamento espectral dos sinais, ou seja, é um sistema em que todos os usuários transmitem informações no mesmo intervalo de tempo e compartilham simultaneamente o mesmo espectro de frequência.

A tecnologia amplamente utilizada em comunicação sem fio baseada no conceito de espalhamento espectral é a DS/CDMA (*Direct Sequence CDMA*). Nessa técnica o sinal digital é multiplicado por uma sequência binária de espalhamento. Essa sequência de espalhamento tem uma taxa de transmissão muito maior que a taxa do sinal digital, ou seja, a duração,  $T_c$ , de um pulso desta sequência, denominado *chip*, é muito menor que a duração,  $T_b$ , de um pulso do sinal a ser modulado. Assim, pode-se definir o ganho de processamento como  $N = \frac{T_b}{T_c}$ . A sequência de código de espalhamento utilizado pelo sistema deverá ser de conhecimento no receptor, para que este recupere o sinal original, proporcionando assim a detecção com uma determinada imunidade à interferência.

As principais vantagens desta tecnologia são:

- baixo consumo de energia;
- alto grau de segurança/privacidade na transmissão;

- facilidade de obtenção de *soft handover*;<sup>1</sup>
- rejeição a interferência de banda estreita;
- possibilidade de exploração da diversidade multipercurso.

Nesse sistema, quando o sinal for recebido e detectado por um banco de filtros casados (MFB - *Matched Filter Bank*), será denominado receptor convencional. Este tipo de receptor é incapaz de recuperar o sinal de forma ótima, independente se está sujeito a um ruído branco aditivo Gaussiano (AWGN - *Additive White Gaussian Noise*) ou a canais com desvanecimentos lento e seletivo em frequência, uma vez que o sinal DS/CDMA é afetado pela interferência de múltiplo acesso (MAI - *Multiple Access Interference*) e pelo efeito perto-longe (NFR - *near-far effect*), resultando em um sistema cuja capacidade está bem abaixo da capacidade do canal de Shannon (SHANNON, 1948). Assim, o sucesso da detecção convencional depende das propriedades de correlação cruzada e auto-correlação dos códigos de espalhamento envolvidos e de um rigoroso controle de potência.

### 1.3 CODIFICAÇÃO E DECODIFICAÇÃO DO CANAL

O desvanecimento e a interferência de múltiplo acesso são os dois principais fatores que limitam o desempenho de sistemas DS/CDMA. Em particular, detectores multiusuário (MuD - *Multiuser Detection*) são utilizados para combater a MAI enquanto a diversidade espaço-temporal é utilizada no combate ao desvanecimento. A aplicação de códigos corretores de erro no receptor (FEC - *Forward Error Correction*) é utilizada para combater a MAI e o desvanecimento de forma conjunta.

A codificação é frequentemente usada em sistemas de comunicação digitais para proteger a informação do ruído e da interferência e, desse modo, reduzir o número de erros de bits, consistindo na inserção de bits de redundância no sinal de informação. Esses bits adicionais visam ajudar na detecção e correção de erros proporcionando uma maior confiabilidade na informação recebida. O uso da codificação implica em uma redução na taxa de transmissão ou uma expansão na largura da banda.

---

<sup>1</sup> Comutação entre estações rádio-base com a manutenção da transmissão de informação.

Em 1948, Claude E. Shannon (SHANNON, 1948) em sua teoria matemática da comunicação, descobriu um parâmetro calculável denominado capacidade de canal, prevendo que um determinado sistema de comunicação pode operar livre de erros, desde que a taxa de transmissão não seja maior que a capacidade do canal.

A codificação do canal e o processo em que a redundância controlada e adicionada à informação, objetivando a detecção e a correção de erros introduzidos pelas características do canal. Essa adição controlada de redundância leva a redução da quantidade de erros na recepção, apesar da inevitável redução na taxa líquida de informação tráfegada.

As técnicas de codificação de canal podem ser classificadas de acordo com os seguintes critérios: quanto a utilização e quanto ao tipo de código. O primeiro é dividido na técnica da correção dos erros no receptor (FEC), em que o código é usado para tentar obter uma taxa de erro menor após a decodificação no receptor e na técnica da detecção dos erros, na qual somente a existência dos erros no sinal recebido é detectada. O segundo critério pode ser subdividido em: códigos de bloco, códigos convolucionais e codificação turbo.

Nos códigos de bloco, para cada bloco de bits da fonte é gerado um novo bloco de bits codificado, necessariamente maior que o bloco da fonte. A codificação, nesse caso, é sem memória, i.e., em que cada bloco de bits codificado depende somente do bloco atual de bits da fonte considerada. Além disso, apresenta diversas desvantagens, tais como: a necessidade do recebimento completo da palavra de código antes de iniciar o processo de decodificação, necessidade de sincronismo de quadro, degradação considerável de desempenho na região de baixa relação sinal ruído (SNR).

Os códigos de blocos são utilizados na detecção dos erros, especialmente para verificação de redundância cíclica (CRC - *cyclic redundancy check*), cuja decodificação, relativamente simples, é obtida por divisão polinomial. Os códigos de blocos são usados, às vezes, também para a correção de erros, como, por exemplo, Reed-Solomon.

Os códigos convolucionais, por sua vez, são usados sempre como corretores de erros e foram introduzidos inicialmente por Elias em 1955 (ELIAS, 1955). Em tais códigos, uma sequência contínua de bits de informação, com tamanho variável, é mapeada em uma sequência também contínua de bits codificados, sendo que um bit codificado depende de um ou mais bits de informação anteriores, combinados de forma linear. Tal configuração constitui um codificador com memória, resultando em uma estrutura de codificação mais complexa que não pode ser dividida em palavras de código. Desde o advento da codificação com memória, vários algoritmos de decodificação foram propostos e, entre eles, destacam-se

o de Wozencraft e Reiffen (WOZENCRAFT, 1957; WOZENCRAFT; REIFFEN, 1961) e o de Fano (FANO, 1963) e Massey (MASSEY, 1963).

Uma invenção marcante para o processo de decodificação baseada na estimação da sequência de máxima probabilidade foi estabelecida em 1967 com o advento do algoritmo de Viterbi (VA - *Viterbi Algorithm*) (VITERBI, 1967). Uma interpretação clássica do algoritmo de Viterbi pode ser encontrada em Forney (FORNEY, 1973) e uma das primeiras aplicações foi proposta por Heller e por Jacobs (HELLER; JACOBS, 1971) durante o início dos anos de 1970. Entretanto, o algoritmo de Viterbi não garante que seja atingida a menor taxa de erro de bit (BER - *Bit Error Rate*) possível; tal algoritmo foi proposto em 1974 por Bahl e outros (BAHL et al., 1974), sendo denominado algoritmo de máxima probabilidade *a posteriori* (MAP - *Maximum A Posteriori Probability*) (BAHL et al., 1974; HAGENAUER; OFFER; PAPKE, 1996). Devido à sua alta complexidade de implementação, foi pouco utilizado na prática na época.

O algoritmo de Viterbi (LEE; MESSERSCHMITT, 1994; WICKER, 1995) utiliza a decodificação suave que minimiza a probabilidade de erros na decisão sobre os bits de informação transmitidos quando aplicado a decodificação convolucional com o critério de máxima verossimilhança.

Na década de 70, os códigos FEC foram incorporados aos sistemas espaciais e de comunicação por satélites e tornaram-se comuns em sistemas de comunicação rádio móvel celular nos anos 80. Durante muitos anos porém, a modulação e os códigos FEC foram tratados como assuntos distintos em sistemas de comunicação, até que em 1987, Ungerboeck (UNGERBOECK, 1987a, 1987b) propôs a modulação codificada por treliça (TCM - *Trellis Coded Modulation*), que possibilita um controle na taxa de erro, sem exigir uma expansão de largura de banda nem a diminuição da taxa de transmissão de bits. Os codificadores de Ungerboeck são um tipo especial de codificador convolucional, em que há uma regra para rotular os sinais da treliça, conhecida como regra de particionamento de conjuntos que segue o critério da máxima distância Euclidiana entre as sequências transmitidas.

#### 1.4 HEURÍSTICAS APLICÁVEIS AOS SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO

Propostas de detectores e estimadores de parâmetros para sistemas de comunicação baseadas em abordagens heurísticas tem sido frequentemente sugeridas em

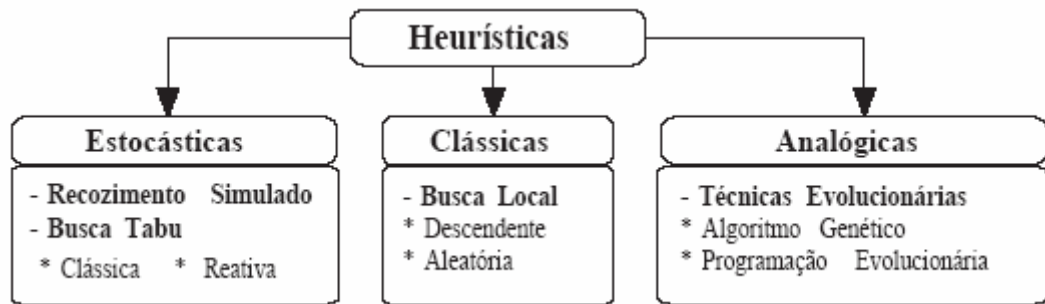
estudos recentes da literatura. Os principais objetivos seriam reduzir a complexidade de implementação de detectores de sinais, estimadores de parâmetros, entre outros problemas de comunicação, os quais envolvem aspectos de otimização cuja complexidade cresce exponencialmente com a ordem do parâmetro a ser estimado e, simultaneamente, manter ou até mesmo aumentar a capacidade e o desempenho dos sistemas de comunicação DS/CDMA. Em particular, as técnicas heurísticas evolucionárias, tem sido aplicadas aos sistemas de comunicação de múltiplo acesso do tipo DS/CDMA na solução dos seguintes problemas:

- detecção última (JUNTTI; SCHLOSSER; LILLEBERG, 1997; YEN; HANZO, 2000; ERGUN; HACIOGLU, 2000; TAN, 2001; YEN; HANZO, 2001; ABEDI; TAFAZOLLI, 2001; WU et al., 2003; LIM et al., 2003; LIM; VENKATESH, 2004; ABRAO; CIRIACO; JESZENSKY, 2004; YEN; HANZO, 2004; DONG et al., 2004);
- seleção de sequências de espalhamento (GAMAL et al., 1987; JESZENSKY; STOLFI, 1998; CHAN et al., 2001; KURAMOTO; JESZENSKY; ABRAO, 2004);
- estimativa de parâmetros do sistema, particularmente o da estimativa dos coeficientes de canal, atraso e potência dos usuários (CHEN; WU, 1998; YEN; HANZO, 2001);
- controle de potência (ZHOU et al., 2002; MOUSTAFA; HABIB; NAGHSHINEH, 2004);
- alocação e otimização de recursos (MOUSTAFA; HABIB; NAGHSHINEH, 2004; ZHAO; LU, 2004).

O termo heurística é derivado do grego *heuriskein*, e tem como significado descobrir ou achar. Porém, para os problemas inerentes aos sistemas DS/CDMA, pode-se dizer que refere-se a um método de busca de soluções em que não há garantia de sucesso. O método heurístico, segundo (GOLDBARG; LUNA, 2000), pode ser definido como:

*"Uma heurística é uma técnica que busca alcançar uma boa solução utilizando um esforço computacional considerado razoável, sendo capaz de garantir a viabilidade ou a otimalidade da solução encontrada ou, ainda, em muitos casos, ambas, especialmente nas ocasiões em que essa busca partir de uma solução viável próxima ao ótimo"*

Uma classificação para as heurísticas é apresentada no quadro da figura 1.1 (CIRÍACO, 2006), resumindo as principais abordagens conhecidas na literatura. É comum que as heurísticas apresentem a estrutura do problema, sem definir de forma clara uma estratégia de solução universal.



**Figura 1.1** – Possível classificação para abordagens heurísticas

Para as metaheurísticas, tem-se de forma geral uma estratégia de solução, necessitando apenas a adaptação ao problema em questão. A comunidade científica vem mostrando interesse nas heurísticas modernas devido a qualidade das soluções encontradas e em função da redução de complexidade, o que torna-lhes uma atraente alternativa na solução de problemas de otimização combinatória (AARTS; LENSTRA, 1996; OSMAN; KELLY, 1996; OSMAN; LAPPART, 1996; RAYWARD-SMITH et al., 1996).

Pode-se destacar as seguintes heurísticas para os distintos problemas de otimização:

- estocásticas, composto por: técnicas de Recozimento Simulado, algoritmos de Busca Tabu Clássica, os de Busca Tabu Reativa, entre outros;
- clássicas: são compostas pelos algoritmos de Busca Local 1—opt, os de Busca Local  $k$ —opt, etc;
- analógicas, o qual fazem parte: Algoritmos Genéticos (GA - (*Genetic Algorithm*)), os de Programação Evolucionária (EP - *Evolutionary Programming*) e suas variantes.

Assim, torna-se possível a elaboração de distintas estratégias heurística, para cada problema de otimização, leva-se em conta o modelo descritivo e suas particularidades. O Anexo A discute brevemente conceitos associados as principais técnicas heurísticas atualmente empregadas em problemas de sistemas de comunicação.

## 1.5 MOTIVAÇÃO

Em 1993, os códigos turbo (TC - *Turbo Codes*) foram apresentados por Berrou *et.al.* (BERROU; GLAVIEUX; THITIMAJSHIMA, 1993; BERROU; GLAVIEUX, 1996) e obtiveram uma grande repercussão por apresentarem um desempenho próximo ao limite de Shannon (SHANNON, 1948).

O código turbo é obtido pela concatenação paralela (PCCC - *Parallel Concatenated Convolutional Codes*) de dois códigos convolucionais sistemáticos recursivos (RSC - *Recursive Systematic Convolutional*) separados por um entrelaçador (*interleaver*).

Essa codificação com capacidade de correção de erros, apesar de possuir uma estrutura relativamente simples, é capaz de transmitir a informação por meio do canal e prover uma BER muito reduzida.

O desempenho de um código turbo é fortemente influenciado pelo *interleaver* utilizado, o qual proporciona ao código turbo uma aparência aleatória, gerando poucos códigos com distância mínima de Hamming.

Outra vantagem da codificação turbo é que existem diversas estruturas capazes de decodificar eficientemente a informação.

Desde 1993, inúmeras pesquisas na área de codificação turbo têm sido realizadas, buscando reduzir a complexidade associada ao decodificador. Constituem decodificadores práticos de reduzida complexidade os algoritmos Max-Log-MAP, proposto por Koch e Baier (KOCH; BAIER, 1990) e também por Erfanian e outros (ERFANIAN; PASUPATHY; GULAK, 1994), o algoritmo Log-MAP sugerido por Robertson, Villebrun e Hoehner (ROBERTSON; VILLEBRUN; HOEHER, 1995) e o algoritmo SOVA (*Soft Output Viterbi Algorithm*) proposto por Hagenauer e Hoehner (HAGENAUER; HOEHER, 1989; HAGENAUER, 1995).

Por sua vez, Le Goff *et.al.* (GOFF; GLAVIEUX; BERROU, 1994), Wachsmann e Huber (WACHSMANN; HUBER, 1995) além de Robertson e Worz (ROBERTSON; WORZ, 1997) sugeriram o uso destes códigos junto a esquemas eficientes de modulação.

Durante meados dos anos 90, Hagenauer *et.al.* (HAGENAUER; OFFER; PAPKE, 1996) além de Pyndiah (PYNDIAH, 1998) ampliaram o conceito dos códigos em blocos concatenados introduzindo o conceito de códigos em blocos concatenados paralelos.

Nickl *et.al.* (NICKL; HAGENAUER; BURKETT, 1997) mostraram que o limite de Shannon pode ser aproximado com uma separação de 0, 27 dB por meio do emprego de um simples código turbo de Hamming.

Barbulescu e Pietrobon, introduziram projetos de *interleaver* (BARBULESCU; PIETROBON, 1994). Uma visão compreensiva sobre codificação turbo pode ser encontrada em Benedetto e Montorsi (BENEDETTO; MONTORSI, 1996a, 1996b) e Perez *et.al.* (PEREZ; SEGHERS; COSTELLO, 1996).

Os códigos turbo saíram muito rapidamente dos laboratórios de pesquisa para serem aplicados na prática em todo o mundo. Depois de seu anúncio, em 1993, foram utilizados para diversos fins, principalmente nas comunicações sem fio de terceira geração (3G), das comunicações moveis aos sistemas de exploração espaciais ( BURR, 2001).

A utilização de códigos turbo, aliado a um esquema de decodificação iterativa, resulta em diversas possibilidades de sistemas capazes de fornecer confiabilidade nas comunicações com uma relação sinal-ruído próxima a algumas unidades de decibéis (dB) do limite de Shannon (SKLAR, 1997).

Os códigos convolucionais concatenados em série (SCCC - *Serial Concatenated Convolutional Code* ) (BENEDETTO et al., 1997) surgiram como uma alternativa de melhoria nos ganhos de codificação quando se utiliza entrelaçadores de dimensão reduzida.

Em contrapartida aos PCCC, os códigos SCCC possuem uma estrutura de concatenação em série, porém, similarmente aos PCCC podem ser decodificados por meio de estruturas iterativas.

Os SCCC apresentam a característica de redução da BER mais eficaz com o aumento da dimensão dos entrelaçadores e de eliminar o patamar de BER irreduzível existente nos PCCCs (BENEDETTO et al., 1997; SOLEYMANI; GAO; VILAIPOORNSAWAI, 2002).

Diversos fatores devem ser considerados na escolha do esquema de codificação: complexidade, taxa de codificação, capacidade de correção de erro e a mínima relação sinal-ruído que permite uma recepção com BER desejada, entre outros.

## 1.6 PROPOSTA

Neste trabalho serão utilizadas as duas principais estratégias de decodificação existentes: a MAP e o algoritmo de Viterbi (VA) (VITERBI, 1967; LIN; COSTELLO, 1983; PROAKIS; SALEHI, 1994; WICKER, 1995). Dessa forma, comparando-se a estratégia de decodificação turbo com a decodificação convolucional, que utiliza o algoritmo de Viterbi, nota-se que o ganho de desempenho dos códigos turbo depende de um bloco de codificação de grande comprimento. Devido ao atraso introduzido pelo *interleaver* utilizado na codificação turbo, esses são mais apropriados para transmissões de dados, visto que as aplicações de voz e vídeoconferência são sensíveis a atrasos na transmissão.

Nos sistemas sem fio 3G e vindouros, o aumento da capacidade do canal direto (*downlink*) é fundamental para garantir qualidade às aplicações que necessitam de alta taxa de dados, tais como o acesso à Internet. Com isso, os códigos turbo foram adotados em vários padrões móveis 3G, assim como o W-CDMA e CDMA2000, principalmente para as aplicações que requerem elevadas taxa de dados ((3GPP), 2000). No entanto, existem poucas pesquisas que analisam o desempenho dos códigos turbo considerando canais seletivos em frequência (HALL; WILSON, 1998; SHIN; KIM; LEE, 2000).

Este trabalho analisa o compromisso desempenho *versus* complexidade da decodificação turbo aplicada aos sistemas DS/CDMA em canais seletivos em frequência. O foco principal é a codificação e a decodificação turbo utilizada nos sistemas móveis 3G, sendo que a discussão comparada envolvendo codificação e decodificação convolucionais tem importância conceitual e histórica. Nessa comparação, utilizou-se os modelos relativos às especificações do padrão IS-95 ((3GPP), 2000) e CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999). Nesse contexto, o trabalho propõe uma nova abordagem para a determinação da confiabilidade do canal DS/CDMA, sob diversas condições de operação do sistema.

Adicionalmente, neste trabalho, sugere-se a utilização da técnica de busca local com mínima distância Euclidiana (*1-opt* LS - *Local Search*) no processo de decodificação convolucional, com o intuito de otimizar o compromisso desempenho do sistema, em termos da taxa de erro de bits (*BER*), com o acréscimo (marginal) de complexidade.

## 1.7 DESCRIÇÃO DO CONTEÚDO

Além do presente capítulo, de caráter introdutório, mais 5 capítulos compõem esse trabalho, e podem ser assim resumidos:

- **capítulo 2** - neste capítulo, descreve o modelo do sistema DS/CDMA em canais multipercurso com desvanecimento e também o princípio da codificação convolucional da informação e revisa as estratégias de decodificação turbo e o algoritmo de Viterbi;
- **capítulo 3** - neste capítulo uma nova abordagem para a medida da confiabilidade de canal em sistemas multiusuários e sujeitos a canais com desvanecimento é apresentada, uma vez que a equação apresentada na literatura tem considerado apenas canais AWGN para a região de baixo-médio  $\frac{E_b}{N_0}$ . Além disso, a maioria das análises sugeridas na literatura considera apenas sistemas *single user*;
- **capítulo 4** - analisa-se o desempenho obtido com a utilização do algoritmo heurístico de busca local (LS) baseado na mínima distância Euclidiana (*1-opt LS*), aliado ao decodificador de Viterbi e aplicado ao problema da detecção multiusuário (MuD) em sistemas DS/CDMA sujeitos a canais com desvanecimento Rayleigh plano;
- **capítulo 5** - neste capítulo, apresentam-se os resultados numéricos obtidos, via simulação Monte Carlo, para diferentes condições do sistema DS/CDMA, diversos cenários e tipos de sistemas, o desempenho para a decodificação turbo e algoritmo de Viterbi. Pode-se comprovar ainda, por meio do desempenho obtido pela equação da literatura, sua limitação de utilização; verifica-se também que a utilização da equação considerando a relação sinal ruído mais interferência (SINR - *Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio*) não é a alternativa mais adequada. Finalmente, analisa-se os resultados numéricos de desempenho para a decodificação de Viterbi *soft* e *hard* em sistemas com codificação convolucional multiusuário em canal Rayleigh plano com abordagem heurística;
- **capítulo 6** - neste capítulo analisa-se a complexidade computacional dos codificadores e decodificadores em termos do número de transições na treliça e do requisito de memória em relação aos estudos realizados com a tradicional;
- **capítulo 7** - este capítulo sintetiza as principais conclusões deste trabalho, bem como sugere algumas perspectivas para trabalhos futuros.

## 1.8 RESUMO DAS PUBLICAÇÕES

Os resultados dos estudos realizados foram sintetizados nas publicações ou submissões de artigos científicos para congressos ou revistas especializadas, conforme relação a seguir:

1. Wagner Okano; Fernando Ciriaco; Taufik Abrão. "Confiabilidade do Canal em Sistemas DS/CDMA com Codificação Turbo Sujeitos ao Desvanecimento Lento e Seletivo em Frequência e Interferência de Múltiplo Acesso". *Revista Sêmima. Ciências Exatas e Tecnológicas*, v. 28, p. 56-68, 2007.
2. Wagner Okano; Fernando Ciriaco; Taufik Abrão. "Confiabilidade do Canal em Sistemas DS/CDMA com Codificação Turbo Sujeitos ao Desvanecimento Lento e Seletivo em Frequência". In: *XXV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Recife. Simposio Brasileiro de Telecomunicações*, 2007.
3. Wagner Okano; Fernando Ciriaco; Taufik Abrão. "Confiabilidade do Canal em Codificação Turbo DS/CDMA Sujeito a Desvanecimento Rayleigh Plano e Interferência de Múltiplo Acesso". Submetido em Janeiro de 2008 a *Revista TEMA - Tendências em Matemática Aplicada e Computacional*.
4. Wagner Okano; Fernando Ciriaco; Taufik Abrão. "Channel Reliability in Turbo-Coded DS-SS Systems under Rayleigh Fading Channels". In: *ICSPCS2008 - IEEE International Conference on Signal Processing and Communication Systems*.
5. Wagner Okano; Fernando Ciriaco; Taufik Abrão. *Deteção Multiusuário em Sistemas DS/SS Codificados Utilizando uma Estratégia Heurística de Baixa Complexidade*. Submetido em maio de 2009 ao *XXVII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT 2009, Blumenau, SC*

Os estudos e análises comparativas relacionados aos dois primeiros artigos são consideradas no capítulo 2; as abordagens realizadas no quarto artigo são discutidas ao longo do capítulo 3. As análises de desempenho referente ao quinto artigo são detalhadas no capítulo 4.

## 2 MODELO DE SISTEMA DS/CDMA

Em um sistema DS/CDMA com modulação por chaveamento de fase binária (BPSK - *Binary Phase-Shift Keying*) o sinal transmitido pelo  $k$ -ésimo usuário em um sistema com  $K$  usuários assíncronos ativos e dado por (PROAKIS, 1995; VERDJI, 1998):

$$z_k(t) = \sqrt{2P_k} \sum_i x_k^{(i)} s_k(t - iT_b - \tau_{k,\ell}) \cos(\omega_c t) \quad (2.1)$$

sendo que  $P_k = A_k^2/2$  representa a potência do  $k$ -ésimo usuário;  $x_k^{(i)}$  é o  $i$ -ésimo símbolo BPSK codificado com período  $T_b$ , relacionado ao  $k$ -ésimo bit de informação codificado;  $\omega_c$  é a frequência angular da portadora;  $s_k(t) = \sum_{n=0}^{N-1} p(t - nT_c) \underline{s}_{k,n}$  é a sequência de espalhamento no intervalo  $[0, T_b)$  e zero fora, em que  $\underline{s}_{k,n} \in \{-1; 1\}$  é o  $n$ -ésimo chip da sequência de comprimento  $N$  utilizada pelo  $k$ -ésimo usuário;  $T_c$  é o período de *chip* e  $N = \frac{T_b}{T_c}$  o ganho de processamento; assume-se formatação de pulso  $p(t)$  retangular com amplitude  $\frac{1}{\sqrt{N}}$  no intervalo  $[0; T_c)$  e zero fora;  $\tau_{k,\ell} = \Delta_{k,\ell} + d_k$  representa um atraso aleatório no  $[0; N - 1]T_c$ , em que  $d_k$  constitui o atraso de propagação e  $\Delta_{k,\ell}$  o atraso do  $\ell$ -ésimo percurso para o  $k$ -ésimo usuário.

Assumindo um pacote de dados (*frame*) com  $I$  bits para cada usuário, e que propaga por meio de  $L$  percursos independentes com desvanecimento Rayleigh lento, o sinal recebido em banda base (assumindo-se filtro passa-baixa ideal) e notação vetorial é dado por (VERDU, 1998):

$$r(t) = \sum_{i=0}^{I-1} s^T(t - iT_b) \mathbf{a} \mathbf{c}^{(i)} \mathbf{b}^{(i)} + \eta(t) \quad (2.2)$$

sendo que:  $\mathbf{s}(t) = [s_1(t - \tau_{1,1}), s_1(t - \tau_{1,2}), \dots, s_1(t - \tau_{1,L}); \dots; s_k(t - \tau_{k,\ell}), \dots, s_K(t - \tau_{K,L})]^T$  a matriz das sequências de espalhamento, e a matriz diagonal das amplitudes recebidas, incluindo os efeitos de perda de percurso e somreamento, e expresso por  $\mathbf{a} = \text{diag} \left[ \sqrt{P_1} \mathbf{I}_D, \sqrt{P_2} \mathbf{I}_D, \dots, \sqrt{P_K} \mathbf{I}_D \right]$ , sendo  $\mathbf{I}_{DL \times L}$  a matriz identidade de dimensão  $L$ ;  $\mathbf{c}^{(i)} = \text{diag} \left[ c_{1,1}^{(i)}, \dots, c_{1,L}^{(i)}, c_{2,1}^{(i)}, \dots, c_{2,L}^{(i)}, \dots, c_{K,L}^{(i)} \right]$  é a matriz diagonal de ganho de canal,

e o vetor de dados discreto por  $\mathbf{b}^{(i)} = [\mathbf{b}_1^{(i)}, \mathbf{b}_2^{(i)}, \dots, \mathbf{b}_K^{(i)}]^T$  com  $\mathbf{b}_k^{(i)}$  representando o vetor de bits de dimensão  $1 \times L$ , referente ao  $k$ -ésimo usuário.

A saída do filtro casado considerando uma recepção coerente para o  $k$ -ésimo usuário correspondente ao  $\ell$ -ésimo componente multipercurso amostrado ao final +00 do  $i$ -

ésimo intervalo de bit é  $\int_{-\infty}^{+\infty} r(t) s_k(t - iT_b - \tau_{k,\ell}) dt$ , resultando em:

$$u_{k,\ell}^{(i)} = \sqrt{P_k T_b} \Psi_{k,\ell}^{(i)} b_k^{(i)} + SI_{k,\ell}^{(i)} + I_{k,\ell}^{(i)} + n_{k,\ell}^{(i)} \quad (2.3)$$

sendo que  $\Psi_{k,\ell}^{(i)}$  representa o desvanecimento de pequena escala com envoltória seguindo uma distribuição Rayleigh e, o primeiro termo corresponde ao sinal desejado, o segundo representa a auto-interferência (SI - *Self-interference*), o terceiro a interferência de múltiplo acesso (MAI) sobre o  $\ell$ -ésimo componente multipercurso do  $k$ -ésimo usuário e o último o AWGN filtrado.

## 2.1 DECODIFICADORES TURBO E VITERBI

A seguir, analisa-se o desempenho do critério MAP e do algoritmo de Viterbi, considerando suas respectivas complexidades, bem como se propõe uma nova equação para a medida da confiabilidade de canal.

### 2.1.1 Algoritmo BCJR

Bahl *et.al.* (BAHL et al., 1974) publicaram um algoritmo de decodificação de códigos baseado em probabilidades *a posteriori* denominado algoritmo BCJR, algoritmo MAP ou ainda "*forward-backward algorithm*".

O procedimento pode ser aplicado tanto a códigos de blocos como a códigos convolucionais mas, como possui uma maior complexidade que o algoritmo de Viterbi,

durante cerca de vinte anos não o utilizaram na prática, situação que foi alterada com o advento dos códigos turbo em 1993 (BERROU; GLAVIEUX; THITI-MAJSHIMA, 1993).

Existem diversas versões simplificadas para o algoritmo MAP, nomeadas log-MAP (*Logarithmic Maximum a Posteriori Probability*) (ROBERTSON; VIL-LEBRUN; HOEHER, 1995) e max-log-MAP (*Maximum Logarithmic Maximum a Posteriori Probability*) (BENEDETTO et al., 1995, 1996). Este trabalho visa comparar o desempenho do algoritmo MAP e do algoritmo de Viterbi, considerando suas respectivas complexidades.

Considerando modulação BPSK, o bit de informação à entrada do codificador,  $b_k^{(i)} = \pm 1$ , possui uma probabilidade de ocorrência *a priori*  $P(b_k^{(i)})$ . Associada a esta probabilidade, define-se a relação de verossimilhança logarítmica, denominada LLR (*log-likelihood ratio*), como:

$$L(b_k^{(i)}) = \ln \frac{P(b_k^{(i)} = +1)}{P(b_k^{(i)} = -1)} \quad (2.4)$$

Se os bits  $b_k^{(i)} = \pm 1$  forem equiprováveis a LLR *a priori* é nula.

A sequência codificada  $\mathbf{y}_k$  que chega ao decodificador, considerando um canal com desvanecimento multipercursos, e expressa pela composição das diversas saídas do combinador MRC,

$$\mathbf{y}_k = \left[ y_k^{(1)} \ y_k^{(2)} \ \dots \ y_k^{(I)} \right] \quad (2.5)$$

A partir da chegada desta sequência, o algoritmo BCJR, procurará estimar a sequência de bits originais  $b_k^{(i)}$ . Utiliza-se, nesse contexto, a LLR *a posteriori*, definida pela razão:

$$L(b_k | \mathbf{y}_k) = \ln \frac{P(b_k = +1 | \mathbf{y}_k)}{P(b_k = -1 | \mathbf{y}_k)} \quad (2.6)$$

O sinal da LLR indica a estimativa do bit enviado, e o seu valor absoluto representa uma maior ou menor confiabilidade na estimativa obtida, ou seja, quanto mais afastado o valor de  $L(b_k | \mathbf{y}_k)$  estiver do limiar de decisão, maior é o grau de confiança na estimativa do bit.

A informação contida em  $L(b_k | \mathbf{y}_k)$  pode ser passada a outro elemento de decodificação, se houver, ou convertida em decisões abruptas. Note-se que o numerador e o

denominador da equação (2.6) são probabilidades condicionais *a posteriori*, ou seja, probabilidades calculadas após a chegada completa da sequência  $y_k$ .

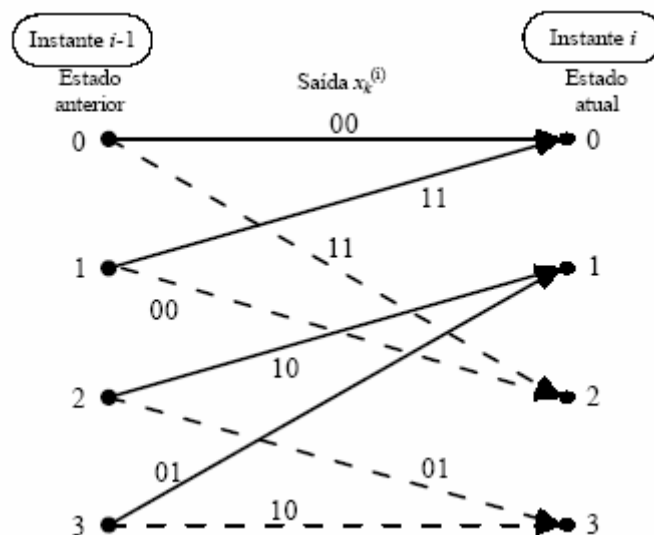
Assim, tem-se as probabilidades de no instante  $i$  o bit à entrada do codificador ter sido  $b_k^{(i)} = +1$  ou  $b_k^{(i)} = -1$ , conhecendo toda a sequência  $y_k$ . São essas as probabilidades condicionais que o algoritmo BCJR original (BAHL et al., 1974) de fato calcula e compara.

No contexto de codificação, é comum utilizar a idéia de que a sequência codificada percorre um caminho numa árvore de possibilidades de tamanho fixo, chamada de treliça.

Visando esclarecer o conceito de codificação, considere um exemplo de codificador convolucional de taxa 1/2, resultando em quatro estados possíveis  $S = \{0, 1, 2, 3\}$  considerando um instante de tempo  $i$  arbitrário.

Adotou-se que um bit -1 na entrada do codificador produz um ramo de traço contínuo e um bit +1 produz um ramo tracejado e que cada ramo está rotulado com a correspondente saída de dois bits  $x_k^{(i)}$ , em que 0 e 1 correspondem a -1 e +1, respectivamente.

A Figura 2.1 representa uma treliça do codificador utilizado.



**Figura 2.1** – Diagrama em treliça do codificador taxa 1/2 no instante de tempo  $i$ , com seus quatro estados possíveis  $S = \{0, 1, 2, 3\}$ .

No instante  $i$ , adota-se que o estado correspondente é  $S_i = s$ , o estado anterior é  $S_{i-1} = s'$  e o símbolo recebido no decodificador é  $y_k^{(i)}$ . Note-se que até este instante já foram recebidos  $i - 1$  símbolos e que ainda serão recebidos  $I - i$  símbolos.

Com isso, a sequência completa  $y_k$  pode ser dividida em três subsequências, uma representando o passado, outra o presente e outra o futuro:

$$\begin{aligned} y_k &= \left[ \underbrace{y_k^{(1)} y_k^{(2)} \dots y_k^{(i-1)}}_{y_k^{(<i)}} \underbrace{y_k^{(i)}}_{y_k^{(=i)}} \underbrace{y_k^{(i+1)} y_k^{(i+2)} \dots y_k^{(I)}}_{y_k^{(>i)}} \right] \\ &= \left[ y_k^{(<i)} y_k^{(=i)} y_k^{(>i)} \right] \end{aligned} \quad (2.7)$$

### 2.1.2 Cálculo da LLR *a posteriori* ( $L(b_k^{(i)} | y_k)$ )

Para a determinação de  $L(b_k^{(i)} | y_k)$ , tem-se que, se  $L(b_k^{(i)} | y_k) > 0$ , estima-se que o bit enviado foi  $b_k^{(i)} = +1$ , caso contrário, estima-se que o bit enviado foi  $b_k^{(i)} = -1$ .

A Figura 2.2, mostra o trecho de uma treliça de quatro estados entre os instantes  $i - 1$  e  $i$ . Existem oito transições entre os estados  $S_{i-1} = s'$  e os estados seguintes  $S_i = s$ : quatro são devidas a um bit de entrada -1 (realçadas na figura como ramo contínuo) e as outras quatro são devidas a um bit de entrada +1 (realçadas na figura como ramo tracejado).

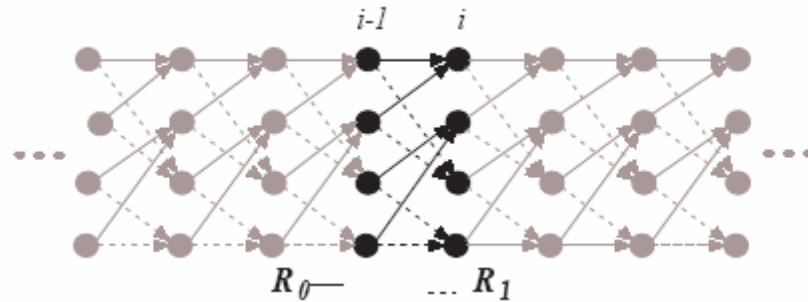
Cada uma dessas transições é devida inequivocamente a um bit conhecido, ou seja, se o ramo é contínuo ou tracejado. Desse modo, as probabilidades de  $b_k^{(i)} = -1$  ou  $b_k^{(i)} = +1$ , uma vez que se conhece a sequência  $y_k$ , são iguais à probabilidade de a transição  $(s', s)$  entre estados corresponder a um dos ramos contínuos ou tracejados, respectivamente.

Como as transições são mutuamente exclusivas, pois só uma é que pode ocorrer em cada instante, a probabilidade de ocorrer qualquer delas é igual à soma das probabilidades individuais, isto é:

$$P(b_k^{(i)} = -1|y_k) = \sum_{R_0} P(s', s|y_k)$$

$$P(b_k^{(i)} = +1|y_k) = \sum_{R_1} P(s', s|y_k)$$

$R_l$  e  $R_0$  representam, respectivamente, o conjunto das transições do estado



**Figura 2.2** – Trecho de treliça entre os instantes  $i - 1$  e  $i$ .

$S_{i-1} = s'$  para o estado  $S_i = s$  provocadas por  $b_k^{(i)} = -1$  ou  $b_k^{(i)} = +1$ . A Figura 2.2 mostra os conjuntos das quatro transições  $R_1$  e de  $R_0$ . Assim, obtém-se que a LLR *a posteriori* (BAHL et al., 1974) para  $L(b_k^{(i)}|y_k)$ :

$$L(b_k^{(i)}|y_k) = \ln \frac{P(b_k^{(i)} = +1|y_k)}{P(b_k^{(i)} = -1|y_k)} = \ln \frac{\sum_{R_1} P(s', s|y_k)}{\sum_{R_0} P(s', s|y_k)}$$

$$= \ln \frac{\sum_{R_1} P(s', s, y_k)/P(y_k)}{\sum_{R_0} P(s', s, y_k)/P(y_k)} = \ln \frac{\sum_{R_1} P(s', s, y_k)}{\sum_{R_0} P(s', s, y_k)} \quad (2.8)$$

sendo que  $P(s', s, y_k)$  representa a probabilidade conjunta de estar no estado  $s'$  no instante  $i - 1$ , estar no estado  $s$  no instante corrente  $i$ , e de a sequência de  $I$  bits recebida ser  $y_k$ .

No numerador,  $R_l$  significa que o somatório se estende às transições entre estados  $s'$  e  $s$  provocadas por um bit  $b_k^{(i)} = +1$  (ramos tracejados na Figura 2.2). Da mesma maneira, no denominador  $R_0$  designa os outros ramos (ramos contínuos na Figura 2.2) originados por um bit  $b_k^{(i)} = -1$ .  $P(s', s, y_k)$  é o produto das variáveis  $\alpha$ ,  $\gamma$  e  $\beta$ .

Com isso, a LLR *a posteriori* dada por (BAHL et al., 1974), pode escrita como:

$$L(b_k^{(i)} | y_k) = \ln \frac{\sum_{R_1} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s)}{\sum_{R_0} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s)} \quad (2.9)$$

As variáveis  $\alpha$ ,  $\gamma$  e  $\beta$  são probabilidades definidas a seguir.

### 2.1.3 Cálculo da Probabilidade Conjunta ( $P(s', s, y_k)$ )

A probabilidade conjunta  $P(s', s, y_k)$  pode ser obtida pelo produto de outras três probabilidades, da forma:

$$P(s', s, y_k) = \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s) \quad (2.10)$$

sendo as probabilidades  $\alpha$ ,  $\gamma$  e  $\beta$  são definidas como:

$$\alpha_{i-1}(s') = P(s', y_k^{(<i)}) \quad (2.11)$$

$$\gamma_i(s', s) = P(y_k^{(i)}, s | s') \quad (2.12)$$

$$\beta_i(s) = P(y_k^{(>i)} | s) \quad (2.13)$$

No instante  $i$  as probabilidades  $\alpha$ ,  $\gamma$  e  $\beta$  estão associadas ao passado, ao presente e ao futuro da sequência  $y_k$ , respectivamente.

#### 2.1.3.1 Cálculo de $\gamma_i(s', s)$

A probabilidade  $\gamma_i(s', s)$  é a probabilidade condicional de receber o símbolo  $y_k^{(i)}$  no instante  $i$  e o estado atual ser  $S_i = s$ , dado que o estado anterior foi

$S_{i-1} = s'$ . Para canais AWGN, essa probabilidade é composta pelo produto de probabilidades<sup>1</sup> (BAHL et al., 1974):

$$\begin{aligned}\gamma_i(s', s) &= P(y_k^{(i)} | x_k^{(i)}) P(b_k^{(i)}) \\ &= C_i \exp\left(b_k^{(i)} L(b_k^{(i)})/2\right) \exp\left(\frac{L_c}{2} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right)\end{aligned}\quad (2.14)$$

sendo que  $C_i$  é irrelevante no cálculo da confiabilidade da estimativa, pois aparece no numerador e no denominador da equação (2.9), sendo cancelado ao se calcular a LLR condicional  $L(b_k^{(i)} | y_k)$ .

Os termos  $x_{k,l}^{(i)}$  e  $y_{k,l}^{(i)}$  representam o bit  $l$  no instante  $i$  da sequência a saída do codificador e à entrada do decodificador, respectivamente.

O termo  $L_c$  é denominado valor ou medida de confiabilidade do canal, sendo descrita na literatura como (BAHL et al., 1974; WOODARD; HANZO, 2000; SOLEY-MANI; GAO; VILAIPOORSAWAI, 2002):

$$L_c = 4\Psi \frac{E_c}{N_0} = 4\Psi R_c \frac{E_b}{N_0} \quad (2.15)$$

sendo que  $E_c$  e  $E_b$  são as energias transmitidas por bit codificado e bit de informação, respectivamente,  $R_c$  é a taxa do código e  $\Psi$  é a amplitude de desvanecimento. No caso de canal puramente AWGN,  $\Psi = 1$ .

#### 2.1.4 Medida da Confiabilidade do Canal

Resultados de desempenho via método MCS mostraram que a equação (2.15) resulta em bons desempenhos para a estratégia turbo apenas nas regiões de baixo e médio  $\frac{E_b}{N_0}$ , sendo estas regiões parametrizadas pelo carregamento do sistema ( $K/N$ ). Para valores de  $\frac{E_b}{N_0} > 14$  dB, o desempenho é degradado consideravelmente, tornando sua utilização inviável.

---

<sup>1</sup> A determinação de  $\gamma_i(s', s)$  é apresentado mais detalhadamente no anexo B.

Ressalta-se que existem poucos estudos e resultados na literatura levando em consideração a equação da confiabilidade do canal para alta região de  $\frac{E_b}{N_0}$ . Neste trabalho, considerou-se a estratégia indireta de obtenção de uma expressão fechada para a confiabilidade do canal a partir dos resultados de desempenho do sistema em termos de taxa de erro de bit.

O algoritmo MAP é ótimo para a decodificação de códigos turbo, mas é extremamente complexo. O algoritmo Log-MAP é uma simplificação do algoritmo MAP, mas em função da mudança das operações para o domínio logarítmico, em que as multiplicações são substituídas por adições, os problemas numéricos inerentes ao algoritmo MAP são contornados, tendo-se assim a complexidade reduzida. O algoritmo Max-Log-MAP resulta em redução adicional de complexidade em relação ao algoritmo Log-MAP, por em o algoritmo Max-Log-MAP tem um desempenho ligeiramente inferior quando comparado aos algoritmos do MAP e do Log-MAP.

#### 2.1.4.1 Cálculo recursivo de $\alpha$ e $\beta$

As probabilidades  $\alpha$  e  $\beta$  são calculadas recursivamente por:

$$\alpha_i(s) = \sum_{s'} \gamma_i(s', s) \alpha_{i-1}(s') \quad (2.16)$$

$$\beta_{i-1}(s') = \sum_s \gamma_i(s', s) \beta_i(s) \quad (2.17)$$

sendo que as condições iniciais são:

$$\alpha_0(s) = \begin{cases} 1 & s = 0 \\ 0 & s \neq 0 \end{cases}$$

$$\beta_I(s) = \begin{cases} 1 & s = 0 \\ 0 & s \neq 0 \end{cases}$$

Note-se que para o computo das probabilidades  $\alpha$  e  $\beta$  necessita-se conhecer a probabilidade  $\gamma_i(s', s)$ . Com isso, inicia-se o cálculo da LLR *a posteriori* pelo computo de  $\gamma_i(s', s)$ .

No caso de  $\alpha_i(s)$  os somatórios são efetuados para todos os estados anteriores  $S_i = s'$  dos quais saem ramos que convergem no estado  $s$ , enquanto que no caso de  $\beta_{i-1}(s')$  os somatórios são efetuados para todos os estados seguintes  $S_i = s$  que se atingem do estado  $s'$ . Considerando códigos binários, os somatórios possuem apenas duas parcelas.

A probabilidade  $\alpha$  é calculada à medida que se recebe a sequência  $y_k$ , ou seja, no cálculo de  $\alpha$  o sentido é do início para o fim da treliça (*forward*). A probabilidade  $\beta$  so pode ser calculada depois de ter sido recebida toda a sequência  $y_k$ , ou seja, no cálculo de  $\beta$  o sentido é do fim para o começo da treliça (*backward*).

Os valores iniciais  $\alpha_0(s)$  e  $\beta_I(s)$  pressupõem que o percurso na treliça começa e termina num estado nulo<sup>2</sup>. Para isso é necessário acrescentar ao fim da mensagem ou ao início da próxima transmissão alguns bits nulos (*tail bits*) capazes de levar o codificador a produzir uma saída também nula.

A natureza iterativa de alguns cálculos associados ao algoritmo BCJR podem conduzir a situações indesejáveis de "*underflow*" ou "*overflow*" as quais devem ser evitadas. Nesse sentido, as equações recursivas (2.16) e (2.17) devem ser normalizadas.

Em cada instante de tempo  $i$  define-se as variáveis auxiliares não normalizadas  $\alpha'_i(s)$  e  $\beta'_{i-1}(s')$

$$\begin{aligned}\alpha'_i(s) &= \sum_{s'} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \\ \beta'_{i-1}(s') &= \sum_s \beta_i(s) \gamma_i(s', s)\end{aligned}$$

Após todos os  $I$  valores de  $\alpha'_i(s)$  e  $\beta'_{i-1}(s')$  terem sido calculados e somados, normaliza-se  $\alpha'_i(s)$  e  $\beta'_{i-1}(s')$  dividindo por essas somas, obtendo-se:

$$\alpha_i(s) = \frac{\alpha'_i(s)}{\sum_s \alpha'_i(s)} \quad (2.18)$$

$$\beta_{i-1}(s') = \frac{\beta'_{i-1}(s')}{\sum_{s'} \beta'_{i-1}(s')} \quad (2.19)$$

Do mesmo modo, depois de todos os  $2I$  produtos  $\alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s)$  em todos os ramos da treliça terem sido calculados no instante  $i$  a sua soma,

---

<sup>2</sup> Diz-se que se trata de uma treliça terminada.

$$\begin{aligned}
\sum_{P_i} &= \sum_{R_0, R_1} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s) \\
&= \sum_{R_0} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s) + \sum_{R_1} \alpha_{i-1}(s') \gamma_i(s', s) \beta_i(s)
\end{aligned}$$

a mesma normalização se aplica a probabilidade conjunta  $P(s', s, y_k)$ :

$$P_{norm}(s', s, y_k) = \frac{P(s', s, y_k)}{\sum_{P_i}}$$

Garante-se, assim, que as somas de todos os  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $P_{norm}(s', s, y_k)$  são sempre iguais a 1 em cada instante  $i$ . Note-se que nenhuma destas somas de normalização afeta o valor da LLR *a posteriori*.

$$L(b_k^{(i)} | y_k) = \ln \frac{\sum_{R_1} P(s', s, y_k)}{\sum_{R_0} P(s', s, y_k)} = \ln \frac{\sum_{R_1} P_{norm}(s', s, y_k)}{\sum_{R_0} P_{norm}(s', s, y_k)} \quad (2.20)$$

### 2.1.5 Decodificação Turbo

A aplicação do algoritmo BCJR a decodificação iterativa resulta na estratégia conhecida como decodificação turbo. Considerando uma sequência codificada com taxa  $1/n$  no qual o primeiro bit codificado,  $x_{k,1}^{(i)}$ , é igual ao bit de informação  $b_k^{(i)}$ , a LLR *a posteriori* pode ser decomposta numa soma de três parcelas (BERROU; GLAVIEUX; THITIMAJSHIMA, 1993):

$$L(b_k^{(i)} | y_k) = L(b_k^{(i)}) + L_{c y_{k,1}}^{(i)} + L_e(b_k^{(i)}) \quad (2.21)$$

As primeiras duas parcelas estão relacionadas com o bit de informação  $x_k^{(i)}$ . No entanto, a terceira,  $L_e(b_k^{(i)})$ , depende somente dos bits de paridade da palavra de código, denominada de informação extrínseca.

Pode-se dizer que  $L_e(b_k^{(i)})$  é uma estimativa da LLR *a priori*  $L(b_k^{(i)})$ , pois caso sejam fornecidos os valores de  $L(b_k^{(i)})$  e  $L_{cy_{k,1}^{(i)}}$  a um decodificador MAP, obtém-se  $L(b_k^{(i)}|y_k)$  na sua saída. Por subtração, a estimativa de  $L(b_k^{(i)})$  pode ser obtida por:

$$L_e(b_k^{(i)}) = L(b_k^{(i)}|y_k) - L(b_k^{(i)}) - L_{cy_{k,1}^{(i)}} \quad (2.22)$$

Esta estimativa de  $L(b_k^{(i)})$  é, presumivelmente, um valor mais preciso da LLR *a priori*, devendo substituir o valor anterior de  $L(b_k^{(i)})$ . Caso esse procedimento seja repetido de um modo iterativo fornecendo a um outro decodificador os valores de  $L_{cy_{k,1}^{(i)}}$  e a nova  $L(b_k^{(i)}) = L_e(b_k^{(i)})$ , espera-se obter uma  $L(b_k^{(i)}|y_k)$  mais confiável a cada nova iteração. A utilização dessa estratégia diversas vezes (utilizando a equação (2.21)) caracteriza a decodificação turbo.

Os inventores dos códigos turbo (BERROU; GLAVIEUX; THITIMAJSHIMA, 1993) usaram dois códigos convolucionais recursivos e Sistemáticos (RSC), de taxa 1/2, concatenados em paralelo e entrelaçados, e realizaram a decodificação iterativamente com dois decodificadores MAP, como mostram as Figuras 2.3 e 2.4, sendo que, P e P<sup>-1</sup> representam o entrelaçador e o desentrelaçador, respectivamente.

Considerando bits transmitidos equiprováveis, na primeira iteração a LLR *a priori*  $L(b_k^{(i)})$  é nula. A informação extrínseca  $L_e(b_k^{(i)})$  que cada decodificador fornece será usada para atualizar a  $L(b_k^{(i)})$  de iteração para iteração e desse decodificador para o outro.

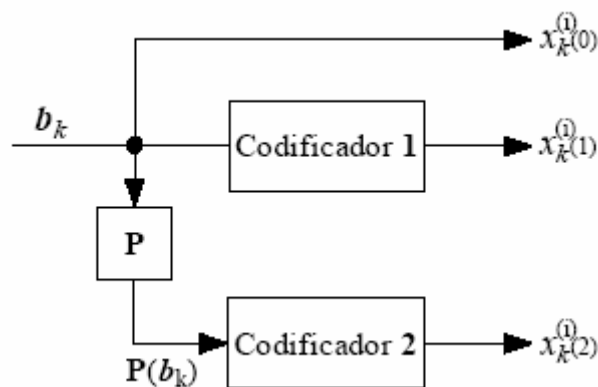


Figura 2.3 – Codificador turbo.



- 3- A informação extrínseca  $L_e(b_k^{(i)})$  que cada um dos decodificadores fornece será usada para atualizar  $L(b_k^{(i)})$  de iteração para iteração de um decodificador para o outro, ou seja, a informação extrínseca na entrada do *decodificador 2*,  $L_e(b_k^{(i)}) = L_1(b_k^{(i)})$ , foi fornecida pelo *decodificador 1*, e a informação extrínseca na entrada do *decodificador 1*,  $L_e(b_k^{(i)}) = L_2(b_k^{(i)})$ , foi fornecida pelo *decodificador 2*.
4. Após um número pré-determinado de iterações, ou após se ter atingido um determinado critério de parada, a LLR  $L_2(b_k^{(i)}|y_k)$  na saída do *decodificador 2* e desentrelaçada ( $P^{-1}$ ) e entregue como  $L(b_k^{(i)}|y_k)$  ao dispositivo de decisão abrupta, o qual, por sua vez, estima o bit de informação,  $\hat{b}_k^{(i)}$ , de acordo exclusivamente com o sinal, positivo ou negativo, da LLR desentrelaçada.
5. Assim, a estimativa do bit de informação na saída do decisor será:

$$\hat{b}_k^{(i)} = \text{sign}[L(b_k^{(i)}|y_k)] = \text{sign}\{P^{-1}[L(b_k^{(i)}|y_k)]\}$$

sendo que  $\text{sign}(x) = x/|x|$ , admitindo  $x \in \mathbb{R}$ .

Alternativamente, no processo de decodificação turbo pode-se utilizar qualquer um dos algoritmos simplificados, como o log-MAP ou max-log-MAP, em vez do algoritmo BCJR.

### 3 MEDIDA DA CONFIABILIDADE DO CANAL: NOVA ABORDAGEM

Este capítulo apresenta uma nova abordagem para a determinação da medida da confiabilidade do canal aplicado ao problema da decodificação turbo iterativa para sistemas DS/CDMA, considerando canais com desvanecimento Rayleigh Plano e em ambiente de múltiplo acesso.

A estratégia utilizada na determinação dessa nova abordagem proposta, ao invés de efetuar alterações no algoritmo de decodificação iterativo de modo a incorporar o efeito do canal com desvanecimento e gerar uma estatística, foi de incorporar esse efeito na medida da confiabilidade do canal por meio de ajuste de curvas (*fitting*) (OKANO; CIRIACO; ABRAO, 2008).

Os métodos tradicionalmente utilizados para a apuração da medida da confiabilidade do canal são: equação da literatura (equação (2.15)) ou da relação sinal ruído mais interferência (SINR). A primeira é baseada no resultado apresentado pelo algoritmo BCJR, que funciona bem para canais AWGN, ou seja, para regiões de baixa e média SNR. Já para a segunda, necessita-se conhecer não só a potência do sinal recebido, como também a soma das potências do ruído e da interferência total presente no sistema que depende do número de usuários ativos no sistema.

Uma vez que o ruído aditivo é considerado constante para efeito de comparação, o desempenho de um sistema de comunicações com espalhamento espectral em um canal com desvanecimento seletivo em frequência e principalmente afetado pela interferência devida ao ambiente de múltiplos usuários e múltiplos percursos, que é provocada principalmente pelos efeitos da correlação cruzada e autocorrelação das sequências de espalhamento.

As principais vantagens da abordagem proposta em relação aos métodos tradicionais existentes são:

- minimização da probabilidade de erro de bit média do sistema;
- menor complexidade matemática e computacional;
- melhor desempenho em termos de BER.

Esta abordagem alternativa aplica-se também a outros contextos que utilizem a técnica de acesso múltiplo por divisão de código, como para os caso de sistemas de terceira geração W-CDMA e CDMA2000.

Para todos os casos considerados, a utilização dessa nova abordagem proposta para a determinação da medida da confiabilidade do canal mostrou-se bastante eficaz na redução da probabilidade de erro de bit média dos sistemas CDMA operando em canais com desvanecimento plano seletivo em frequência e que posteriormente foi comprovada sua aplicabilidade para canais multipercursos.

Resultados numéricos MCS no capítulo 5 (Figura 5.6) mostram que a equação (2.15) resulta em desempenhos satisfatórios para a estratégia turbo apenas nas regiões de baixo e médio SNR ( $\bar{\gamma}$ ). Para valores de  $\bar{\gamma} > 14$  dB, o desempenho é degradado consideravelmente, tornando inviável a utilização da equação (2.15).

Baseado na técnica de ajuste de curvas (*fitting*), foi obtida neste trabalho, de forma não-exaustiva, uma nova abordagem para a medida da confiabilidade do canal com desvanecimento Rayleigh lento e plano em frequência, tendo como base a função sigmóide.

Tal expressão permite a obtenção de desempenhos consistentes para o sistema com codificação turbo tanto nas faixas de baixo e médio  $\bar{\gamma}$  (similares aos reportados na literatura), quanto na região de alto  $\bar{\gamma}$ .

Nesse último caso, o desempenho do sistema em termos de taxa de erro de bit (BER), obtido a partir da predição da confiabilidade do canal (equação 3.2), mostrou-se sensivelmente superior aos apresentados na literatura.

Salienta-se que na literatura são raras as análises da confiabilidade do canal para a região de elevada SNR. Considerou-se aqui a estratégia indireta de obtenção de uma expressão fechada para a confiabilidade do canal a partir dos resultados de desempenho do sistema.

A determinação de  $L_c$  foi obtida analisando-se o desempenho do sistema em três regiões: baixa SNR (região A), média SNR (região B) e alta SNR (região C), incorporando-se o efeito da interferência de múltiplo acesso (MAI).

### 3.1 EFEITO DO CARREGAMENTO DO SISTEMA, $Q$

O efeito do carregamento<sup>1</sup> de sistema,  $Q$ , foi incorporado na medida de confiabilidade do canal a partir do estabelecimento de uma equivalência entre incremento no  $Q$  e redução da relação sinal-ruído equivalente (ruído AWG + interferência), admitindo-se que a MAI apresenta uma distribuição estatística Gaus-siana<sup>3</sup>.

Assim, partiu-se da equação (2.15) para a obtenção da confiabilidade do canal, considerando-se, porém, os efeitos conjuntos do carregamento e da SNR. Obteve-se então, via simulação MCS, para uma ampla faixa de  $\bar{\Psi}$ , o fator (ou amplitude) de desvanecimento médio normalizado equivalente e otimizado  $\bar{\Psi}$ , no sentido da minimização da BER do sistema para a codificação turbo com taxa de codificação específica. Resultados mostrados na Tabela 3.1 são para taxa de codificação 1/3 e baixa SNR e canal Rayleigh plano. Os desempenhos em termos de BER, obtidos para  $\bar{\Psi}$  são mostrados na Figura 5.7, e serão discutidos no capítulo 5.

**Tabela 3.1** – Fator de desvanecimento otimizado  $\bar{\Psi}$  para uma ampla faixa de  $Q$ , baixa SNR e  $R_c = 1/3$  (Figura 3.1.a).

Carregamento $Q$	$\bar{\gamma}$ [dB] (Região A) e início da B							
	0	2	4	6	8	10	12	14
$Q_{SU}$ (0,0323)	1,00	1,00	0,95	0,89	0,87	0,78	0,72	0,65
$Q_L$ (0,1613)	1,00	0,92	0,87	0,80	0,62	0,55	0,32	0,20
$Q_{LM}$ (0,3226)	1,00	0,89	0,80	0,73	0,59	0,42	0,35	0,20
$Q_M$ (0,4839)	1,00	0,86	0,72	0,62	0,57	0,39	0,25	0,17
$Q_{MH}$ (0,6452)	1,00	0,85	0,72	0,58	0,40	0,32	0,20	0,15
$Q_H$ (1,0000)	0,86	0,65	0,55	0,43	0,33	0,22	0,15	0,15

Observa-se que à medida que  $Q$  e a SNR são incrementados,  $\bar{\Psi}$  decresce. A partir das informações do fator  $\bar{\Psi}$  da Tabela 3.1 e, utilizando-se a equação (2.15), obteve-se a medida de confiabilidade do canal ( $L_c$ ) para a região A de  $\frac{E_b}{N_0}$ , Figura 3.1.a. Já para a região B, resultados MCS indicaram que para qualquer carregamento do sistema na faixa  $0 < Q < 1$ , os respectivos valores de  $L_c$  resultam aproximadamente iguais para um dado  $\frac{E_b}{N_0}$ . Finalmente,

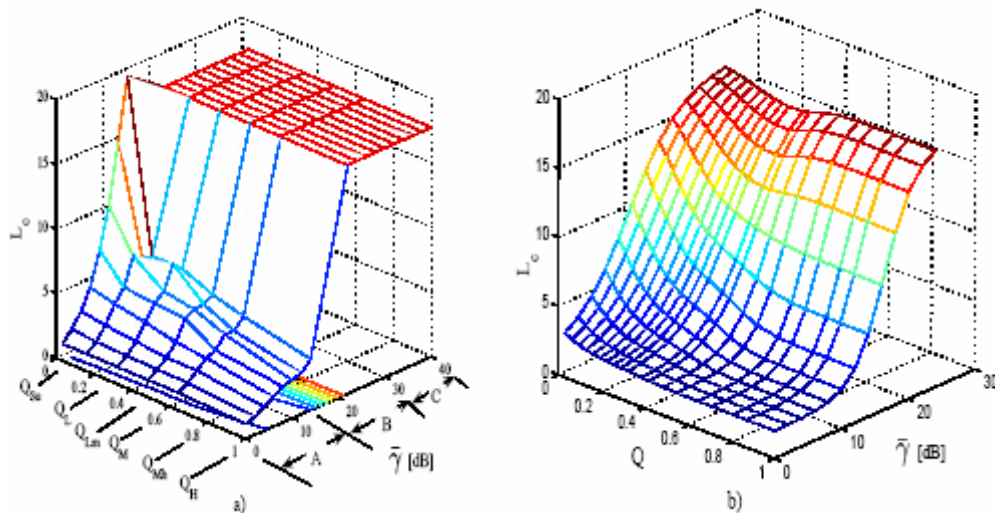
<sup>1</sup> Efeito da interferência de múltiplo acesso (MAI) em sistemas DS/CDMA.

<sup>3</sup> Pelo teorema do limite central, esta hipótese é estritamente válida quando  $K \rightarrow \infty$ .

para a região C ( $\frac{E_b}{N_0} > 32$  dB) verificou-se, ainda por simulação, a ocorrência de um patamar para  $L_c$  em torno do valor 17, 74, conforme indicado na Figura 3.1.a. Observe-se que para cada valor de carregamento  $Q$ , o comportamento de  $L_c$  em função de  $\frac{E_b}{N_0}$  pôde ser descrito a partir da função sigmóide, devido a proximidade de seu comportamento com as curvas de nível ( $Q = \text{constante}$ ) implícitas na Figura 3.1.a.

### 3.2 COEFICIENTES DAS EQUAÇÕES SIGMÓIDES

Com o objetivo de determinar os coeficientes das equações sigmóides que maximizam o desempenho (mínima BER), i.e., e de obter expressões fechadas otimizadas para a medida da confiabilidade do canal ( $\bar{L}_c$ ), inicialmente, analisou-se os valores numéricos de  $L_c$  para cada carregamento de sistema na faixa de ocorrência de mudanças significativas em  $L_c$  ( $\frac{E_b}{N_0} \in [0; 20]$  dB, Figura 3.1.a). Com os valores de  $L_c$  da Figura 3.1.b e utilizando-se a mesma consideração inicial para  $\frac{E_b}{N_0} \in [22; 30]$  dB, Figura 3.1.a.



**Figura 3.1** – Comportamento da medida da confiabilidade do canal otimizado ( $\bar{L}_c$ ) em função de  $\bar{\gamma}$  e  $Q$ . a) obtido a partir da Tabela 3.1 e equação (2.15); b) analiticamente, a partir da equação sigmóide geral proposta (3.2).

Determinou-se as novas equações sigmóides ajustadas para o melhor desempenho considerando um determinado carregamento, desta forma:

$$\check{L}_c^Q = \frac{(A_1 - A_2)}{1 + \exp\left(\frac{\bar{\gamma}(dB) - x_0}{d_x}\right)} + A_2 \quad (@ Q). \quad (3.1)$$

Os coeficientes obtidos para essa família de equações sigmóides, tendo como parâmetro o carregamento, são mostrados na Tabela 3.2.

**Tabela 3.2** – Coeficientes para as equações sigmóides otimizadas.

Param.	$Q_{Su}$	$Q_L$	$Q_{Lm}$	$Q_M$	$Q_{Mh}$	$Q_H$
$A_1$	1,9754	1,7930	1,8245	2,1462	2,2101	1,9699
$A_2$	17,768	17,842	17,825	17,715	17,5811	17,535
$x_0$	9,2898	14,69	15,038	16,171	16,416	16,363
$d_x$	1,4835	3,7820	3,6411	2,7688	2,2354	2,2424

### 3.3 NOVA ABORDAGEM PARA A EQUAÇÃO $L_c$

De posse destas equações, ajustadas para cada carregamento de sistema, procedeu-se ao último ajuste, tendo em vista a redução a uma única equação geral para a medida de confiabilidade do canal otimizada  $\check{L}_c$  em função de  $\bar{\gamma}$  e  $Q$ . Ajustou-se os parâmetros inclinação e deslocamento horizontal da curva sigmóide, obtendo-se finalmente (OKANO; CIRÍACO; ABRÃO, 2008):

$$\check{L}_c = \frac{-15,7}{1 + \exp\left(\frac{\bar{\gamma}(dB) - x_0}{d_x}\right)} + 17,7, \quad (3.2)$$

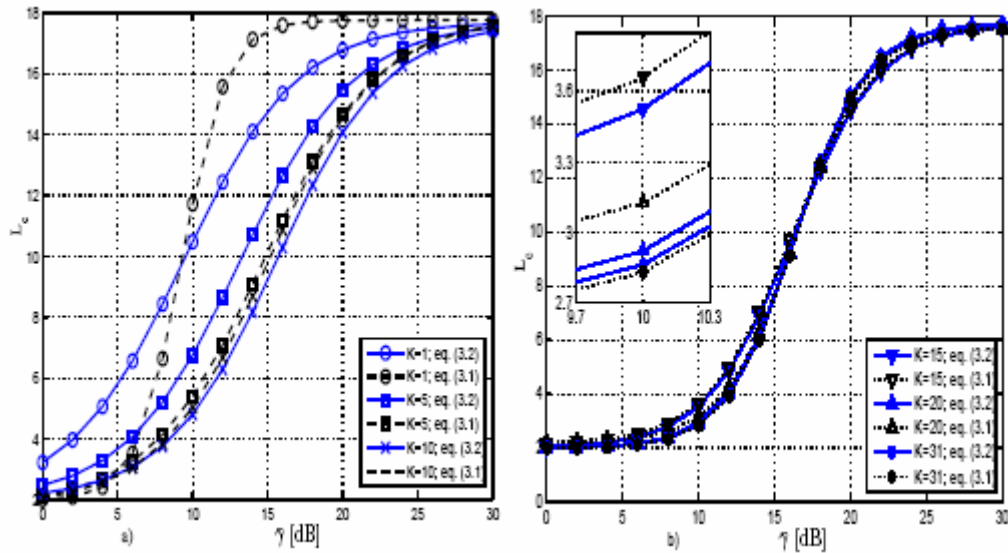
sendo que:

$$x_0 = \frac{-12,6}{1 + \exp\left(\frac{Q - 0,055}{0,1}\right)} + 16,4,$$

$$d_x = \frac{-1,55}{1 + \exp\left(\frac{Q - 0,45}{0,055}\right)} + 2,25.$$

A Figura 3.2 compara as equações sigmóides ajustadas individualmente para os diversos carregamentos, equação (3.1) e Tabela 3.2, com a equação geral (3.2). À medida que o carregamento aumenta, os comportamentos das duas equações se aproximam,

sendo praticamente coincidentes para  $Q \geq 0,3226$ . Para carregamentos muito pequenos ( $Q_{SU}$  a  $Q \approx 0,1$ ), há cruzamento de curvas em torno de  $L_c \approx 9$ .



**Figura 3.2** – Comportamento para a medida da confiabilidade otimizada, das equações (3.2) x (3.1), para diferentes carregamentos e SNR. Canal Rayleigh plano. a)  $K = 1, 5, 10$ ; b)  $K = 15, 20, 31$ .

### 3.4 MÉTRICA CONVENCIONAL — CÁLCULO DA RELAÇÃO SINAL RÚIDO MAIS INTERFERÊNCIA (SINR)

Além das equações (2.15) e (3.2), uma terceira alternativa para determinação da confiabilidade do canal ( $L_c$ ) consiste na aplicação da métrica convencional para o cálculo da relação sinal ruído mais interferência (SINR) em canais de múltiplo acesso. Assim, para o  $k$ th usuário, a equação (2.15) pode ser reescrita como:

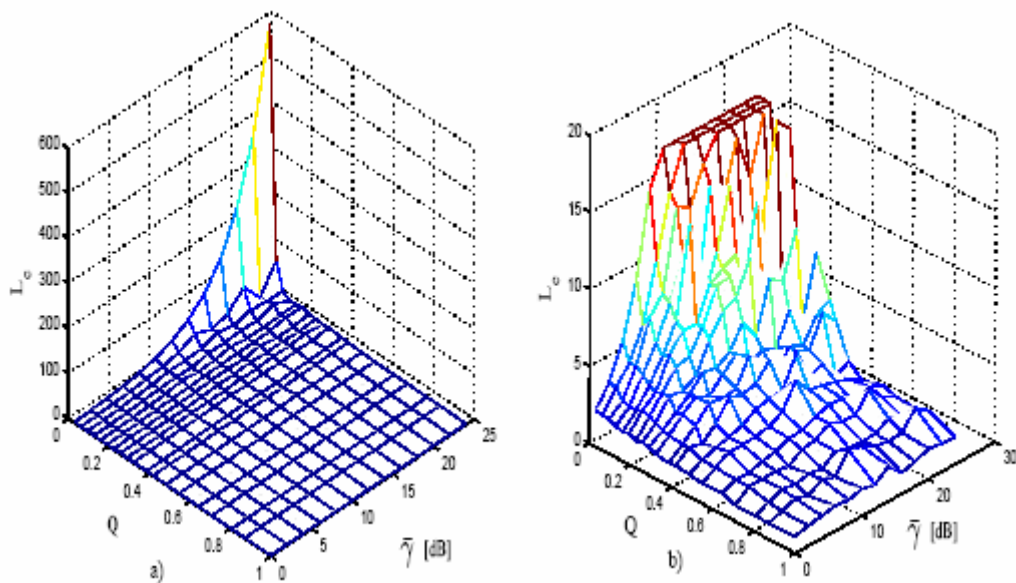
$$L_{c_k} = 4\Psi R_c \text{SINR}_k, \quad (3.3)$$

sendo que:

$$\text{SINR}_k = \frac{P_k}{\sum_{p=1, p \neq k}^K I_p + N_r},$$

sendo ainda que  $P_1, \dots, P_k, \dots, P_K$  são as potências médias recebidas,  $I_p$  e a interferência múltiplo acesso, e  $N_r$  e a potência do ruído. Para canais Rayleigh, o valor médio normalizado  $\Psi = 0,8862$  e adotado.

Considerando um controle de potência perfeito (mesma potência recebida para todos os usuários), a Figura 3.3 descreve o comportamento de  $L_c$  para a abordagem de SINR pela equação (3.3), levando-se em consideração as mesmas condições anteriores para o carregamento do sistema,  $Q$ , e média de SNR ( $\bar{\gamma}$ ).



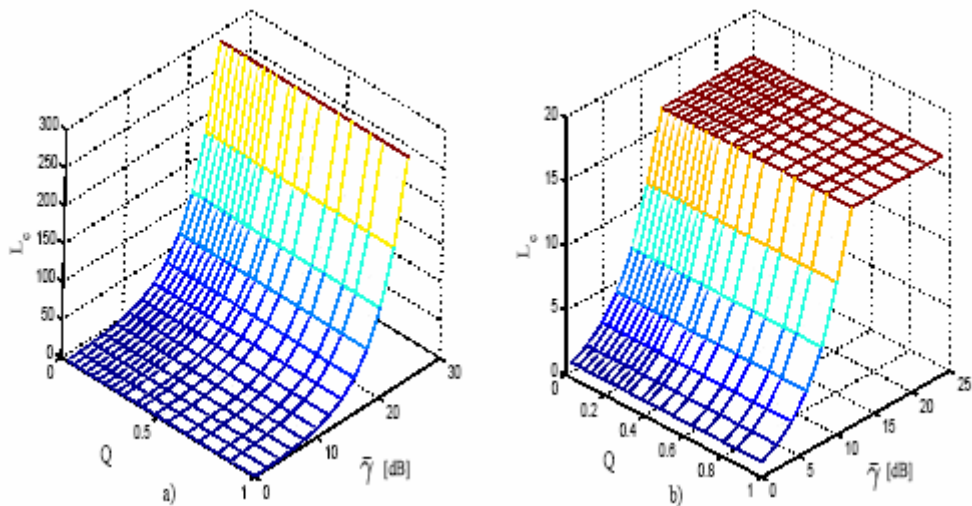
**Figura 3.3** –  $L_c$  predição baseada na equação (3.3) e adotando  $\Psi = 0,8862$ . a) sem limitação; b) mesma predição, limitada para  $L_c^{\max} = 17$ .

No entanto, como discutido no capítulo 5, essa métrica (equação 3.3) não produz os melhores desempenhos de taxa de erro nos casos de sistema com baixo carregamento ( $Q < 0,1$ ) e médio para alto SNR ( $\bar{\gamma} > 12$  dB).

Isso se deve ao fato de que a equação (3.3) mostra um comportamento exponencial notável para situações de baixo carregamento e médio para alto SNR, tal como indicado na Figura 3.3.a.

Para a métrica proposta, equação (3.2), os valores para  $L_c$  mantém-se aproximadamente constantes para a região de média-alta SNR ( $\bar{\gamma} > 24$  dB, i.e., para parte da região B e toda região C) e para qualquer valor de carregamento do sistema.

A mesma conclusão pode ser obtida para a métrica da literatura, equação (2.15), quando a Figura 3.4 é considerada: embora menos acentuada, a mesma tendência exponencial ao longo dos valores de  $L_c$  ocorre para as regiões de baixo e alto carregamento da SNR, como indicado na Figura 3.4.

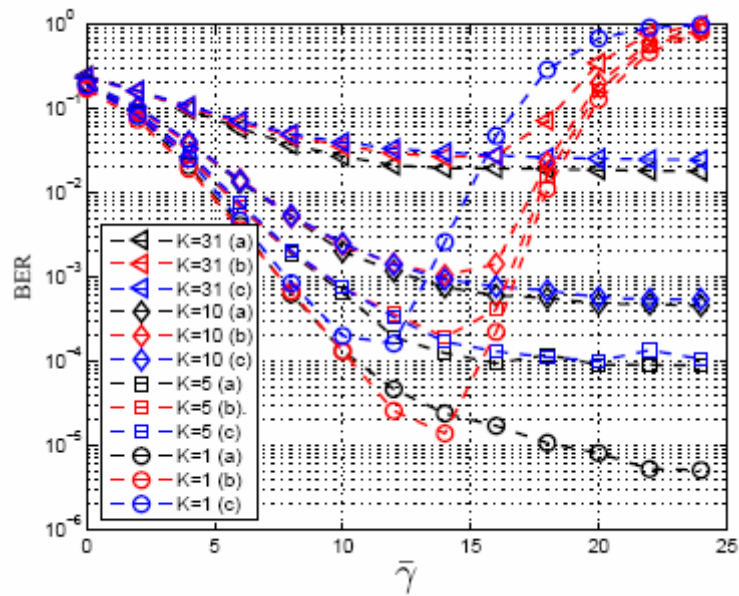


**Figura 3.4** – Predição de  $L_c$  baseada na equação (2.15) e adotando  $\Psi = 0,8862$ . a) sem limitação. b) Mesma predição, limitada em  $L_c^{\max} = 17$ .

Na verdade, para a métrica da literatura, a tendência exponencial ocorre de maneira igual independentemente do carregamento do sistema,  $Q$ , ou da faixa de SNR considerada.

### 3.5 COMPARATIVO DO DESEMPENHO PARA OS TRÊS MÉTODOS DE CÁLCULO PARA $L_c$

Como resultado, um comparativo para os três métodos de predição para  $L_c$  e mostrada na Figura 3.5, a qual sintetiza o desempenho em termos de BER, para uma ampla faixa de SNR e vários carregamento do sistema,



**Figura 3.5** – Comparação dos desempenhos BER da equação sigmoide proposta (a) x equação literatura (b) x equação SINR (c) para  $R_c = 1/3$ .

Por último, procedimento análogo foi adotado para o caso de canais seletivos seguindo a distribuição Rayleigh. No qual os parâmetros de inclinação e deslocamento horizontal da curva sigmoide, no que se refere à equação geral otimizada, apresentaram resultados muito semelhantes ao caso do canal Rayleigh plano (equação 3.2).

Assim, a partir da técnica de ajuste de curvas, propôs-se uma nova abordagem para a predição da medida de confiabilidade do canal ( $L_c$ ) em codificação turbo de sistemas DS/CDMA sujeitos a canais com desvanecimento plano e a interferência de múltiplo acesso, em que se obteve melhor consistência em termos de desempenho nas regiões de alta SNR em sistemas de múltiplo acesso DS/CDMA com detecção uniusuário, operando sob diversas condições de carregamento e codificação, e também indicando uma alternativa mais apropriada para a medida de confiabilidade do canal em comparação as equações sugeridas na literatura até o momento, considerando como métrica o desempenho BER.

## 4 HEURÍSTICAS NA DE CODIFICAÇÃO ITERATI VA DE REDU ZIDA COMPLEXIDADE

### 4.1 INTRODUÇÃO

É bem estabelecido na literatura que a complexidade computacional para um detector multiusuário com estimativas *soft* de entrada e saída (SISO - *soft-input/soft-output*) em um sistema codificado baseado no algoritmo APP (*a posteriori probability*), bem como para sistemas não-codificados (VERDU, 1998), cresce exponencialmente com o número de usuários. Tal resultado tem motivado pesquisadores da área de detecção buscarem soluções quase-ótimas (desempenho próximo aquele obtido segundo o critério de máxima verossimilhança), cujas complexidades apresentem crescimento polinomial ou mesmo linear com o número de usuários.

Este capítulo, propõe equacionar o problema da detecção multiusuário de sistemas DS/CDMA codificados sob o ponto de vista da otimização combinatória, sugerindo a utilização do algoritmo de busca local baseado na distância Euclidiana mínima (*l-opt* LS) aliado ao detector de Viterbi, quando aplicados ao problema da detecção multiusuário, sujeitos a canais com desvanecimento Rayleigh plano.

O objetivo é a partir da imposição de uma significativa restrição no espaço de busca das possíveis soluções, e baseada em um conjunto de potenciais vetores-candidatos, analisar a eficiência da estratégia proposta, considerando o compromisso desempenho *versus* acréscimo na complexidade computacional e requisito de memória, quando comparado a estratégia baseada somente no detector de Viterbi.

Resultados da literatura para sistemas DS/CDMA codificados indicam que o emprego de esquemas iterativos com algoritmos APP convencionais produzem desempenhos BER próximos aos obtidos em sistemas uniusuários para as regiões de SNR média e alta. No entanto, a complexidade do MuD-APP convencional é proibitiva para sistemas com um número razoável de usuários ( $K > 10$ ), i.e., da ordem de  $\mathcal{O}(2^K)$  por bit decodificado por iteração.

## 4.2 MODELO DO SISTEMA

O transmissor, canal e receptor para o sistema DS/CDMA síncrono codificado são esquematizados na Figura 4.1. O receptor é constituído, além do decodificador de Viterbi, de um algoritmo heurístico baseado na distância Euclidiana mínima, com o intuito de maximizar o desempenho do sistema DS/CDMA, com a minimização da taxa de erro de bits (*BER*) ou símbolos (*SER*), admitindo-se, somente, um acréscimo marginal em sua complexidade.

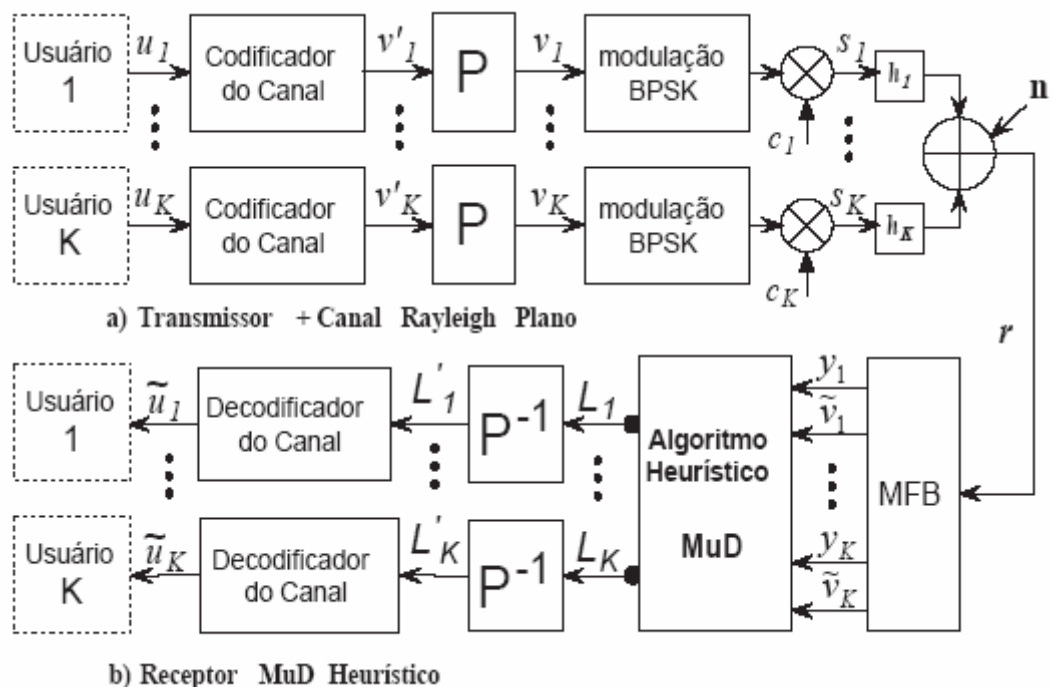


Figura 4.1 – (a) Modelo de transmissão; (b) recepção do sistema.

Esse modelo considera transmissões do enlace reverso (UL - *uplink*), em que cada um dos  $K$  usuários (MS - *Mobile Stations*) transmitem para a estação base (BS - *Base Station*) utilizando uma simples antena na transmissão e na recepção.

A informação binária do  $k$ -ésimo usuário, de comprimento  $N_u$ ,  $\{u_k[i]; i = 1, \dots, N_u\}$ , passa inicialmente por um codificador de canal, sendo adotado neste trabalho a codificação convolucional (CC - *Convolutional Code*) de taxa  $R_c = N_u/N_c$ , fornecendo, na saída do codificador, uma sequência de bits codificada

$\{v_k[i]; i = 1, \dots, N_c\}$ , de comprimento  $N_c$  bits. Esta sequência passa então por um entrelaçador aleatório, denotado pelo operador  $P$ , gerando uma sequência de bits entrelaçada  $\{v'_k[i]; i = 1, \dots, N_c\}$ . Em seguida, as informações codificadas dos  $K$  usuários são repassadas individualmente aos respectivos moduladores por deslocamento de fase binária (BPSK).

Essas informações codificadas são então espalhadas espectralmente, utilizando a técnica de sequência direta (DS/CDMA), através de uma sequência específica por usuário  $c_k$ , de comprimento  $N_s$  chips. Uma portadora de frequência  $f_c$  e utilizada para obter o sinal banda-passante. Assim, o sinal transmitido do  $k$ -ésimo usuário pode ser expresso como:

$$s_k(t) = \sqrt{2}v_k c_k(t) \cos(2\pi f_c t + \phi_k), \quad (4.1)$$

sendo considerado cada usuário com potência de transmissão unitária e  $\phi_k$  como sendo o ângulo de fase da portadora; omitiu-se o índice de bit  $i$  por razões de concisão.

O sinal modulado  $s_k$  propaga-se, então, a partir da antena de transmissão do  $k$ -ésimo usuário no canal *uplink* até a antena receptora da estação-base sujeito a um canal com desvanecimento Rayleigh plano, de resposta  $h_k$ , o qual é assumido constante durante a duração do símbolo codificado.

Dessa forma, durante o  $n_s$ -ésimo intervalo de *chip*, de duração  $T_s$ , com  $n_s = 1, \dots, N_s$ , o sinal recebido  $r_{n_s}$  pode ser considerado uma superposição dos sinais transmitidos a partir de  $K$  MSs, sendo corrompido também pelo AWGN. Com isso, durante um intervalo de símbolo qualquer, o vetor de sinal recebido em banda-base, de dimensão  $N_s \times 1$ , pode ser expresso, em notação vetorial, como:

$$\mathbf{r} = \mathbf{C}\mathbf{H}\mathbf{v} + \mathbf{n} \quad (4.2)$$

sendo que  $\mathbf{C}$  corresponde a matriz formada pelas sequências de espalhamento, de dimensão  $N_s \times K$ ;  $\mathbf{H}$  corresponde a matriz de estimativas complexas da função de transferência do canal (CHTF - *CHannel Transfer Function*), de dimensão  $K \times K$ ;  $\mathbf{v}$  corresponde ao vetor sinal transmitido equivalente em banda-base relativo aos  $K$  usuários, de dimensão  $K \times 1$  e o termo  $\mathbf{n}$  corresponde ao vetor de ruído AWGN amostrado, de média zero, variância  $\sigma_n^2 = N_0/2$  e dimensão  $N_s \times 1$ , sendo definidos como:

$$\mathbf{r} = [r_1 \ r_2 \ \dots \ r_{N_s}]^T, \quad (4.3)$$

$$\mathbf{H} = \text{diag}[h_1 \ h_2 \ \dots \ h_K], \quad (4.4)$$

$$\mathbf{v} = [v_1 \ v_2 \ \dots \ v_K]^T, \quad (4.5)$$

$$\mathbf{n} = [n_1 \ n_2 \ \dots \ n_{N_s}]^T, \quad (4.6)$$

$$\mathbf{C} = \begin{bmatrix} c_{11} & c_{21} & \dots & c_{K1} \\ c_{12} & c_{22} & \dots & c_{K2} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ c_{1N_s} & c_{2N_s} & \dots & c_{KN_s} \end{bmatrix}. \quad (4.7)$$

Observe que cada elemento de  $\mathbf{n}$  tem média zero e variância unilateral  $\sigma_n^2 = N_0$ . Por simplificação, assume-se que as CHTFs são perfeitamente estimadas na BS. Com isso, a saída do filtro casado (MF - *matched filter*) correspondente aos  $K$  usuários, considerando o uso do combinador de razão máxima (MRC - *maximal ratio combiner*) pode ser expressa como (XU L.-L. YANG; HANZO, 2008; XU R.-G. MAUNDER; HANZO, 2009):

$$\begin{aligned} \mathbf{y} &= \mathbf{C}\mathbf{H}^H\mathbf{R} = \mathbf{H}^H\mathbf{C}^T\mathbf{C}\mathbf{H}\mathbf{v} + \mathbf{H}^H\mathbf{C}^T\mathbf{n} \\ &= \mathbf{R}\mathbf{v} + \tilde{\mathbf{n}} \end{aligned} \quad (4.8)$$

sendo que:

$$\mathbf{y} = [y_1 \ y_2 \ \dots \ y_K]^T, \quad (4.9)$$

$$\mathbf{R} = \mathbf{H}^H\mathbf{C}^T\mathbf{C}\mathbf{H}. \quad (4.10)$$

Considerando decisão abrupta sobre a saída do MFB, obtém-se uma estimativa do sinal transmitido:

$$\tilde{\mathbf{v}}_i = \text{sign}[y_i] \quad (4.11)$$

sendo que  $\text{sign}(x) = x/\text{abs}(x)$ , admitindo  $x \in \mathbb{R}$ . Sendo assim, maximizar o desempenho consiste na busca da maximização da probabilidade *a posteriori*  $p(\tilde{\mathbf{v}}_i|\mathbf{r}, \mathbf{H})$ , baseado na observação do vetor do sinal recebido,  $\mathbf{r}$ , na BS, das matrizes da CHTF,  $\mathbf{H}$ , e do sinal a saída do MFB,  $\tilde{\mathbf{v}}_i$ . Usando a regra de Bayes, a probabilidade *a posteriori* pode ser expressa como (PROAKIS, 2001):

$$P(\tilde{\mathbf{v}}_i|\mathbf{r}, \mathbf{H}) = \frac{p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}_i, \mathbf{H})P(\tilde{\mathbf{v}}_i)}{p(\mathbf{r})}, \quad i = 1, 2, \dots, 2^K, \quad (4.12)$$

sendo que  $p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}_i, \mathbf{H})$  é a Função Densidade de Probabilidade (PDF – *Probability Density Function*) do vetor de sinal recebido  $\mathbf{r}$ , dado que  $\tilde{\mathbf{v}}_i$  foi transmitido e  $P(\tilde{\mathbf{v}}_i)$  é a probabilidade *a priori* da  $i$ -ésima combinação do bit do usuário  $K$  considerado. Assim, a estimativa suave (estratégia *soft*) para o bit decodificado pode ser expresso em termos da razão de verossimilhança logarítmica (LLR) associada ao  $k$ -ésimo usuário, como (MOON; STIRLING, 2002):

$$L_k = \log \frac{P(v_k = +1|\mathbf{r}, \mathbf{H})}{P(v_k = -1|\mathbf{r}, \mathbf{H})} \quad (4.13)$$

Observe que a probabilidade  $P(v_k = b \in \{+1, -1\}|\mathbf{r}, \mathbf{H})$  é obtida através de uma soma de probabilidades  $P(\tilde{\mathbf{v}}|\mathbf{r}, \mathbf{H})$  para todos os  $\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_b$ , considerando  $k$ -ésimo bit  $b$ . Desse modo, a equação (4.13) pode ainda ser expressa como:

$$L_k = \log \frac{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_+} P(\tilde{\mathbf{v}}|\mathbf{r}, \mathbf{H})}{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_-} P(\tilde{\mathbf{v}}|\mathbf{r}, \mathbf{H})}, \quad (4.14)$$

Sabe-se também que o denominador da equação (4.12) pode ser expresso como (PROAKIS, 2001):

$$p(\mathbf{r}) = \sum_{i=1}^{2^K} p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}_i, \mathbf{H})P(\tilde{\mathbf{v}}_i), \quad (4.15)$$

sendo independente de uma combinação particular para o  $i$ -ésimo vetor de bits (dimensão  $K \times 1$ ) transmitido ou para a  $i$ -ésima sequência específica considerando  $i = 1, \dots, 2^K$ .

Porém, se as probabilidades *a priori*  $P(\tilde{\mathbf{v}}_i)$  são iguais para todas as sequências, sendo  $i = 1, \dots, 2^K$ , então a equação (4.13) pode ser expressa por:

$$L_k = \log \frac{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_+} p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}, \mathbf{H})}{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_-} p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}, \mathbf{H})}, \quad (4.16)$$

Na equação (4.2),  $\mathbf{r}$  é uma variável aleatória complexa  $N_s$ -dimensional com distribuição Gaussiana, no qual o valor medio do vetor é  $\mathbf{CHv}$  e a matriz de covariância de dimensão  $(N_s \times N_s)$ ,  $\mathbf{R}_n$ , é dada por (XU L.-L. YANG; HANZO, 2008):

$$\mathbf{R}_n = \mathbf{E} \{ \mathbf{nn}^H \} = \sigma_n^2 \mathbf{I}_D, \quad (4.17)$$

sendo que  $\mathbf{I}_D$  é a matriz identidade.

Assumindo que as amostras de ruídos na BS (a cada  $T_s$ ) sejam descorrelacionados, a referida distribuyó Gaussianana complexa multi-variável pode ser descrita por (KAY, 1993):

$$p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}, \mathbf{H}) = \frac{\exp\left\{-\left(\mathbf{r} - \mathbf{CH}\tilde{\mathbf{v}}\right)^H \mathbf{R}_n^{-1} \left(\mathbf{r} - \mathbf{CH}\tilde{\mathbf{v}}\right)\right\}}{\sqrt{2\pi} |\mathbf{R}_n|^{N_s}} \quad (4.18)$$

Substituindo a equação (4.17) na equação (4.18), tem-se (PROAKIS, 2001):

$$p(\mathbf{r}|\tilde{\mathbf{v}}, \mathbf{H}) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_n^2}^{N_s}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma_n^2} \|\mathbf{r} - \mathbf{CH}\tilde{\mathbf{v}}\|^2\right\} \quad (4.19)$$

Dessa forma, a equação (4.16) pode ainda ser expressa como:

$$L_k = \log \frac{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_+} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_n^2}^{N_s}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma_n^2} \|\mathbf{r} - \mathbf{CH}\tilde{\mathbf{v}}\|^2\right\}}{\sum_{\tilde{\mathbf{v}} \in \mathcal{V}_-} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_n^2}^{N_s}} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma_n^2} \|\mathbf{r} - \mathbf{CH}\tilde{\mathbf{v}}\|^2\right\}} \quad (4.20)$$

Note-se que o universo de busca do numerador e denominador da equação (4.20) possui dimensao  $2^{K-1}$ , ou seja, cresce exponencialmente com o número de usuários.

#### 4.3 O PROBLEMA DA DECODIFICAÇÃO ML: SOLUÇÕES SUB-OTIMAS

Em 1998, Verdú (VERDÚ, 1998) mostrou que uma solução ótima para recuperar os bits de informação  $v_k$  da equação (4.1) consiste em estimar a informação transmitida utilizando a saída de um detector de máxima verossimilhança (ML - *Maximum Likelihood*).

Com isso, o detector multiusuario ótimo (OMuD - *Optimum Multiuser Detector*) consiste na busca do melhor vetor de bits de dados em um conjunto com todas as possibilidades, ou seja,  $2^K$  vetores de bits candidatos. Naturalmente, o tamanho desse conjunto cresce exponencialmente com o número de usuários, tornando impraticável examinar todos os elementos desse conjunto em sistemas com elevado número de usuários; esse problema e

conhecido na literatura como um problema de combinação NP-completo<sup>1</sup> (VERDÚ, 1989), no qual os algoritmos tradicionais de otimização combinatória são ineficientes.

Em função da alta complexidade do detector OMuD, vários trabalhos têm sido propostos recentemente na literatura a partir da aplicação de técnicas heurísticas sub-ótimas, aliado a uma redução substancial de complexidade. Neste contexto, os métodos heurísticos mostram-se como soluções atraentes, pois são ferramentas de otimização baseadas na aproximação progressiva de um dado problema.

Genericamente, sob a restrição de um espaço de busca e, portanto, sob a condição de redução de complexidade, todos os algoritmos heurísticos procuram por melhores soluções seguindo uma função custo (*fitness value*), a qual quantifica a aptidão das possíveis soluções. Através do conhecimento dessa medida de aptidão, a procura é então direcionada para as regiões do universo de busca onde a probabilidade de se encontrar a solução ótima para o problema seja maior. A reduzida complexidade resultante, aliada a uma certa qualidade das soluções encontradas, proporcionam as técnicas heurísticas aplicações em diversos problemas que envolvem otimização combinatória (GOLDBARG; LUNA, 2000).

A função custo para o contexto da detecção multiusuário é baseada na função de verossimilhança (LLF - *Log-Likelihood Function*), equação (4.19), considerando a distância Euclidiana do termo  $\|(\mathbf{r} - \mathbf{C}\mathbf{H}\tilde{\mathbf{v}})\|^2$ , podendo ser escrita como (XU L.-L. YANG; HANZO, 2008; PROAKIS, 2001):

$$D(\tilde{\mathbf{v}}) = 2\Re(\tilde{\mathbf{v}}^H \mathbf{y}) - \tilde{\mathbf{v}}^H \mathbf{R}\tilde{\mathbf{v}}. \quad (4.21)$$

No intuito de evitar o aumento exponencial da complexidade computacional, os somatórios no numerador e no denominador da equação (4.20) são substituídos pelo seu termo mais dominante, tal como sugerido em (HANZO M. MUNSTER; KELLER, 2003; XU L.-L. YANG; HANZO, 2008; XU R.-G. MAUNDER; HANZO, 2009), resultando em:

$$\begin{aligned} L_k &\approx -\frac{1}{2\sigma_n^2} (\|(\mathbf{r} - \mathbf{C}\mathbf{H}\tilde{\mathbf{v}}^+)\|^2 - \|(\mathbf{r} - \mathbf{C}\mathbf{H}\tilde{\mathbf{v}}^-)\|^2) \\ &\approx -\frac{1}{2\sigma_n^2} (D(\tilde{\mathbf{v}}^+)^2 - D(\tilde{\mathbf{v}}^-)^2) \end{aligned} \quad (4.22)$$

---

<sup>1</sup> NP - nondeterministic polynomial time, problema que não pode ser resolvido em tempo computacional por ser de ordem não polinomial, e sim de ordem exponencial.

Sendo assim, cada algoritmo heurístico aplicado ao problema da detecção multiusuário em sistemas DS/CDMA codificados busca maximizar a equação (4.21) através de um vetor de bits candidatos, denominado  $\tilde{\mathbf{v}}$ , cujo desempenho médio correspondente aproxima-se daquele obtido por um detector ML.

#### 4.4 ALGORITMO HEURÍSTICO

Qualquer algoritmo heurístico aplicado ao problema da detecção multiusuário orientará sua busca em um sub-espaço  $\mathcal{V}$  de tamanho  $< 2^K$ , na tentativa de maximizar a função custo, equação (4.21), e empregando um tempo computacional não excessivo. Para tanto, vetores de bits candidatos mais aptos  $\tilde{\mathbf{v}}$  são testados a cada iteração e o(s) melhor(es) vetor(es), no sentido da maximização da equação (4.21), é (são) selecionados para a próxima iteração, em um processo realimentado que finda quando algum critério de parada seja atingido, tal como número máximo de iterações tenha sido atingido ou um valor de limiar para a função custo, alcançado. Ao final, espera-se que a qualidade da solução obtida desse modo corresponda a um desempenho médio em termos de taxa de erro de bit (ou símbolo) muito próximo daquele obtido por um detector/decodificador ML.

##### 4.4.1 Algoritmo de Busca Local *1-opt* LS

Algoritmos *1-opt* LS pertence a uma classe de algoritmos de busca determinística, pois procura por uma solução em um sub-espaço de busca determinado pela vizinhança (distância de Hamming fixa) do vetor solução proveniente da interação anterior (TAN, 2001; REEVES, 1993).

Essa vizinhança é baseada na distância  $m$  de Hamming e, portanto, a vizinhança é composta por todos os possíveis candidatos com distância de Hamming igual a  $m$  da solução atual, ou seja, todos os vetores candidatos que diferem em  $m$  bits do vetor solução atual. Especificamente, para o algoritmo *1-opt* LS, a vizinhança é composta por todos os possíveis candidatos com distância de Hamming igual a 1. Detalhes adicionais são

fornechos no Apêndice A. O pseudo-código utilizado para o algoritmo *l-opt* LS é apresentado no Algoritmo 1.

---

**Algorithm 1** *l-opt* LS

---

Entrada:  $\tilde{\mathbf{v}}_{MFB}$ ; Saída:  $\tilde{\mathbf{v}}$

Início

1. Inicialização da busca:  $it = 1$ ,  
 $\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[1] = \tilde{\mathbf{v}}_{MFB}$ ;
  2. While  $D(\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it + 1]) \geq D(\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it])$ 
    - a. Gerar vizinhança com distância de Hamming unitária de  $\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it]$ , denominado  $\tilde{\mathbf{V}}^{\text{teste}}[it]$
    - b. Calcular a LLF, equação (4.21), para todos os vetores contidos na vizinhança unitária,  $\tilde{\mathbf{V}}^{\text{teste}}[it]$ ;
    - c. If  $\exists \tilde{\mathbf{v}}^i[it] \in \tilde{\mathbf{V}}^{\text{teste}}[it]$  onde  $D(\tilde{\mathbf{v}}^i[it]) > D(\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it])$ ,  
 $\tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}[it + 1] \leftarrow \tilde{\mathbf{v}}^i[it]$ ;  
else  
ir para passo 3;  
end
    - d.  $it = it + 1$ ;
- end
3.  $\tilde{\mathbf{v}} = \tilde{\mathbf{v}}^{\text{best}}$ .
- end

---

$\tilde{\mathbf{V}}^{\text{teste}} = [\tilde{\mathbf{v}}^1, \tilde{\mathbf{v}}^i, \dots, \tilde{\mathbf{v}}^K]$ .

$it$ : iteração atual da busca

---

## 5 RESULTADOS NUMÉRICOS

Neste capítulo são apresentados resultados de desempenho para o sistema com codificação no processo de detecção. Todos os resultados numéricos são baseados no método de simulação Monte Carlo<sup>1</sup>. O software empregado neste trabalho para realizar as simulações do sistema DS/CDMA foi o MatLab<sup>2</sup>. Cada parte do sistema de comunicação foi descrita a partir de funções computacionais, acionadas por meio de uma rotina (*script*) principal. Esse *script* contém uma interface com o usuário, facilitando a inserção de informações sobre o sistema a ser simulado.

### 5.1 CODIFICAÇÃO CONVOLUCIONAL *VERSUS* TURBO

Para todas as simulações Monte Carlo (OKANO; CIRÍACO; ABRÃO, 2007b, 2007a), foram adotados os seguinte parâmetros de sistema:

- número mínimo de erros por ponto = 10;
- seqüências de espalhamento aleatórias com ganho de processamento  $N = 31$ ;
- canal com dois percursos e desvanecimento lento seguindo a distribuição Rayleigh com atrasos aleatorios ordenados e uniformemente distribuídos no intervalo  $[0; N - 1]T_c$ ;
- perfil atraso-potência (exponencial decrescente) com  $\mathbb{E} [\Psi_{k,1}^2] = 0,652$  e de  $\mathbb{E} [\Psi_{k,2}^2] = 0,348, \forall k$ ;
- carregamento variável,  $K = [3, 7, 12, 17, 22]$  em função do número de usuários ativos, dependendo do sistema analisado, resultando em um carregamento,  $Q = \frac{K}{N}$ .

---

<sup>1</sup> Descrito no anexo C.

<sup>2</sup> versão 7.3 do software produzido pela Math Works

**Tabela 5.1** – Principais parâmetros do sistema no comparativo da codificação convolucional (CC) com a codificação turbo (TC).

Sist.	$K$	$Q(\%)$	$f_D$ (Hz)	$f_c$ (GHz)	$\mathbb{E}[\Psi_{k,1}^2]$	$\mathbb{E}[\Psi_{k,2}^2]$	$\bar{\gamma}$ (dB)	
							CC	TC
S1	3	9,68 %	222,2	2	0,652	0,348	[0,14]	[0,16]
S2	7	22,58 %	222,2	2	0,652	0,348	[0,14]	[0,16]
S3	12	38,71 %	222,2	2	0,652	0,348	[0,14]	[0,16]
S4	17	54,84 %	222,2	2	0,652	0,348	[0,14]	[0,16]
S5	22	70,97 %	222,2	2	0,652	0,348	[0,14]	[0,16]

A Tabela 5.1 sintetiza os principais parâmetros do sistema adotados nas simulações MCS.

Para efeito de comparação foi incluído o desempenho Monte Carlo para o limite analítico quando não há codificação e nem MAI no sistema (SuB - *Single User Bound*) (PROAKIS, 1995):

$$BER_{SuB} = \frac{1}{2} \sum_{\ell=1}^D \left\{ \left[ 1 - \sqrt{\frac{\bar{\gamma}_\ell}{\bar{\gamma}_\ell + 1}} \right] \prod_{i, i \neq \ell}^D \frac{\bar{\gamma}_\ell}{\bar{\gamma}_\ell + \bar{\gamma}_i} \right\} \quad (5.1)$$

sendo que  $D$  é a diversidade Rake (número de ramos no receptor); nesta comparação, adotou-se  $D = L$  e  $\bar{\gamma}_\ell$  o valor medio quadrático do  $\ell$ -ésimo sinal recebido.

Utilizou-se a relação sinal-ruído média no receptor ( $E_b/N_0$ ),  $\bar{\gamma} = \sum_{\ell=1}^D \bar{\gamma}_\ell$  e  $\bar{\gamma}_\ell = \frac{E_b}{N_0} \mathbb{E}[\Psi_\ell^2]$ , no intervalo  $\bar{\gamma} = [0; 16]$  dB para decodificação turbo e  $\bar{\gamma} = [0; 14]$  dB para decodificador de Viterbi,

A cada realização MCS, assume-se que todos os  $K$  usuários apresentem velocidades constantes e uniformemente distribuídas no intervalo  $[0; v_{max}]$  resultando em uma frequência Doppler máxima de  $f_D = \frac{v_{max}}{\lambda_c} = 222,2 \text{ Hz}$  para uma frequência da portadora  $f_c = \frac{1}{\lambda_c} = 2 \text{ GHz}$ .

Na especificação do CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999), o entrelaçador e cuidadosamente projetado visando evitar o mapeamento de bits em posições vizinhas dentro da mesma janela de processamento. As linhas são embaralhadas de acordo com uma regra, e os elementos dentro de cada linha são permutadas de acordo com uma sequência linear específica. Por fim, os endereços de saída são lidos por coluna.

No entanto, neste trabalho, utilizou-se uma estrutura simplificada para o entrelaçador. O entrelaçador utilizado realiza a permutação dos bits de forma aleatória, sendo as posições sorteadas a cada quadro de  $I$  bits transmitidos.

Uma forma generalizada da codificação não recursiva, utilizada para o algoritmo de Viterbi é dada por (SOLEYMANI; GAO; VILAIPOORNSAWAI, 2002):

$$G(E) = [g_0(E), g_1(E), \dots, g_{n-1}(E)] \quad (5.2)$$

Para a codificação convolucional adotou-se os polinômios geradores<sup>3</sup>, dado em octal, conforme a Tabela 5.2:

**Tabela 5.2** – Polinômios da codificação convolucional.

Taxa $1/n$	Número de Registradores $Q_R$	Polinômio			
		$g_0$	$g_1$	$g_2$	$g_3$
1/2	8	753	561	-	-
1/3	8	557	663	711	-
1/4	8	765	671	513	473

Adotou-se a matriz geradora dos códigos turbo da forma (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999; SOLEYMANI; GAO; VILAIPOORNSAWAI, 2002):

$$G(E) = \left[ 1, \frac{g_0(E)}{d(E)}, \frac{g_1(E)}{d(E)} \right] \quad (5.3)$$

$$= \left[ 1, \frac{1 + E + E^3}{1 + E^2 + E^3}, \frac{1 + E + E^2 + E^3}{1 + E^2 + E^3} \right]$$

ou  $[1, \frac{15}{13}, \frac{17}{13}]_{\text{octal}}$ , conforme apresentado na Tabela 5.3.

**Tabela 5.3** – Polinômios para codificação turbo em octal.

Taxa $1/n$	Número de Registradores $Q_R$	Polinômio		
		$d$	$g_0$	$g_1$
1/2, 1/3, 1/4	3	13	15	17

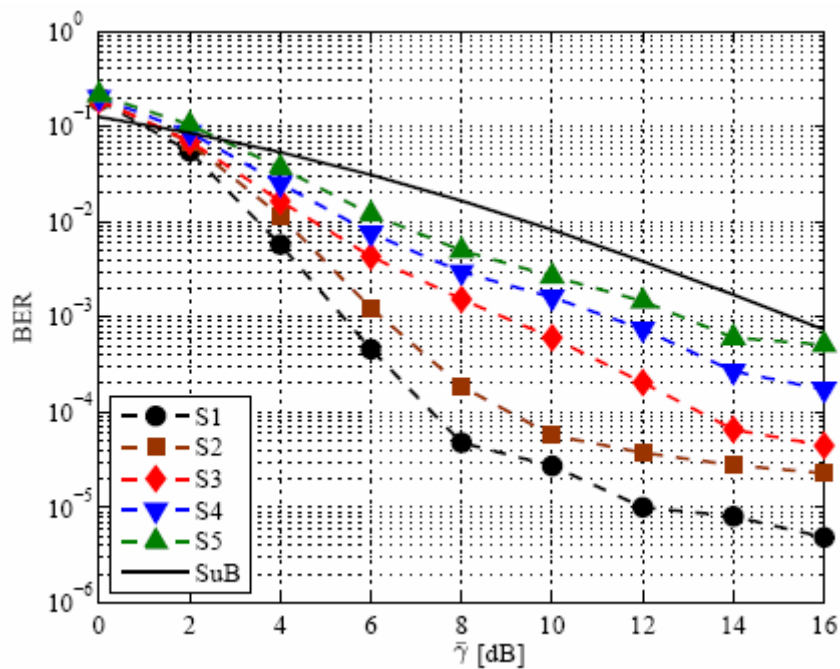
<sup>3</sup> No anexo D são apresentados em mais detalhes, entre outros aspectos associados à codificação convolucional, a respeito dos polinômios e matrizes geradoras dos códigos convolucionais e turbo utilizados neste trabalho.

Analisou-se o desempenho dos algoritmos de Viterbi e turbo para três taxas de codificação,  $\frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ , acarretando numa taxa básica de transmissão e tamanho dos pacotes que podem ser observados na Tabela 5.4.

**Tabela 5.4** – Parâmetros dos algoritmos de Viterbi e Turbo.

Cenário	$1/n$	$R_b$ (bps)	Bits Transmitidos ( $I$ )	
			Viterbi	Turbo
1	$1/2$	14400	280	282
2	$1/3$	9600	184	186
3	$1/4$	6800	128	130

A Figura 5.1 apresenta o desempenho do decodificador turbo com cinco iterações considerando diferentes índices de carregamento (sistemas 1, 2, 3, 4 e 5) e cenário 2.



**Figura 5.1** – Desempenho para decodificação turbo em cenário  $N_{iter} = 5$ .

Observa-se que o desempenho da estratégia turbo mostra-se melhor que o SuB, considerando modulação BPSK e ausência de codificação, para toda a faixa de  $\bar{\gamma} > 2,5$  dB e número de usuários simulado, mostrando ser uma estratégia capaz de garantir uma baixa BER mesmo para pequenos valores de  $\bar{\gamma}$  quando em canal multipercurso.

Observa-se que para garantir uma  $BER < 10^{-4}$  e considerando  $K < 12$  usuários, é necessário apenas uma relação de  $\bar{\gamma} < 16$  dB. Entretanto, quando se aumenta o carregamento, o desempenho é degradado proporcionalmente, mostrando que a estratégia turbo é sensível ao aumento do número de usuários no sistema.

Quando o carregamento aumentar, deve-se utilizar de forma combinada uma maior taxa de codificação, uma melhor estratégia para o entrelaçador e desentrelaçador e/ou um maior número de iterações visando atingir a BER desejada. Ou seja, com o aumento da quantidade de usuários ativos no sistema, tem-se o aumento da MAI e como consequência a degradação do desempenho BER; assim, para se manter a taxa de erro de bits em um determinado patamar, deve-se aumentar a taxa de codificação e, portanto diminuir a taxa de bits de informação transmitida.

A Figura 5.2 apresenta o desempenho do decodificador de Viterbi considerando diferentes índices de carregamento (sistemas 1, 2, 3, 4 e 5) e cenário 2.

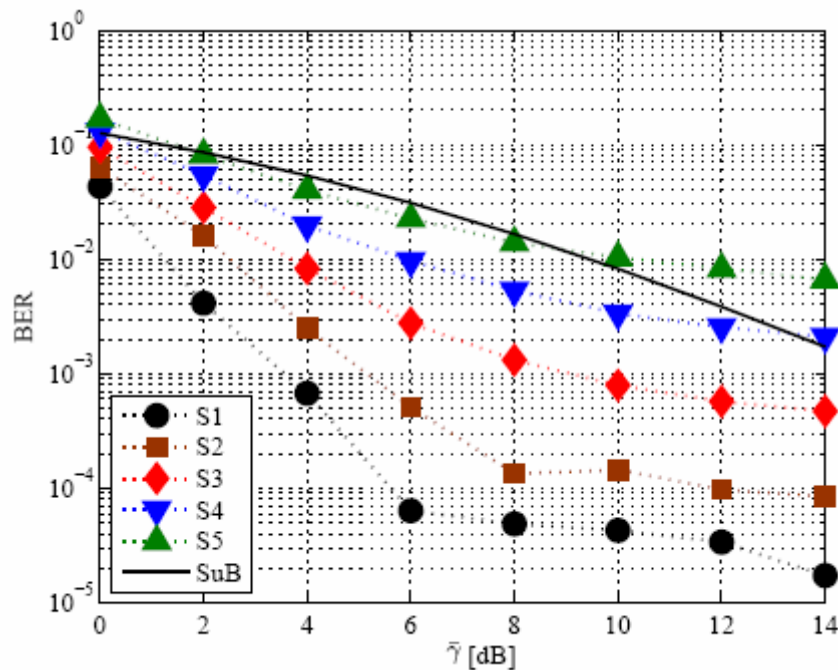


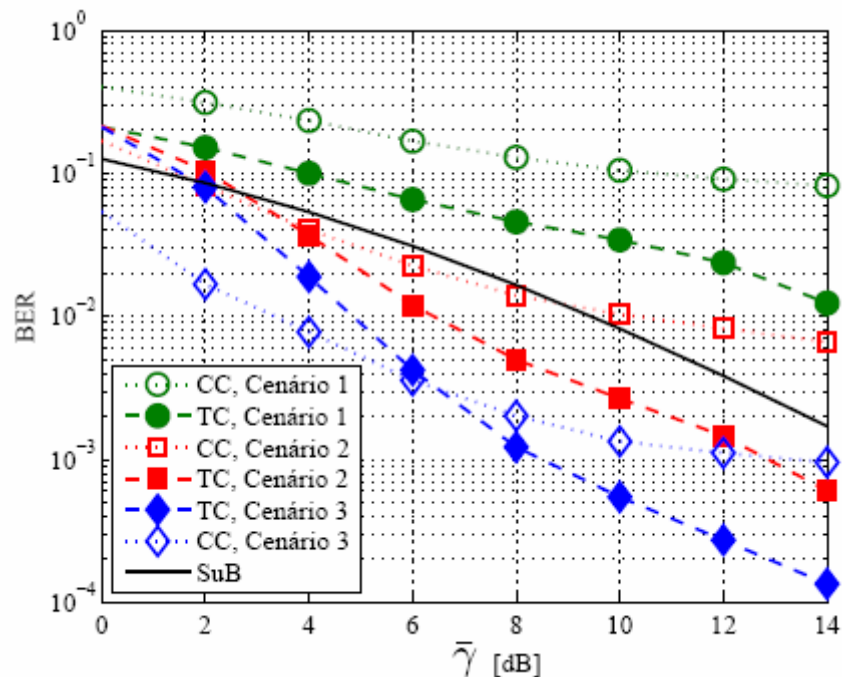
Figura 5.2 – Desempenho para o decodificador de Viterbi em cenário 2.

Note-se que o desempenho do decodificador de Viterbi também é melhor que o SuB, considerando modulação BPSK e ausência de codificação, para a faixa de  $\bar{\gamma} < 10$  dB e número de usuários simulado, garantindo também uma baixa BER, mesmo para pequenos valores de  $\bar{\gamma}$ , quando em canal multipercurso.

No entanto, quando se aumenta o carregamento o desempenho é degradado proporcionalmente. Observado-se na Figura 5.2 para uma relação sinal-ruído ( $\bar{\gamma}$ ) igual a 8 dB, o desempenho em termos de BER para o sistema S2 ( $K = 7$  usuários) é de  $\approx 1,5 \times 10^{-4}$  e para o sistema S3 ( $K = 12$  usuários) o desempenho é de  $\approx 1,3 \times 10^{-3}$ , ou seja, a degradação do sistema para a decodificação de Viterbi é de aproximadamente uma década, quando o carregamento do sistema passa de 22,6% para 38,71 %.

Outro aspecto que pode ser observado na Figura 5.2 é que para se obter um desempenho em termos de BER de  $1 \times 10^{-3}$ , para o sistema S2 ( $K = 7$  usuários), necessita-se uma relação sinal-ruído de  $\bar{\gamma} \approx 5$  dB e para o sistema S3 ( $K = 12$  usuários) uma relação sinal-ruído de  $\bar{\gamma} \approx 9$  dB, isto é, quando o carregamento do sistema passou de 22,6 % (sistema S2) para 38,71 % (sistema S3) o incremento necessário na relação sinal-ruído é de 4 dB de modo a obter o mesmo desempenho em termos de BER.

A Figura 5.3 apresenta o desempenho dos decodificadores de Viterbi e turbo considerando diferentes taxas de codificação (cenários 1, 2 e 3) e carregamento do sistema S5 ( $K = 22$  usuários).



**Figura 5.3** – Desempenho para decodificação turbo e Viterbi considerando carregamento do sistema 5 para diferentes cenários.

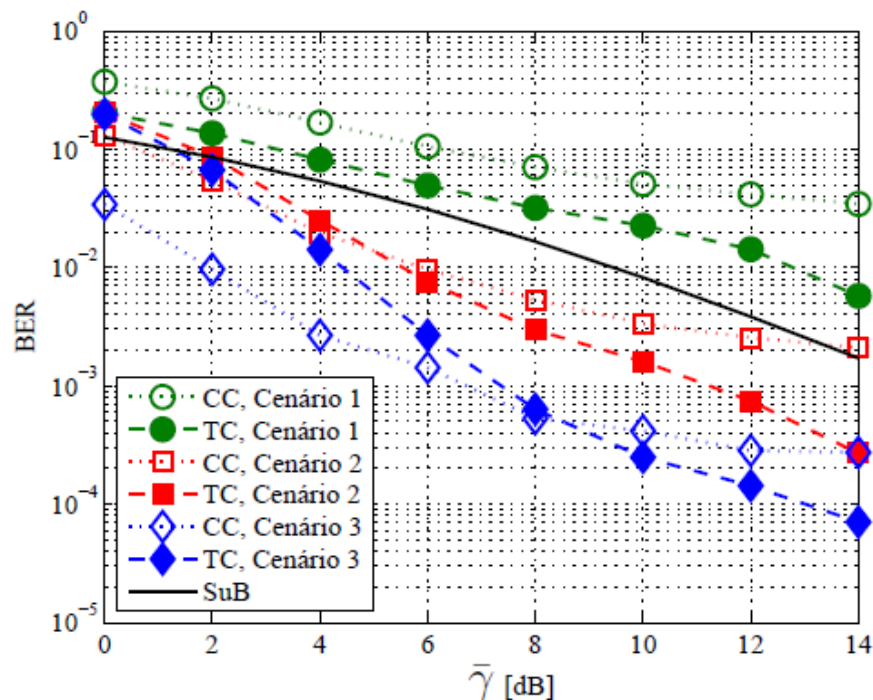
Quando se compara o decodificador turbo com o de Viterbi, observa-se que para taxa de codificação pequena, 1/2 (cenário 1), o decodificador turbo apresenta melhor desempenho para toda a faixa de  $\bar{\gamma}$  simulada.

Para taxa de codificação de 1/3 (cenário 2) e 1/4 (cenário 3), o decodificador turbo passa a apresentar melhor desempenho que o decodificador de Viterbi, quando  $\bar{\gamma} > 4$  dB e  $\bar{\gamma} > 6$  dB, respectivamente.

Portanto, a medida que a taxa de codificação aumenta, o desempenho do decodificador turbo torna-se melhor que o decodificador de Viterbi. Esse melhor desempenho da decodificação turbo, também ocorre, à medida que a faixa de  $\bar{\gamma}$  aumenta.

Constata-se ainda pela Figura 5.3 com carregamento de 70 %, que a decodificação turbo com taxa de codificação de 1/3 (cenário 2), passa a ter desempenho superior a decodificação de Viterbi com taxa de codificação de 1/4 cenário 3), quando a faixa de  $\bar{\gamma} \approx > 13$  dB, ou seja, além de apresentar um desempenho em termos de melhor BER, a quantidade de bits de informação transmitida e 30 % maior.

A Figura 5.4, apresenta resultados de desempenho para sistema S4 ( $K = 17$ ), com carregamento de 55% e três cenários de taxa de codificação. Para o cenário 1 (taxa de codificação de 1/2) o decodificador turbo tem desempenho superior para toda faixa de  $\bar{\gamma}$  analisada.



**Figura 5.4** – Desempenho para decodificação turbo e Viterbi considerando carregamento do sistema 4 para diferentes cenários.

Para os cenários 2 (taxa de codificação de 1/3) e 3 (taxa de codificação de 1/4), o decodificador turbo supera o de Viterbi, quando a relação sinal-ruído  $\bar{\gamma} > 6$  dB e  $\bar{\gamma} > 8$  dB, respectivamente, conforme pode ser comprovado pela Figura 5.4. Ou seja, para o sistema 4 ( $K = 17$  usuários), o decodificador turbo supera ao de Viterbi, para uma relação sinal-ruído de 2 dB maior quando comparado ao sistema 5 ( $K = 22$  usuários) da Figura 5.3, no qual o decodificador turbo superou o de Viterbi para relação sinal-ruído de  $\bar{\gamma} > 4$  dB e  $\bar{\gamma} > 6$  dB, respectivamente para cenários 2 e 3.

Portanto conclui-se, que o decodificador turbo é menos sensível ao aumento do carregamento e conseqüentemente da MAI que o decodificador de Viterbi.

## 5.2 DESEMPENHO BER DA CODIFICAÇÃO TURBO UTILIZANDO A NOVA ABORDAGEM PARA $L_c$

Nesta seção serão analisados os desempenhos obtidos a partir da nova abordagem para a medida da confiabilidade do canal  $L_c$ , equação (3.2) (OKANO; CIRÍACO; ABRÃO, 2008). Para todas as simulações Monte Carlo, foram adotados os seguinte parâmetros de sistema:

- número mínimo de erros por ponto = 10;
- sistema DS/CDMA assíncrono com ganho de processamento  $N = 31$ ;
- SNR médio com  $\bar{\gamma} = [0; 16]$  e  $[0; 25]$  dB para canais Rayleigh multipercurso e plano, respectivamente;
- atrasos aleatórios uniformemente distribuídos ao longo do intervalo  $\tau_{k,\ell} \in [0; N - 1]T_c$ ;
- seqüências curtas PN (*pseudo-noise*), i.e., comprimento igual a  $N = \frac{T_b}{T_c}$ ;
- número de usuários ativos:  $K = [1, 5, 10, 15, 20, 25, 31]$ , i.e., carregamento do sistema na faixa de  $0,0323 \leq Q \leq 1$ ;
- controle perfeito de potência: todos os usuários recebem com a mesma potência,  $P_1 = P_2 = \dots = P_K$ ;
- canais com desvanecimento de Rayleigh: lento e seletivo em freqüência com perfil de atraso de potencial exponencial decrescente  $\forall k$  como indicado na Tabela 5.5;

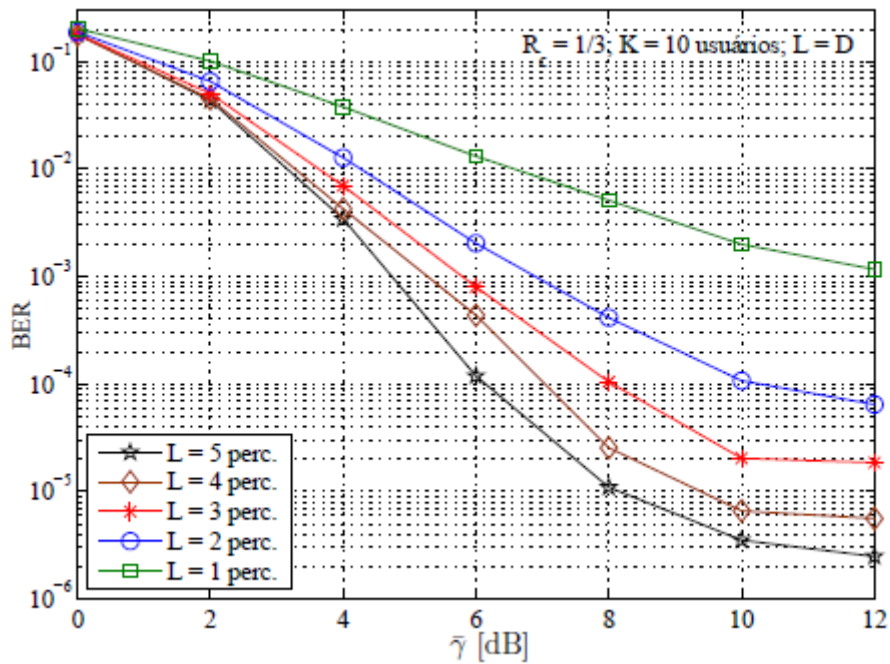
- $K$  usuários com velocidade constante e uniformemente distribuídos, resultando em uma frequência máxima Doppler de  $f_D = 222, 2$  Hz e frequência da portadora de  $f_c = 2$  GHz;
- receptor convencional com diversidade Rake com  $D = L$  e regras MRC;
- entrelaçador P e desentrelaçador  $P^{-1}$  de tamanho 382;
- Outros parâmetros de sistema empregado, tais como taxa de codificação, tipo de concatenação do codificador turbo estão de acordo com as especificações do sistema CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999):
  - matriz geradora dos códigos turbo:  $[1, \frac{15}{13}, \frac{17}{13}]_{\text{oct}}$ ;
  - taxa de codificação:  $R_c = \frac{1}{n} = \frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \text{ e } \frac{1}{4}$ ;
  - taxa de transmissão básica  $R_b$ : 14400 bps, 9600 bps e 6800 bps;
  - tempo de quadro: 20ms;
  - IS-RTT<sup>4</sup> modo de operação: taxa de *chip* 1, 2288 Mcps (BW = 1, 25 MHz)

**Tabela 5.5** – Perfil de potência adotado (exponencial decrescente) para os canais Rayleigh multipercursos.

$L$	$\mathbb{E} [\Psi_{k,1}^2]$	$\mathbb{E} [\Psi_{k,2}^2]$	$\mathbb{E} [\Psi_{k,3}^2]$	$\mathbb{E} [\Psi_{k,4}^2]$	$\mathbb{E} [\Psi_{k,5}^2]$
1	1	-	-	-	-
2	0,6513	0,3486	-	-	-
3	0,5489	0,2938	0,1572	-	-
4	0,5062	0,2710	0,1450	0,0776	-
5	0,4860	0,2601	0,1392	0,0745	0,0399

Assim, o desempenho turbo foi analisado para três taxas de codificação, o que equivale a 282, 186 e 130 bits de informação e adicionados 6 bits referentes aos dois registradores de deslocamento de 3 estágios cada, totalizando 288, 192 e 136 bits, associados a taxa de codificação de  $R_c = 1/2$  (14400 bps),  $1/3$  (9600 bps) e  $1/4$  (6800 bps), respectivamente, transmitidos em um quadro de 20 ms.

<sup>4</sup> Radio Transmission Technology.



**Figura 5.5** – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com  $L = 1, 2, 3, 4$  e  $5$  percursos,  $K = 10$  e  $R_c = 1/3$

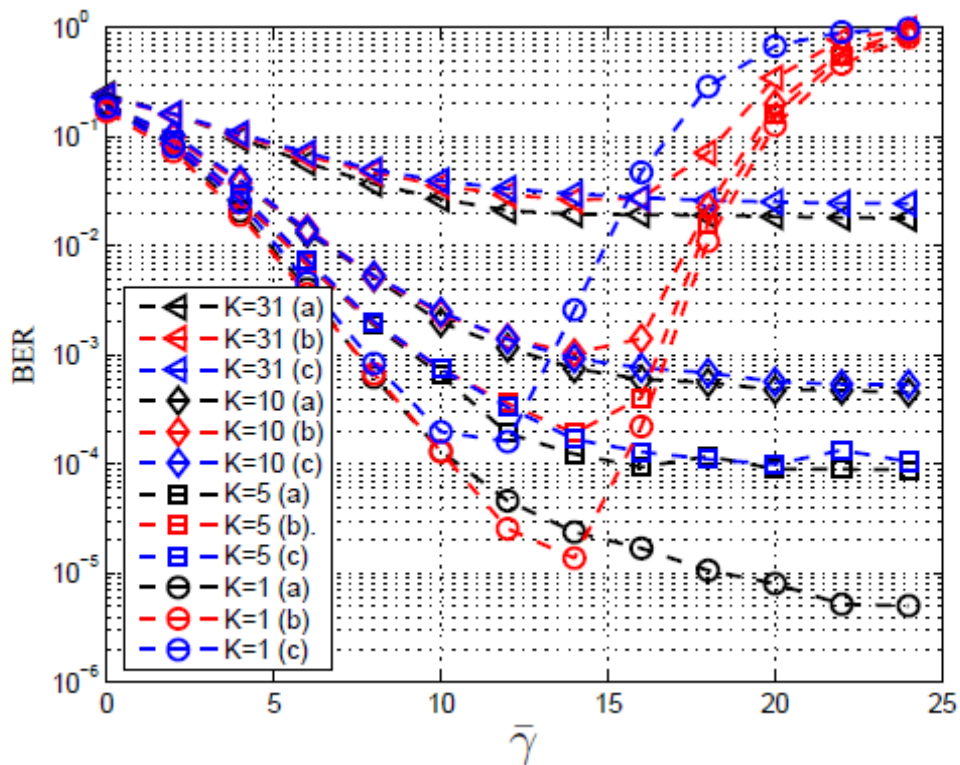
A Figura 5.5 apresenta a melhoria de desempenho em termos de BER em função do aumento do número dos percursos de diversidade, considerando taxa de codificação e carregamento intermediários,  $R_c = 1/3$  e  $K = 10$  usuários, respectivamente. Novamente, a aplicação do critério confiabilidade do canal baseada na equação (3.2) proposta traz resultados consistentes com o incremento da diversidade Rake.

O desempenho do sistema turbo DS/CDMA utilizando como métrica a SINR, mostrou ser inapropriada, já que ao contrário da equação sigmóide sugerida (3.2), que apresenta bom desempenho para toda a faixa de  $\bar{\gamma}$  e para qualquer quantidade de usuários ativos ( $K$ ), a utilização da equação (3.3), para os casos em que a quantidade de usuários ativos for  $K \leq 3$  (baixo carregamento) e faixa de  $\bar{\gamma} > 12$  dB, o desempenho é degradado.

Esse fato ocorre uma vez que o valor da medida da confiabilidade do canal ( $L_c$ ) utilizando-se a equação 3.3 apresenta um comportamento exponencial acentuado, isto é, para valores de  $K \leq 3$  e  $\bar{\gamma} > 12$  dB (ver Figura 3.3), o que não ocorre quando se utiliza a equação sigmóide proposta pela equação (3.2).

Tudo isso pode ser comprovado comparando-se as Figuras 3.3 e 3.2, ou seja, quando se utiliza a equação sigmóide proposta (3.2) tem-se o mesmo comportamento para a faixa de  $0 \leq \bar{\gamma} \leq 24$  dB e qualquer quantidade de usuários ativos ( $K$ ), o que não ocorre para a equação (3.3).

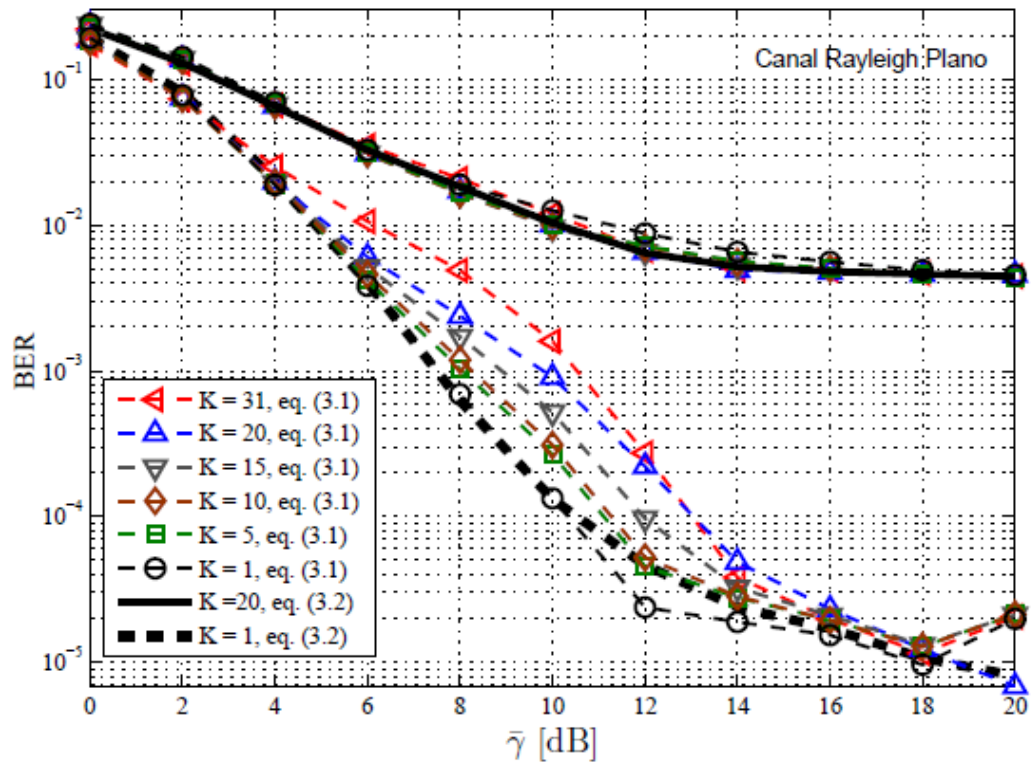
Adicionalmente, vale salientar que a equação sigmóide proposta (3.2) apresenta uma menor complexidade computacional do que a equação (3.3) baseado na SINR. Adicionalmente, a equação sigmóide proposta que resultou em melhor desempenho para todas as condições e cenários analisados, como mostra a Figura 5.6.



**Figura 5.6** – Comparação do desempenho BER considerando  $R_c = 1/3$  e: (a) equação sigmóide proposta; (b) equação literatura; (c) equação SINR.

A Figura 5.7 compara os resultados de desempenho MCS em termos de BER aplicando a medida de confiabilidade otimizada do canal, para a faixa de  $\bar{\gamma} \in [0; 20]$  dB e dois carregamentos ( $Q_{Su}$  e  $Q_{Mh}$ ): equações sigmóide ajustada para diferentes carregamentos do sistema, equação (3.1) *versus* equação sigmóide geral (3.2).

Note que a aplicação da equação sigmóide geral (3.2) resulta em um desempenho ligeiramente superior para quase toda a faixa de  $\bar{\gamma}$  em relação ao desempenho obtido com a equação sigmóide para um carregamento específico,  $Q_{Su}$ ; essa superioridade se torna imperceptível com o aumento do carregamento do sistema,  $Q_{Mh}$ .



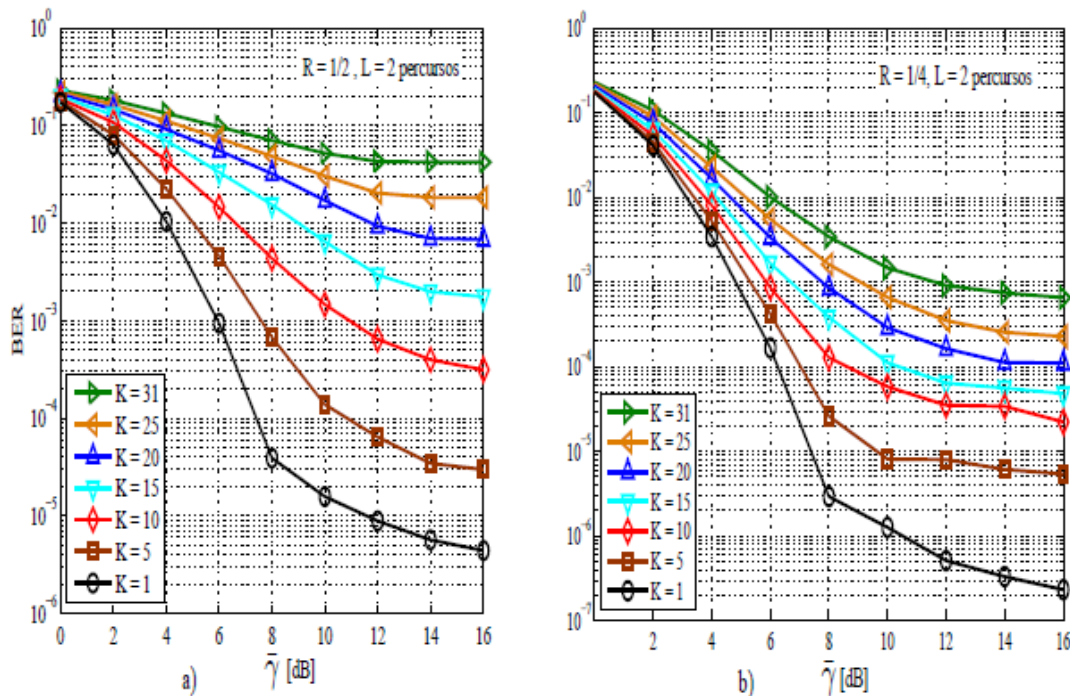
**Figura 5.7** – Desempenho BER  $\times \bar{\gamma}$  para baixo ( $K = 1$ ) e médio-alto ( $K = 20$ ) carregamento do sistema para a equação sigmóide (3.2) versus (3.1) com específico  $Q$ .

Os resultados de desempenho considerando diferentes taxas de codificação e carregamento do sistema, obtidos por meio de MCS, indicam que a aplicação da confiabilidade do canal Rayleigh plano baseado na equação sigmóide proposta (3.2), em comparação com a equação da literatura (2.15), resulta em desempenho similar para  $\bar{\gamma} \in [0; 14]$  dB, enquanto que para as regiões de médio e alto SNR ( $\bar{\gamma} > 14$  dB).

O desempenho obtido a partir da equação proposta (3.2) para a confiabilidade e coerente, porém o desempenho BER obtido da equação da literatura (2.15) torna-se inadequado nessas regiões.

Observe que para toda a faixa de SNR e carregamento considerado, o desempenho alcançado pelo sistema turbo DS/CDMA com o critério proposto para a confiabilidade do canal (equação 3.2) é coerente. O resultado obtido é semelhante ou superior ao alcançado com a (equação 2.15), dependendo da região considerada para a SNR ( $\bar{\gamma}$ ), a Figura 5.6 ilustra esta afirmação para o caso  $R_c = 1/3$ .

A Figura 5.8 ilustra o desempenho MCS em função de  $\bar{\gamma}$  para duas taxas de codificação,  $R_c = 1/2$  e  $1/4$ , e sob diferentes cargas do sistema com canais de dois percursos Rayleigh lento, considerando a medida proposta confiabilidade do canal, equação (3.2).



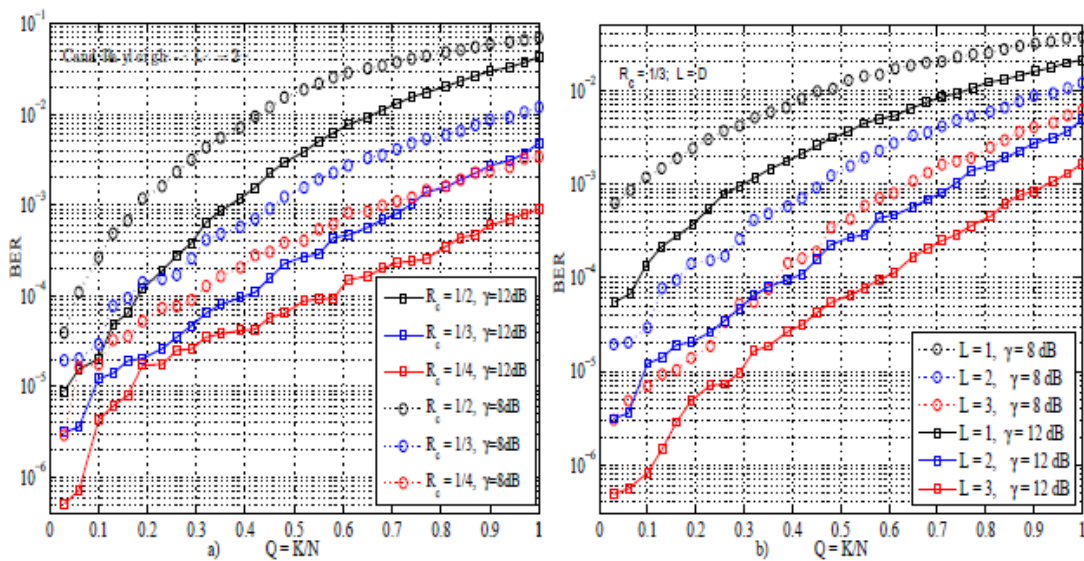
**Figura 5.8** – Desempenho MCS considerando a proposta equação sigmoide sob canal Rayleigh seletivo ( $L = 2$  percursos) e carregamento distinto. Taxa de codificação: a)  $R = 1/2$ ; b)  $R = 1/4$ .

A Figura 5.8 mostra que para uma relação sinal-ruído  $\bar{\gamma} = 10$  dB e um desempenho  $BER \approx 1 \times 10^{-4}$ , o sistema com taxa de codificação de  $R_c = 1/2$ , o sistema consegue comportar em torno de 5 usuários simultâneos, enquanto que para taxa de codificação de  $R_c = 1/4$ , o sistema comporta em torno de 15 usuários, isto é, aproximadamente três vezes mais. Por outro lado, para taxa de codificação  $R_c = 1/2$  e  $K=15$  usuários, o desempenho  $BER \approx 6,5 \times 10^{-3}$ , ou seja, o desempenho em termos de BER para taxa de codificação  $1/4$  e superior na ordem de  $\approx 1,6$  décadas.

A Figura 5.9.a. mostra o desempenho BER em função do carregamento do sistema, considerando  $R_c = 1/2, 1/3$  e  $1/4$ . e para relação sinal-ruído,  $\bar{\gamma} = 8$  e  $12$  dB. Note que para as três taxas de codificação, carregamento e intervalo de SNR considerado, o desempenho alcançado pelo sistema DS/CDMA turbo com canais multipercursos Rayleigh e

aplicando a equação para confiabilidade do canal proposta (3.2), apresentam resultados coerentes considerando a taxa de codificação analisada e carregamento associado.

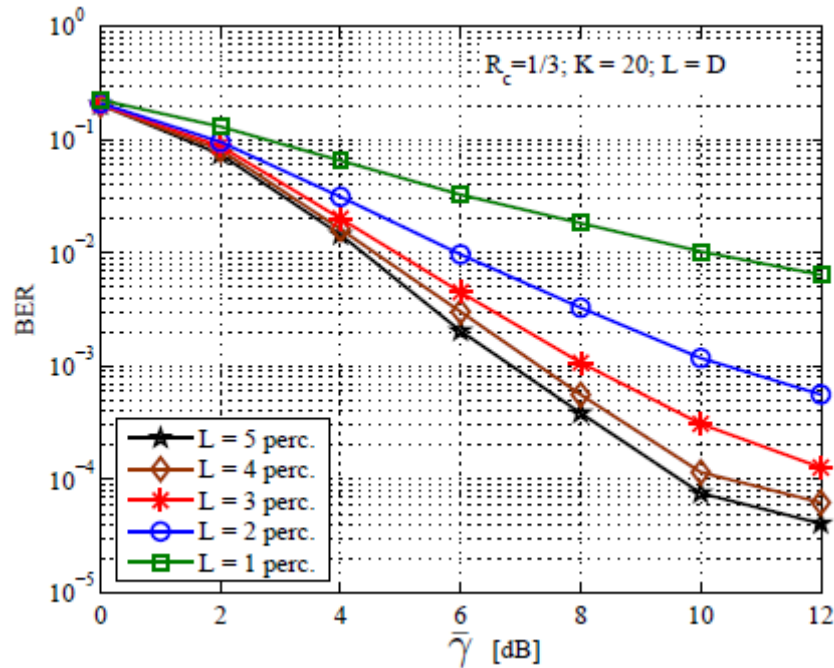
A Figura 5.9.a. mostra que para obter um desempenho  $BER \approx 1 \times 10^{-4}$  e relação sinal-ruído,  $\bar{\gamma} = 8$  dB, o máximo de carregamento que se pode obter considerando as taxas de codificação de  $\frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  são de  $\approx 5\%$ ,  $\approx 15\%$  e  $\approx 30\%$  respectivamente, mostrando que o aumento do carregamento afeta mais as taxas de codificação menores, o que é justificável uma vez que a quantidade de informação redundante também é menor.



**Figura 5.9** – Desempenho MCS em função do carregamento do sistema considerando: a)  $\bar{\gamma} = 8$  e 12 dB,  $L = 2$  percursos e três taxas de codificação. b) caminhos distintos ( $L = 1, 2$  e 3 percursos) para a diversidade  $\bar{\gamma} = 8$  e 12 dB.  $R_c = 1/3$ .

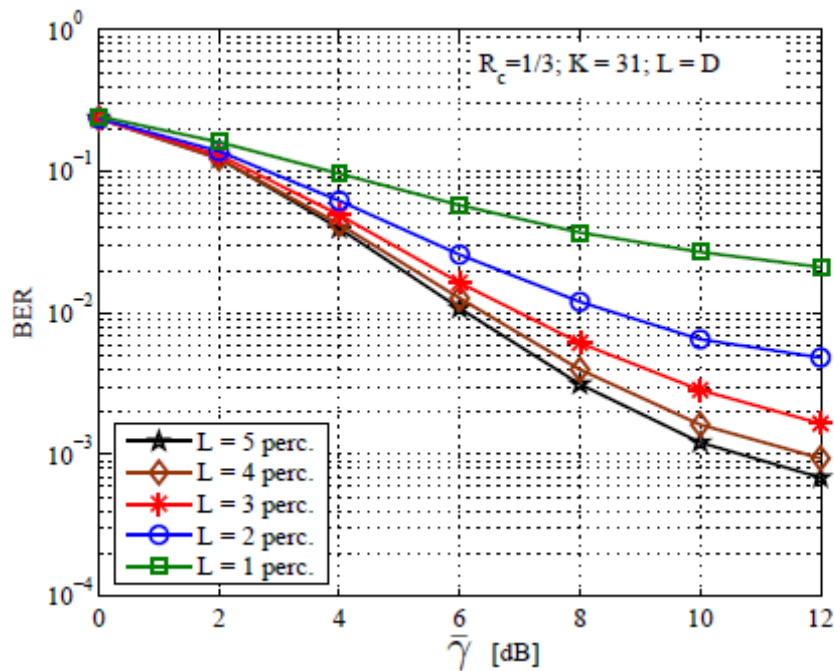
A Figura 5.9.b. apresenta o desempenho  $BER \times Q$  considerando o incremento de percursos de diversidade para taxa de codificação de  $1/3$  e  $\bar{\gamma} = 8$  e 12 dB. Constata-se que, para qualquer valor de  $L$ ,  $Q$  e SNR escolhido, o desempenho para sistemas DS/CDMA turbo também apresenta resultados consistentes. Verifique que o desempenho do sistema é similar para as curvas considerando  $L = 3$  percursos para diversidade e relação sinal-ruído,  $\bar{\gamma} = 8$  dB e  $L = 2$  percursos para diversidade e relação sinal-ruído,  $\bar{\gamma} = 12$  dB, mostrando que para este caso, o ganho com o aumento de um percurso para a diversidade é corresponde ao incremento na relação sinal-ruído,  $\bar{\gamma}$ , em 4 dB.

Conforme esperado, as Figuras 5.10 e 5.11 mostram a melhoria de desempenho em termos de BER em função do aumento de percursos de diversidade, considerando  $R_c = 1/3$  e carregamento na faixa de  $\approx 65\%$  a  $100\%$ .



**Figura 5.10** – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com  $L = 1, 2, 3, 4$  e  $5$  percursos,  $K = 20$  e  $R_c = 1/3$ .

As Figuras 5.10 e 5.11 mostram que o ganho decorrente do aumento da diversidade de percursos é relevante até o terceiro percurso em um receptor convencional com diversidade Rake, cujo número de ramos é assumido idêntico ao número de percursos  $D = L$ . A partir de  $D = L = 4$ , a melhoria passa a ser modesta em função do crescimento da complexidade computacional correspondente.



**Figura 5.11** – Desempenho MCS para canais com desvanecimento lento e seletivo em frequência com  $L = 1, 2, 3, 4$  e  $5$  percursos,  $K = 31$  e  $R_c = 1/3$ .

### 5.3 DECODIFICAÇÃO DE VITERBI ASSOCIADO AO USO DA TÉCNICA DE BUSCA LOCAL

Nesta seção são apresentados os resultados de desempenho para sistemas DS/CDMA codificados, utilizando algoritmo de busca local no processo de detecção multiusuário (OKANO; CIRÍACO; ABRÃO, 2009).

Em todas as simulações Monte Carlo, os seguintes parâmetros de sistema foram adotados:

- número mínimo de erros/ponto = 15;
- sequências de espalhamento aleatórias com ganho de processamento  $N = 31$
- controle perfeito de potência: nível dos sinais recebidos referentes a todos os usuários apresentam a mesma potência,  $P_1 = P_2 = \dots = P_K$ , independente de sua posição geográfica;
- número de usuários ativos:  $K = [1, 10, 15, 20, 25, 31]$ , i.e., carregamento do sistema na faixa de  $0,0323 \leq Q \leq 1$ ;

- para os parâmetros do canal, adotou-se o modelo de *Jakes* modificado (DENT; BOTTOMLEY; CROFT, 1993), com frequência da portadora  $f_c = 2$  GHz,
- número de osciladores  $N_d = 36$ ;
- velocidades de deslocamento dos móveis uniformemente distribuídas entre 0 e 120 km/h ;
- relação sinal-ruído média no receptor,  $\bar{\gamma} = \sum_{\ell=1}^D \bar{\gamma}_\ell$ , no intervalo  $\bar{\gamma} = [0; 12]$  dB, tanto para decodificação de Viterbi utilizando algoritmo de busca local 1—LS com saída suave e abrupta, como para o decodificador de Viterbi na ausência de algoritmos heurísticos;

Foram utilizados os códigos convolucionais relativos ao padrão CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999) propostos pela IS-2000, que têm:

- comprimento de restrição igual a 9 (oito registradores);
- taxa de codificação  $R_c = 1/3$
- polinômios geradores em binário e octal:

$$g_0 = 101101111_2 = 557_8$$

$$g_1 = 110110011_2 = 663_8$$

$$g_2 = 111001001_2 = 711_8$$

- bloco do entrelaçamento (*interleaver*) dos bits de informação codificados na forma de uma matriz de 576 células, com 32 linhas e 18 colunas, com entrada por coluna e saída por linha, enquanto o desentrelaçador (*deinterleaver*) forma uma matriz com 18 linhas e 32 colunas de modo a desentrelaçar os bits codificados (símbolos).

A Tabela 5.6 apresenta os valores dos principais parâmetros adotados nas simulações.

**Tabela 5.6** – Principais parâmetros do sistema DS/CDMA com codificação convolucional e decodificação multiusuário baseado em busca local 1 — *opt LS*.

Modulação	BPSK
Sequências de Espalhamento	Rnd 31
Tipo de Codificação	convolucional
Taxa de Codificação	1/3
Comprimento de Restrição	9
Polinômio Gerador	$(557, 663, 711)_8$
<i>t</i> blen	27
Número Bits de Quantização	6
Tamanho do Frame	192
Duração do Frame	20 ms
Ganho de Processamento	31
Frequência da Portadora	2 GHz
Tamanho do Entrelaçador	576
Algoritmo Heurístico	<i>1-opt LS</i>

Para o computo da decodificação de Viterbi dessa seção, utilizou-se uma função disponível no *software* **MatLab**. Desta forma, necessita-se ajustar dois parâmetros de entrada que afetam a decodificação:

1. comprimento do *traceback* (*t*blen - *traceback length*);
2. número de bits de quantização (*BQ*).

A seleção de valores para esses dois parâmetros é discutida brevemente a seguir.

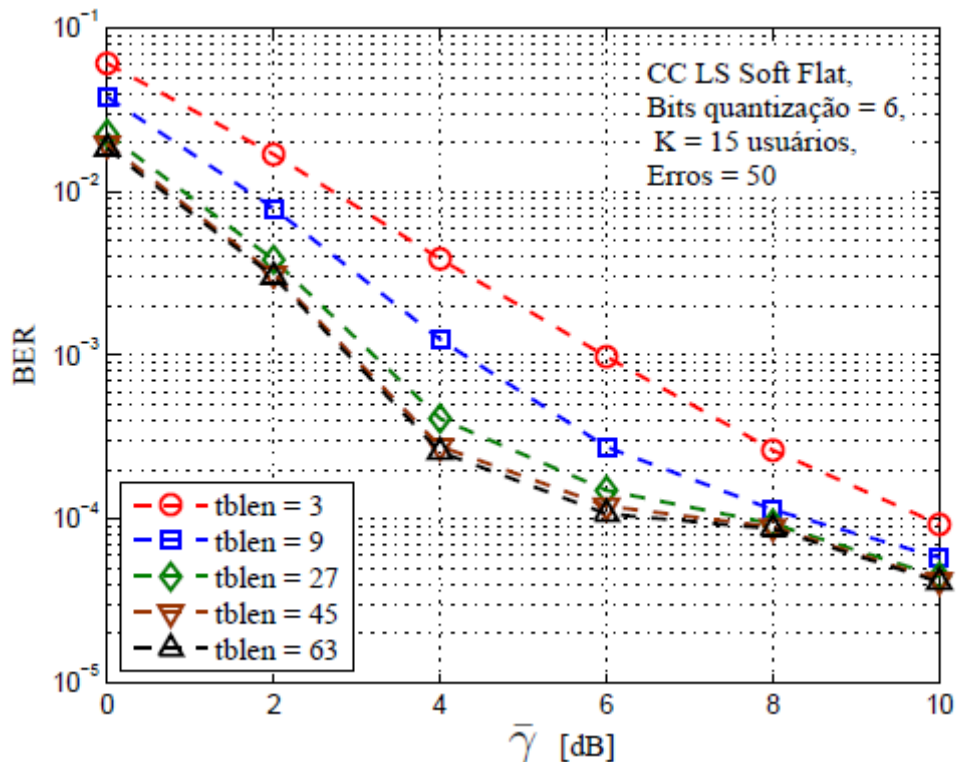
#### **Parâmetro *t*blen**

Para um ajuste otimizado do valor para o parâmetro *t*blen, o qual está associado ao número de percursos sobreviventes dos estados correntes da treliça, inicialmente adota-se como limitante superior igual o valor de 5 vezes o comprimento de restrição (também denominado comprimento de constrição) do polinômio gerador do código convolucional utilizado (LIEW; HANZO, 2001). Tal parâmetro está associado as transições armazenadas em memória.

Posteriormente, visando otimizar este parâmetro, foram realizadas simulações para a determinação de um valor de melhor compromisso, em que se considerou um carregamento médio ( $K = 15$  ou 48, 4%), uma relação sinal-ruído média no receptor no

intervalo  $\bar{\gamma} = [0; 10]$  dB e quantidade de bits de quantização, ( $BQ$ ), igual a 6 para o caso de decodificação suave (*soft*) de Viterbi.

A Figura 5.12 apresenta a melhoria de desempenho a medida que o comprimento do *traceback* aumenta. A melhor escolha em termos do compromisso desempenho  $\times$  requisito de memória, consiste em adotar  $\text{tblen} = 27$ , i.e., um valor 3 vezes o comprimento de restrição:  $\text{tblen} = 3 \times 9 = 27$ .



**Figura 5.12** – Número de percursos sobreviventes na decodificação suave (*soft*) ou rígida (*hard*) de Viterbi.

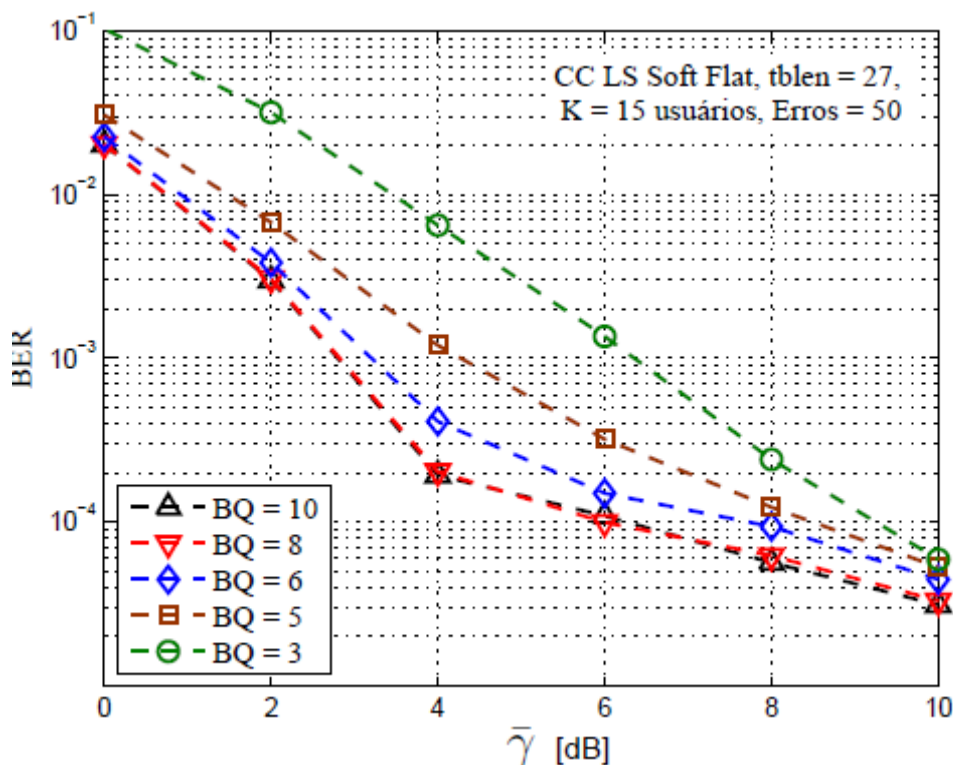
Note-se que tal escolha representa uma economia de processamento em relação à topologia proposta em (LIEW; HANZO, 2001), uma vez que o total de percursos sobreviventes foi reduzido de 5 vezes (LIEW; HANZO, 2001) para 3 vezes o valor do comprimento de restrição com o uso da estratégia *l-opt* LS proposta neste trabalho.

### Parâmetro bits de quantização

O número de bits de quantização ( $BQ$ ) e outro parâmetro que afeta diretamente a qualidade da decodificação suave de Viterbi, já que ao contrário da decodificação com decisão abrupta, na qual os sinais são quantizados em apenas dois níveis

(zero e um), a adoção da quantização do sinal em múltiplos níveis implica em um ganho no processo de decodificação.

Novamente, buscou-se um valor de compromisso (incremento na complexidade  $\times$  melhoria de desempenho) para o parâmetro  $BQ$ . Observando-se a Figura 5.13, os desempenhos decorrentes da utilização dos valores  $BQ = 3, 5, 6, 8, 10$ , conclui-se que não houve ganho de desempenho significativo para  $BQ > 6$ .

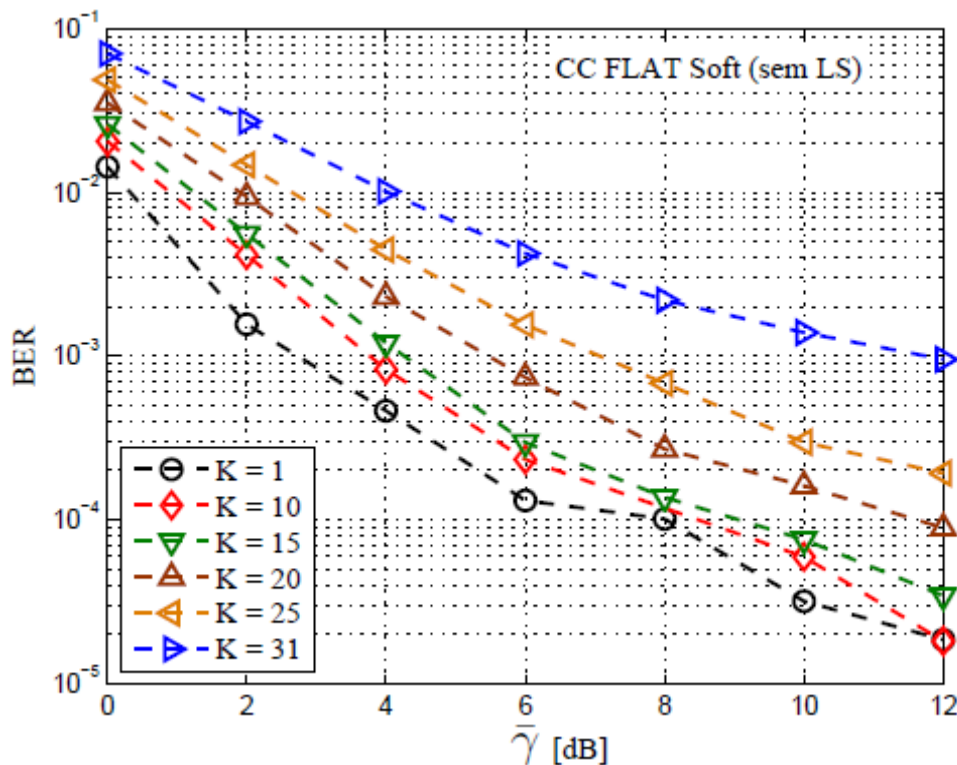


**Figura 5.13** – Número de bits de quantização para a decodificação suave de Viterbi.

Portanto, adotou-se  $BQ = 6$  para os demais *setup* de simulação para decodificação suave de Viterbi com abordagem *1-opt* LS desta seção.

### Desempenho dos Algoritmos de Busca Local com Decisão Suave (*soft*)

**Desempenho sem a utilização de técnicas heurísticas** A Figura 5.14 mostra o desempenho em termos de taxa de erro de bit média (BER) do decodificador de Viterbi com decisão *soft* na ausência do algoritmo de busca local, em função do aumento do carregamento.



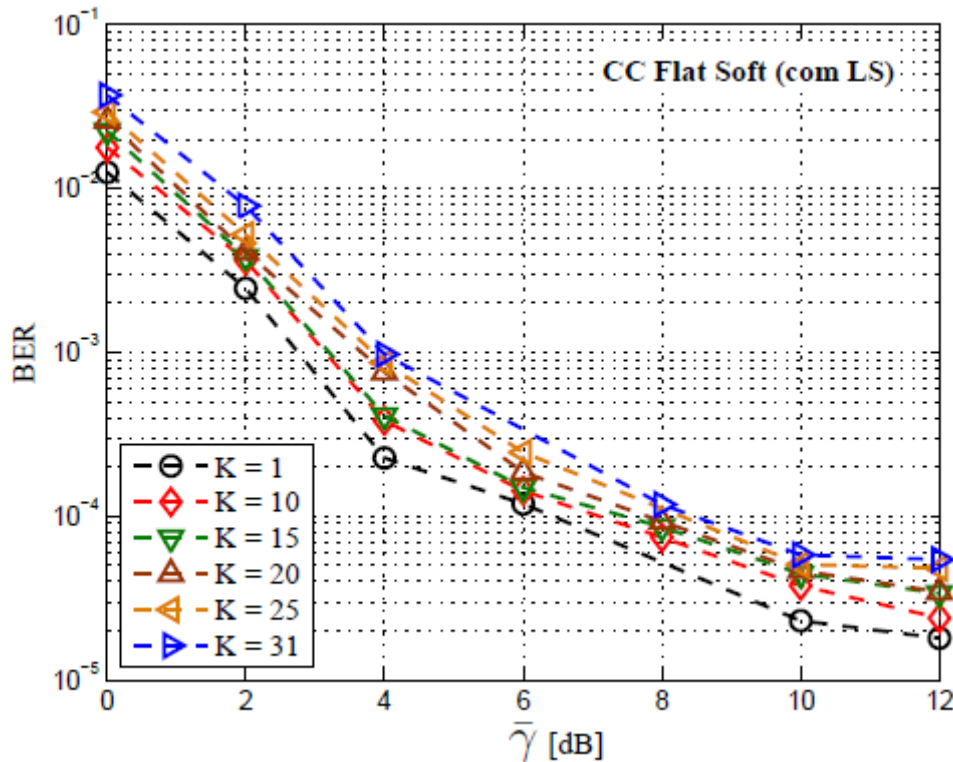
**Figura 5.14** – Desempenho para a decodificação suave de Viterbi para canais Rayleigh plano sem utilização de técnicas heurísticas

Note-se que à medida que o número de usuários é incrementado, o desempenho do sistema sofre apreciável degradação, praticamente duas ordens de grandeza em  $\bar{\gamma} = 12$  dB quando o número de usuários passa de  $K = 1$  para  $K = 31$ , indicando que o decodificador de Viterbi é extremamente sensível ao aumento da interferência de múltiplo acesso (MAI). Assim, para a condição  $\bar{\gamma} = 12$  dB e carregamento igual a 100% ( $K=31$  usuários) da Figura 5.14, o sistema atinge  $BER = 1,3 \times 10^{-3}$  com o uso da decodificação convencional, em contraposição ao caso de carregamento mínimo ( $K = 1$  usuário), quando o sistema atinge  $BER = 2 \times 10^{-5}$ .

### Desempenho com a utilização de técnicas heurísticas

No entanto, com a utilização de métodos heurísticos, e particularmente os de busca local (LS), há um sensível ganho de desempenho em relação ao método convencional de decodificação convolucional *soft*, principalmente quando o carregamento do sistema cresce.

A Figura 5.15 ilustra essa melhoria de desempenho para quando o algoritmo 1-*opt* LS e incorporado.



**Figura 5.15** – Desempenho para a decodificação suave de Viterbi para canais Rayleigh plano utilizando algoritmo 1-*opt* LS.

Note-se que para a condição  $\bar{\gamma} = 12$  dB e carregamento igual a 100% ( $K=31$  usuários) da Figura 5.15, empregando-se a técnica 1-*opt* LS, o sistema atinge  $BER = 5,6 \times 10^{-5}$ , ou seja, um incremento de desempenho em termos de BER da ordem de  $\approx 1,6$  décadas em relação ao obtido na Figura 5.14.

Quando comparado ao desempenho do decodificador suave de Viterbi na ausência da técnica 1-*opt* LS (Figura 5.14), conclui-se que a decodificação de Viterbi torna-se relativamente robusta ao incremento da MAI.

### Comparativo de Desempenho do Decodificador Suave de Viterbi

A Figura 5.16 compara a robustez da estratégia proposta em relação ao aumento do carregamento, com e sem 1-*opt* LS, considerando decisões *soft* ou *hard* e  $\bar{\gamma} = 8$  dB.

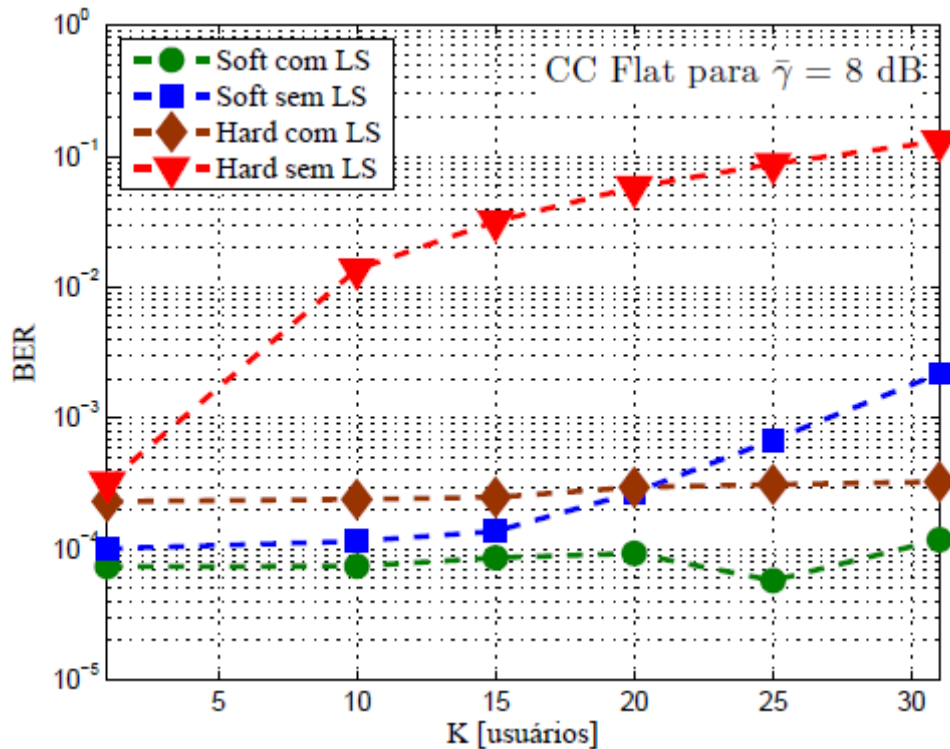


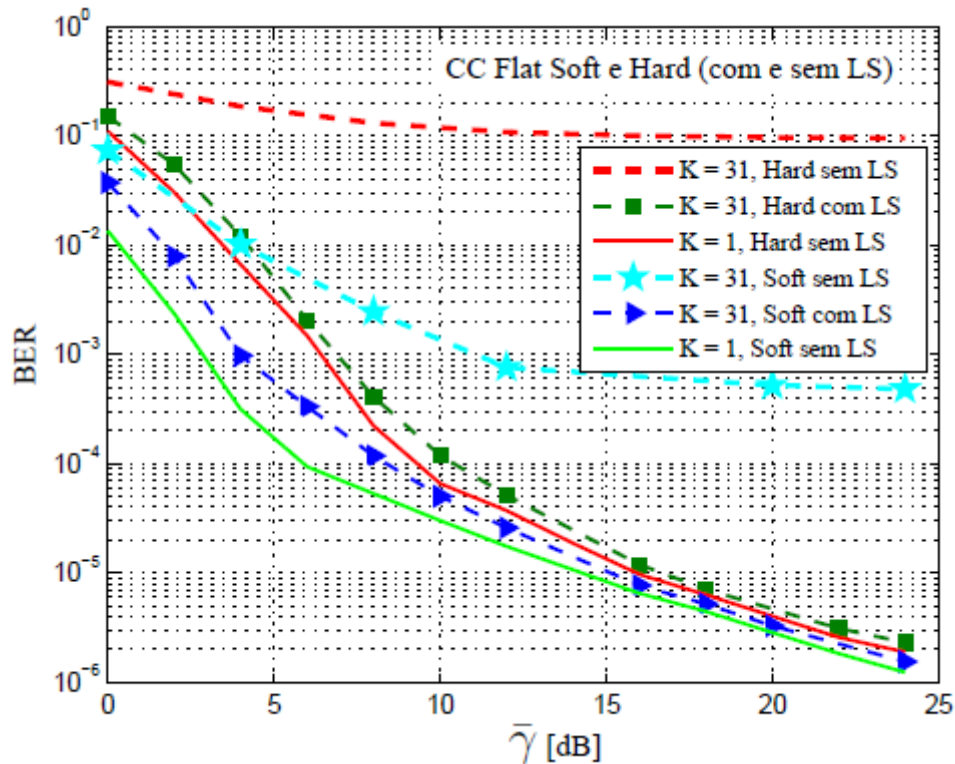
Figura 5.16 – Desempenho em função do carregamento para  $\bar{\gamma} = 8$  dB.

Observe-se que na presença da estratégia *l-opt* LS, a inclinação das duas curvas (decisões *soft* e *hard*) é praticamente zero, indicando que o desempenho do sistema é pouco afetado pelo aumento da interferência de múltiplo acesso. Portanto, o emprego de técnicas heurísticas na decodificação convolucional de Viterbi mostra-se efetiva e robusta à interferência de múltiplo acesso.

Por outro lado, na ausência da etapa *l-opt* LS na decodificação, o desempenho do sistema é progressivamente degradado para a decisão *hard* em função do aumento do carregamento; para a decisão *soft* o efeito dessa degradação ocorre a partir de 50% de carregamento.

### Aplicabilidade da Estratégia Proposta sob a Condição de Elevado Carregamento

A Figura 5.17 apresenta a melhoria de desempenho da estratégia proposta em relação a estratégia convencional de decodificação convolucional em função do aumento da relação sinal-ruído. Para esta verificação de sua aplicabilidade, considerou-se a situação de pior caso para a MAI, ou seja, carregamento de 100% ( $K=31$ ).



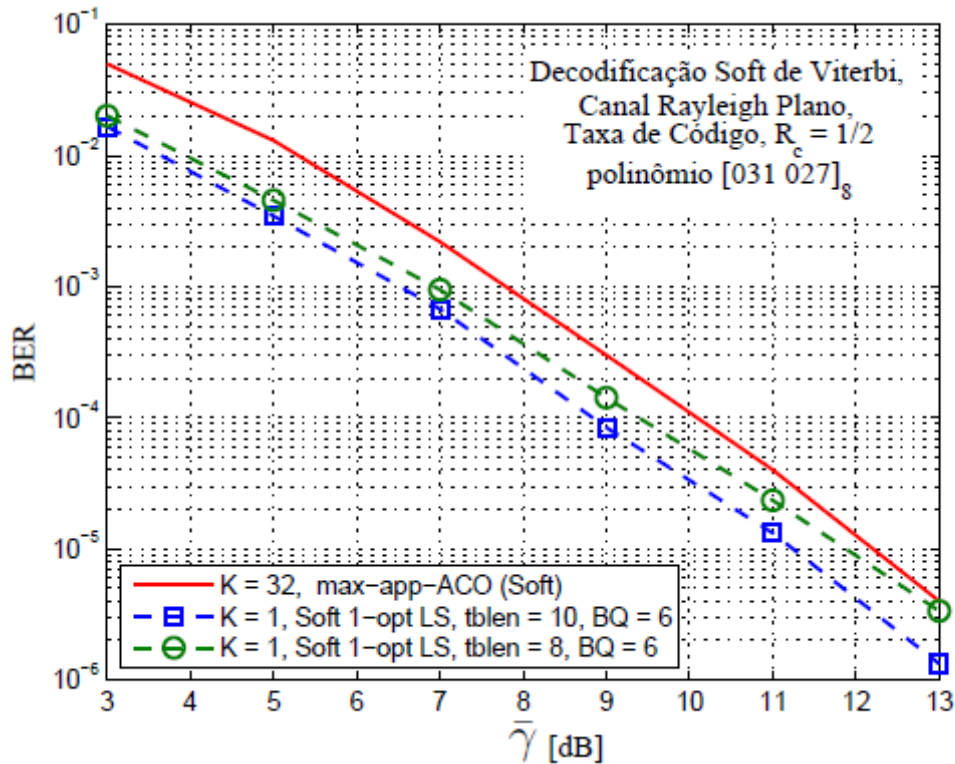
**Figura 5.17** – Comparação dos desempenhos das decodificações *soft* e *hard* de Viterbi em canais Rayleigh plano com e sem o uso do *I-opt* LS.

Nessa condição, limite de interferência de múltiplo acesso, nota-se que o desempenho da estratégia proposta é muito próximo da situação de melhor caso para as regiões de médio e alto SNR ( $\bar{\gamma}$  10 dB), ou seja, ausência de MAI ( $K=1$ ) para ambos os tipos de decodificação (*soft* e *hard*).

No entanto, observa-se que na ausência do algoritmo *I-opt* LS, o desempenho obtido pelo decodificador é extremamente degradado quando o número de usuários aumenta de  $K=1$  para  $K=31$ , evidenciando a aplicabilidade da estratégia proposta em ambientes de múltiplo acesso, elevados carregamentos e canais com desvanecimento.

### Comparação com Resultados da Literatura

A Figura 5.18 compara o desempenho do decodificador convolucional *soft I-opt* LS de Viterbi proposto sob canais Rayleigh plano (OKANO; CIRÍACO; ABRÃO, 2009), com a técnica heurística de otimização por colônia de formigas (ACO -*Ant Colony Optimization*) proposta em (XU B. HU; HANZO, 2008).



**Figura 5.18** – Comparação dos desempenho para a decodificação *soft* de Viterbi para canais Rayleigh plano das técnicas max-app-ACO e *1-opt* LS.

Com o objetivo de se comprovar a validade do algoritmo heurístico *1-opt* LS proposto, comparou-se o desempenho obtido com aqueles resultados reportados em trabalhos recentes publicados em 2008 e início de 2009, (XU B. HU; HANZO, 2008; XU L.-L. YANG; HANZO, 2008; XU R.-G. MAUNDER; HANZO, 2009).

Observando-se os resultados de desempenho utilizando as técnicas *soft*-ACO para  $K = 32$  e *1-opt* LS  $K = 1$  na Figura 5.18, e considerando-se os parâmetros para  $tble = 8$  e  $BQ = 6$  para o *1-opt* LS, conclui-se que a técnica proposta apresenta resultados de desempenhos compatíveis com os da técnica *soft*-ACO, porém com menor complexidade computacional, conforme análise desenvolvida no próximo capítulo.

## 6 COMPLEXIDADE COMPUTACIONAL

Neste capítulo é realizada uma análise comparativa da complexidade computacional para as abordagens referentes ao decodificador turbo e algoritmo de Viterbi, tendo como variáveis a relação sinal-ruído, o número de usuários (diversas situações de carregamentos), quantidade de bits de informação (taxa de codificação), levando-se em conta situações de interesse prático em engenharia.

### 6.1 COMPLEXIDADE DO DECODIFICADOR TURBO E DE VITERBI

No intuito de expressar e comparar a complexidade das estratégias de decodificação turbo e Viterbi considerou-se a análise da ordem do número de transições na treliça computadas e o requisito de alocação de memória.

Nessa análise considerou-se apenas a complexidade das estratégias de decodificação turbo e de Viterbi.

A complexidade associada ao modulador e ao demodulador (Rake) não foram consideradas, pois tornam-se insignificantes quando comparadas com a complexidade das estratégias de decodificação.

#### 6.1.1 Complexidade Computacional ( $\mathcal{O}$ )

Note-se que a complexidade dos decodificadores dependem diretamente do número de transições na treliça por bit de informação. Para o codificador convolucional binário, existem apenas duas transições possíveis para cada um dos  $2^{Q_R}$  estados. Com isso, pode-se aproximar a complexidade do decodificador de Viterbi como (LIEW; HANZO, 2001):

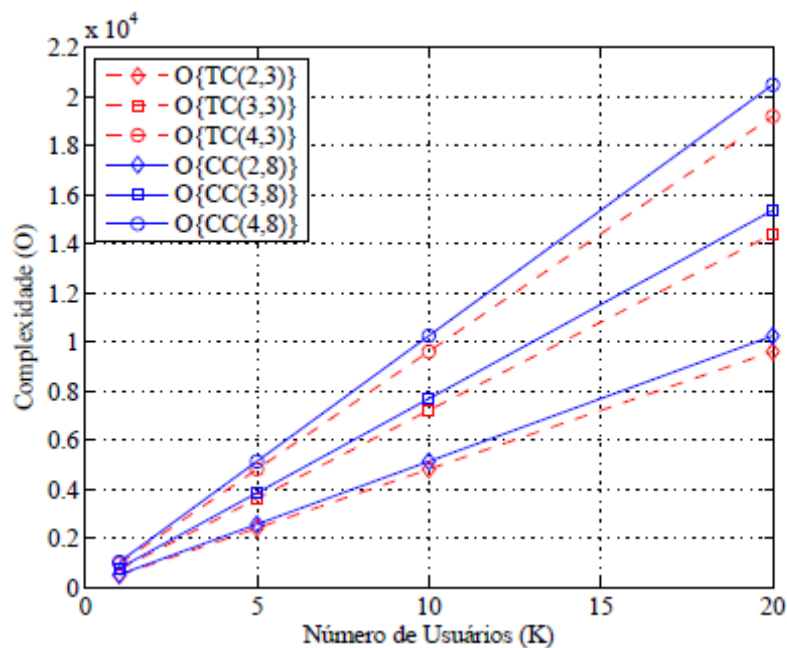
$$\mathcal{O} \{CC(n, Q_R)\} = nK2^{Q_R} \quad (6.1)$$

Considera-se que o número de transições na treliça no algoritmo de decodificação Log-MAP é cerca de três vezes maior que a do algoritmo de Viterbi, pois percorre-se a treliça na direção direta (*forward*) e na direção reversa (*backward*) além de realizar o cálculo logarítmico de saída suave (*soft output*).

Para códigos turbo recorre-se a uma estratégia de decodificação que utiliza dois decodificadores (Figura 2.4), assim, a complexidade computacional da decodificação turbo, utilizando-se do algoritmo Log-MAP pode ser aproximada por (LIEW; HANZO, 2001):

$$\mathcal{O}\{TC(n, Q_R)\} = 6N_{iter}nK2^{Q_R} \quad (6.2)$$

A Figura 6.1 indica que o aumento da complexidade é linear com o aumento do número de usuários e taxa de codificação para ambos os algoritmos de detecção. Essa afirmação pode ser verificada por meio das equações (6.1) e (6.2).



**Figura 6.1** – Complexidade em termos do número de transições na treliça por bit de informação.

### 6.1.2 Requisito de Memória (*Mem*)

Para a análise do requisito de memória utilizada pelos decodificadores deve-se considerar o número de estados da treliça por bloco codificado. Para o codificador

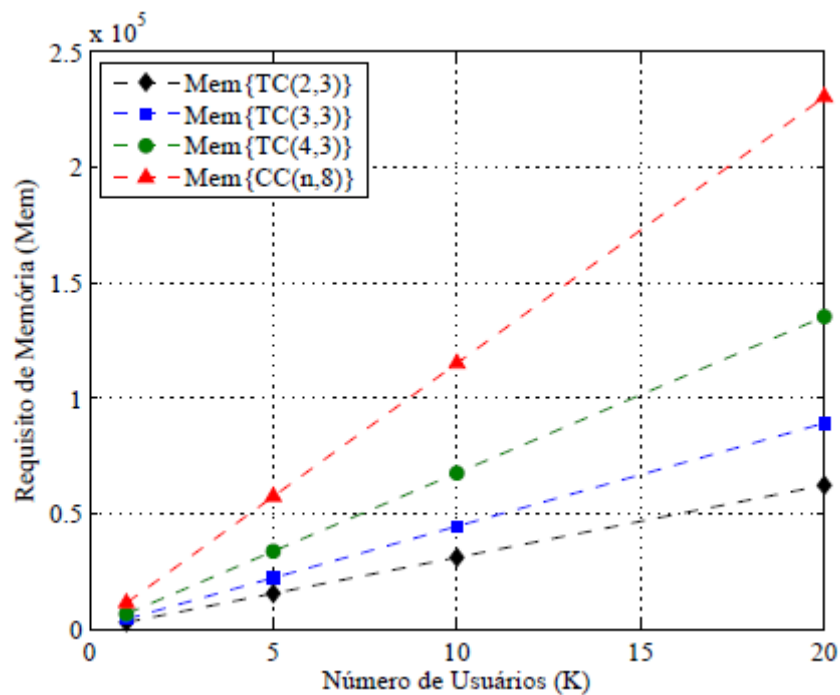
convolucional binário, observações realizadas para o algoritmo de Viterbi indicaram que todos os percursos sobreviventes dos estados correntes da treliça surgem, no máximo, dos  $5 \times (Q_R + 1)$  estados anteriores da treliça. Com isso, a cada instante da decodificação, apenas  $5 \times (Q_R + 1)$  transições são armazenadas na memória. Portanto, para o algoritmo de Viterbi o requisito de memória é dado por (LIEW; HANZO, 2001):

$$Mem\{CC(n, Q_R)\} = 5(Q_R + 1)K2^{Q_R} \quad (6.3)$$

O algoritmo Log-MAP requer armazenar as variáveis  $\gamma$ ,  $\alpha$  e  $\beta$ . O requisito de memória para o algoritmo Log-MAP e também cerca de três vezes o requisito do algoritmo de Viterbi. Consequentemente, o requisito de memória da estratégia turbo é de (LIEW; HANZO, 2001):

$$Mem\{TC(n, Q_R)\} = 3IK2^{Q_R} \quad (6.4)$$

A Figura 6.2 também indica que o aumento do requisito de memória é linear com o aumento do número de usuários e taxa de codificação para ambos os algoritmos de detecção. Além disso, observa-se que o requisito de memória decresce com o aumento da taxa de codificação para o decodificador turbo.



**Figura 6.2** – Requisito de memória em termos do número de estados da treliça por bloco codificado.

**Tabela 6.1** – Caracterização da complexidade ( $\mathcal{O}$ ) e do requisito de memória ( $Mem$ ) dos diferentes decodificadores de canal.

Código ( $n, Q_R$ )	No. est. ( $2^{Q_R}$ )	Algoritmo de Decodif.	No. de Iter. ( $N_{iter}$ )	No. de Usu. ( $K$ )	Tamanho do Bloco ( $I$ )	Complex. ( $\mathcal{O}$ )	Req. de Mem. ( $Mem$ )
Código convolucional (CC - <i>Convolutional code</i> )							
CC(2,8)	256	VA	–	10	280	5120	115200
CC(3,8)	256	VA	–	10	184	7680	115200
CC(4,8)	256	VA	–	10	128	10240	115200
Código convolucional turbo (TC - <i>Turbo convolutional code</i> )							
TC(2,3)	8	log-MAP	5	10	282	4800	67680
TC(3,3)	8	log-MAP	5	10	186	7200	44640
TC(4,3)	8	log-MAP	5	10	130	9600	31200

A Tabela 6.1 apresenta o custo computacional dos algoritmos de Viterbi e turbo, considerando  $K = 10$  usuários e parâmetros relativos ao padrão IS-2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999).

Constata-se que o decodificador turbo apresenta uma menor complexidade em termos do número de transições na treliça por bit transmitido e também um menor requisito de memória quando comparado ao decodificador de Viterbi.

Por meio das equações (6.1) e (6.2) e considerando o número de estágios dos registradores de deslocamento  $Q_R = 8$  e  $Q_R = 3$  para os decodificadores de Viterbi e turbo, respectivamente, ou seja, em conformidade com o padrão IS-2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999), obtém-se uma relação indicando que ao se utilizar um número de iterações  $N_{iter} \leq 5$  para a estratégia turbo, esta apresentará uma menor complexidade.

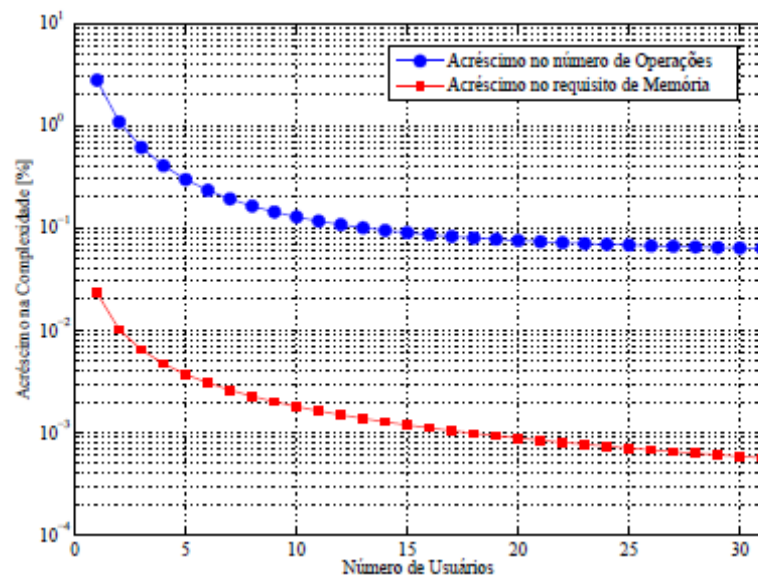
Além disso, deve-se considerar que o requisito de memória da estratégia turbo diminui com o aumento da taxa de codificação, enquanto que para a decodificação convolucional, esse requisito mantém-se constante independentemente da taxa.

Considerando os resultados apresentados na Tabela 6.1 e nas Figuras 6.1 e 6.2, percebe-se que a estratégia turbo mostra-se mais eficiente, pois apresenta uma menor complexidade e menor requisito de memória em relação ao decodificador convolucional para todos os sistemas simulados.

## 6.2 COMPLEXIDADE DO DECODIFICADOR CONVOLUCIONAL *l-opt* LS

A complexidade do MuD-APP convencional é proibitiva para sistemas com número de usuários relativamente modesto ( $K > 10$ ), resultando em uma complexidade da ordem de  $\mathcal{O}(2^K)$  por bit por iteração. Assim, como os outros métodos heurísticos aplicados ao problema da detecção e decodificação multiusuário, o método de busca local, *l-opt* LS, possui sua complexidade concentrada no cálculo da função custo.

Visando demonstrar a viabilidade de implementação da técnica proposta, a Figura 6.3 apresenta o acréscimo no número de operações e no requisito de memória quando se utiliza a técnica de otimização *l-opt* LS no processo de decodificação em relação a decodificação convencional, ou seja, utilizando somente o decodificador de Viterbi.



**Figura 6.3** – Acréscimo percentual na complexidade computacional e no requisito de memória com a utilização da técnica *l-opt* LS na decodificação.

Observa-se que o acréscimo máximo no número de operações é de  $\approx 3\%$  para  $K = 1$  e de  $\approx 0,06\%$  para  $K = 31$ , evidenciando um acréscimo apenas marginal de complexidade no processo de decodificação. Adicionalmente, por meio da Figura 6.3 pode-se verificar que o acréscimo percentual no número de operações diminui com o aumento do número de usuários, garantindo a utilização da técnica proposta em sistemas atuais.

Por fim, tem-se que o acréscimo no requisito de memória é inferior a 0,03% para  $K = 1$  e inferior a 0,001% para  $K = 31$ , comprovando também um aumento tão somente marginal nos requisitos do sistema (processamento e memória).

## 7 PRINCIPAIS CONCLUSÕES

Este trabalho realizou uma revisão das estratégias de codificação e decodificação turbo e Viterbi, além de propor uma nova abordagem para a interpretação da medida da confiabilidade do canal, baseada no ajuste de curvas do tipo sigmóide, aplicado ao problema da detecção uniusuário e considerando-se sistemas de múltiplo acesso DS/CDMA sujeitos a canais multipercurso com desvanecimento lento e seletivo em frequência.

Utilizando-se a técnica de ajuste de curvas, uma nova abordagem foi proposta para a medida de confiabilidade do canal ( $L_c$ ) para sistemas com codificação turbo DS/CDMA em canais com desvanecimentos lento e seletivo em frequência, interferência de múltiplo acesso e detecção uniusuário.

Essa nova abordagem para a confiabilidade do canal propiciou desempenho melhor em termos de BER ao longo de todas as regiões de SNR (baixo, médio e alto) quando comparada com a equação da literatura, e para sistema com varias taxas de codificação e uma grande faixa de carregamento.

Além disso, quando comparada com a equação da SINR, a nova abordagem proposta para a confiabilidade do canal e mais robusta para as condições de carregamento do sistema. Por isso, ela e a alternativa mais adequada para a medida da confiabilidade do canal em comparação com os metodos sugeridos na literatura, quando a principal medida a ser considerada é a performance em termos de BER.

Comparou-se as estrategias de decodificação considerando como métricas o desempenho (BER), a complexidade e o requisito de memória. Resultados de desempenho MCS, de complexidade em termos de transições da treliças por bit de informação e requisitos de memória mostraram que a decodificação turbo e superior a convolucional (menor complexidade e menor requisito de memória).

Quando considerada a mesma taxa de codificação apresenta melhor desempenho (BER) e quando a quantidade de bits de informação é maior, desde que o número de interações não seja superior a 5 e para um número de registradores específicos para a (de)codificação convolucional do padrão IS-95 e da (de)codificação turbo do padrão do CDMA2000, respectivamente.

Ambas as estratégias demonstraram um grande aumento de desempenho em relação ao detector convencional, mesmo para pequenos valores de taxa de codificação e aumento do número de usuários, com um aumento de complexidade suportável/factível.

Observando as Figuras 6.1 e 6.2, a decodificação turbo apresentou menor complexidade e menor requisito de memória que a da decodificação convolucional quando comparadas para a mesma taxa de codificação e também, as Figuras 5.4 e 5.4 apresenta melhor desempenho (BER) quando a quantidade de bits de informação é maior.

Sendo assim, a estratégia de decodificação turbo mostra-se mais atrativa para a implementação na estação rádio-base de sistemas 3G e 4G, pois apresentou um melhor compromisso desempenho *versus* complexidade, quando comparado ao decodificador de Viterbi.

Resultados de desempenho referentes a utilização da técnica *l-opt* LS, tanto a *soft* como a *hard*, associadas a decodificação convolucional, indicaram valores para a taxa de erro de bit que se aproximam do limite uniusuário ( $K = 1$ ), como mostraram os resultados de simulação Monte-Carlo da Seção 5.3, principalmente para as regiões de médio-alto e alto carregamento.

Considerando a baixíssima complexidade adicional do algoritmo *l-opt* LS, os resultados apresentados indicam um ganho substancial quando se agrega a técnica de busca local ao processo de decodificação convolucional convencional, principalmente sob condições de alto carregamento de sistema e canais realistas.

Adicionalmente, os resultados de desempenho obtidos na Figura 5.18, com o uso do algoritmo heurístico de busca local *l-opt* proposto, são semelhantes e consistentes aos obtidos com a utilização da técnica heurística ACO (XU B. HU; HANZO, 2008; XU L.-L. YANG; HANZO, 2008; XU R.-G. MAUNDER; HANZO, 2009), o que comprova sua utilização na solução dessa classe de problemas, porém com a vantagem de reduzidíssima complexidade do algoritmo *l-opt* LS.

Assim a favor da técnica *l-opt* LS tem-se a baixíssima complexidade computacional e requisito de memória adicional e a comprovação neste trabalho da aplicabilidade e eficiência dessa técnica no processo de decodificação em sistemas DS/CDMA com codificação convolucional, sob altos carregamentos e canais realistas.

## 7.1 TRABALHOS FUTUROS

Como trabalhos futuros a serem desenvolvidos, pretende-se comprovar, por meio de simulações MCS, a aplicabilidade do algoritmo de busca local *k-opt*, ou mesmo de

alguma outra técnica de otimização combinatória, em sistemas com codificação turbo DS-CDMA sob canais realistas.

Outra vertente consiste na caracterização mais precisa da complexidade computacional da técnica de busca local, bem como de diversas outras técnicas heurísticas aplicadas ao problema da decodificação convolucional (ou turbo) em canais realistas multiusuários.

## REFERÊNCIAS

(3GPP) 3rd G. P. P. Multiplexing and Channel Coding (FDD). *3G TS 25.212*, v3.5.0, Dec. 2000.

AARTS, E. H. L.; LENSTRA, J. K. *Local Search in Combinatorial Optimization*. Chichester: John Wiley, 1996.

ABEDI, S.; TAFAZOLLI, R. Genetically modified multiuser detection for code division multiple access systems. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 20, n. 2, p. 463-473, February 2001.

ABRAO, T. *Canceladores de Interferência Multiusuário Aplicados a Sistemas DS/CDMA de Múltipla Taxa*. 364 p. Tese (Doutorado) — Escola Politécnica da Universidade de Sao Paulo - EPUSP, Sao Paulo - SP, 2001.

ABRAO, T.; CIRIACO, F.; JESZENSKY, P. J. E. Evolutionary programming with cloning and adaptive cost function applied to multi-user ds-cdma systems. In: *2004 IEEE International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications*. Sydney: Australia, 2004. (Adaptive Multiuser Detection), p. 160-163. ISBN 0-7803-8408-3.

AL-SAWAFI, M. M. S.; JERVASE, J. A. A micro-genetic algorithm-based cdma multi-user detector. In: *IEEE Proceedings of the Second Annual Conference on Communication Networks and Services Research (CNSR'04)*. [S.l.: s.n.], 2004.

BAHL, L. R.; COCKE, J.; JELINEK, F.; RAVIV, J. Optimal Decoding of Linear Codes for Minimizing Symbol Error Rate. *IEEE Transactions on Information Theory*, IT-20, p. 284-287, Mar. 1974.

BARBULESCU, A.; PIETROBON, S. S. Interleaver Design for Turbo Codes. *IEEE Electronics Letters*, v. 30, p. 2107-2108, Dec. 1994.

BATTITI, R.; TECCHIOLI, G. The reactive tabu search. *ORSA, Journal of Computing*, v. 6, p. 126-140, 1994.

BENEDETTO, S.; DIVSALAR, D.; MONTORSI, G.; POLLARA, F. Soft-Output Decoding Algorithms in Iterative Decoding of Turbo Codes. *The Telecommunications and Data Acquisition Progress Report (TDA PR) 42-124*, Jet Propulsion Laboratory, Pasadena, California, v. 124, p. 63-87, Oct. 1995.

- BENEDETTO, S.; DIVSALAR, D.; MONTORSI, G.; POLLARA, F. A Soft-Input Soft-Output Maximum A Posteriori (MAP) Module to Decode Parallel and Serial Concatenated Codes. *Telecommunications and Data Acquisition Progress Report (TDA PR)*, v. 127, p. 1-20, Jul. 1996.
- BENEDETTO, S.; DIVSALAR, D.; MONTORSI, G.; POLLARA, F. Design of Serially Concatenated Interleaved Codes. *IEEE International Conference on Communications*, v. 2, p. 710-714, Feb. 1997.
- BENEDETTO, S.; MONTORSI, G. Design of parallel concatenated convolutional codes. *IEEE Transactions on Communications*, v. 44, No.5, p. 591-600, May 1996.
- BENEDETTO, S.; MONTORSI, G. Unveiling turbo codes: Some results on parallel concatenated coding schemes. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 42, p. 409-428, Mar. 1996.
- BERROU, C.; GLAVIEUX, A. Near Optimum Error Correcting Coding and Decoding: Turbo Codes. *IEEE Transactions on Communications*, v. 44, p. 1261-1271, Oct. 1996.
- BERROU, C.; GLAVIEUX, A.; THITIMAJSHIMA, P. Near shannon limit error-correcting coding and decoding. *Proceedings of ICC'93*, Geneve, Switzerland, p. 1064-1070, May 1993.
- BURR, A. Turbo-Codes: the Ultimate Error Control Codes? *Electronics & Communication Engineering Journal*, v. 13, n. 4, p. 155-165, Aug. 2001.
- CERNY, V. Thermodynamical approach to the traveling salesman problem: an efficient simulation algorithm. *Journal of Opt. theory and App.*, v. 45, p. 41-51, 1985.
- CHAN, T. M.; KWONG, S.; MAN, K. F.; TANG, K. S. Sequences optimization in ds/cdma systems using genetic algorithms. In: *IEEE Region 10 International Conference on Electrical and Electronic Technology*. [S.l.: s.n.], 2001. v. 2, p. 728-731.
- CHEN, S.; WU, Y. Maximum likelihood joint channel and data estimation using genetic algorithms. *IEEE Transactions Signal Processing*, v. 46, p. 1469-1473, May 1998.
- CIRIACO, F. *Multiuser Detection and Parameters Estimation in DS/CDMA using Genetic Algorithms*. 364 p. Dissertação (Mestrado) — Universidade Estadual de Londrina - UEL, Londrina - PR, 2006.

CIRIACO, F.; ABRAO, T.; JESZENSKY, P. J. E. Algoritmos heurísticos evolucionarios aplicados à detecção multiusuario ds-cdma. In: *XXI Simposio Brasileiro de Telecomunicações*. Belem: Brasil, 2004. (Espalhamento Espectral).

CIRIACO, F.; ABRAO, T.; JESZENSKY, P. J. E. Algoritmo genetico aplicado a detecção multiusuario em sistemas ds/cdma multitaxa por códigos múltiplos. *Semina. Ciências exatas e tecnológicas*, p. s. Artigo aceito para Publicação (atualmente em processo de Editoração), 2005.

CIRIACO, F.; ABRAO, T.; JESZENSKY, P. J. E. Genetic algorithm multiuser detection in fading channel with parameters errors estimates. In: *International Microwave & Optoelectronics Conference*. [S.l.: s.n.], 2005.

COSTELLO, D. J. Free distance bounds for convolutional codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 20, p. 356-365, May 1974.

DENT, P.; BOTTOMLEY, G. E.; CROFT, T. Jakes fading model revisited. *IEEE Electronics Letters*, v. 29, n. 3, p. 1162-1163, June 1993.

DONG, L.; YOUYUN, X.; WENTAO, S.; HANWEN, L.; XINGZHAO, L. Genetic algorithm based multiuser detection for cdma systems. In: *Proceedings of the IEEE 6th Circuits and Systems*. [S.l.: s.n.], 2004. v. 1, p. 321-324.

ELIAS, P. Coding for Noisy Channels. *IRE Conventional Record*, p. 37-47, Mar. 1955.

ERFANIAN, J. A.; PASUPATHY, S.; GULAK, G. Reduced Complexity Symbol Detectors with Parallel Structures for ISI Channels. *IEEE Transactions on Communications*, v. 42, p. 1661-1671, Feb. 1994.

ERGUN, C.; HACIOGLU, K. Multiuser detection using a genetic algorithm in cdma communications systems. *IEEE Transactions on Communications*, v. 48, p. 1374-1382, 2000.

FANO, R. M. A heuristic discussion of probabilistic decoding. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 9, n. 2, p. 64-74, Apr 1963.

FORNEY, G. D. The viterbi algorithm. *Proceedings of the IEEE*, v. 61, n. 3, p. 268-278, March 1973.

GAMAL, A. A. E.; HEMACHANDRA, L. A.; SHPERLING, I.; WEI, V. K. Using simulated annealing to design good codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, IT-33, n. 1, p. 116-123, 1987.

GLOVER, F. Heuristic for integer programming using surrogate constraints. *Decision Sciences*, v. 8, p. 156-166, 1977.

GLOVER, F. Future paths for integer programming and links to artificial intelligence. *Computers & Operations Research*, v. 13, p. 533-549, 1986.

GLOVER, F.; LAGUNA, M. *Tabu Search*. Boston: Kluwer Academic Publishers, 1997.

GOFF, S. L.; GLAVIEUX, A.; BERROU, C. Turbo-Codes and High Spectral Efficiency Modulation. in *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC 94)*, New Orleans, LA, USA, v. 2, p. 645-649, May 1994.

GOLDBARG, M. C.; LUNA, H. P. L. *Otimização Combinatória e Programação Linear*. Rio de Janeiro: Campus, 2000. 649 p.

GOLDBERG, D. E. *Genetic Algorithms in Search Optimization and Machine Learning*. Nova York: AddisonWesley, 1989.

HAGENAUER, J. Source-Controlled Channel Decoding. *IEEE Transactions on Communications*, v. 43, No.9, p. 2449-2457, Sep. 1995.

HAGENAUER, J.; HOEHER, P. A Viterbi Algorithm with Soft-Decision Outputs and Its Applications. in *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'89)*, Dallas, Texas, p. 47.1.1-47.1.7, Nov. 1989.

HAGENAUER, J.; OFFER, E.; PAPKE, L. Iterative Decoding of Binary Block and Convolutional Codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 42, n. 2, p. 429-445, Mar. 1996.

HALL, E. K.; WILSON, S. G. Design and Analysis of Turbo Codes on Rayleigh Fading Channels. *IEEE Journal Selected Areas Communications*, v. 16, p. 160-174, Feb. 1998.

HANZO M. MUNSTER, B. J. C. L.; KELLER, T. *OFDM and MC-CDMA for Broadband Multi- User Communications, WLANs and Broadcasting*. Chichester, U.K.: John Wiley, 2003.

HELLER, J.; JACOBS, I. Viterbi Decoding for Satellite and Space Communication. *IEEE Transactions on Communication Technology*, San Diego, CA, USA, COM-19, n. 5, p. 835-848, Oct. 1971.

JESZENSKY, P. J. E.; STOLFI, G. Cdma systems sequences optimization by simulated annealing. In: *IEEE 5th International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications*. [S.l.: s.n.], 1998. v. 3, p. 706-708.

JUNTTI, M. J.; SCHLOSSER, T.; LILLEBERG, J. O. Genetic algorithms for multiuser detection in synchronous cdma. In: *IEEE International Symposium on Information Theory*. [S.l.: s.n.], 1997. p. 492-492.

KATAYAMA, K.; NARIHISA, H. Performance of simulated annealing based heuristic for the unconstrained binary quadratic programming problems. *European J. Operational Research*, v. 134, n. 1, p. 103-119, Jan. 2001.

KAY, S. M. *Fundamentals of Statistical Signal Processing, Volume I: Estimation Theory*. Chichester, U.K.: Prentice Hall PTR, 1993. ISBN 0133457117.

KENNEDY, J.; EBERHART, R. Particle swarm optimization. In: *IEEE International Conference on Neural Networks*. [S.l.: s.n.], 1995. p. 1942-1948.

KIRKPATRICK, S.; GELLAT, C. D.; VECCHI, M. P. Optimization by simulated annealing. *Science*, v. 220, p. 671-680, 1983.

KOCH, W.; BAIER, A. Optimum and Sub-Optimum Detection of Coded Data Disturbed by Time-Varying Inter-Symbol Interference. *IEEE GLOBECOM'90*, v. 3, p. 1679-1684, Dec. 1990.

KURAMOTO, A. S. R.; JESZENSKY, P. J. E.; ABRAO, T. Projeto de seqüências para sistemas qs-cdma multitaxa mpg. In: *XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*. Belem: Brasil, 2004.

LEE, E. A.; MESSERSCHMITT, D. G. *Digital Communication*. Second. Horwell, MA: Kluwer Academic Publishers, 1994. ISBN 0792393910.

LIEW, T. H.; HANZO, L. Space-Time Block Codes and Concatenated Channel Codes: A Historical Perspective and Comparative Study. in *Proceedings of the IEEE*, Feb. 2001.

LIM, H. S.; RAO, M. V. C.; TAN, A. W. C.; CHUAH, H. T. Multiuser detection for ds-cdma systems using evolutionary programming. *IEEE Communications Letters*, v. 7, p. 101-103, March 2003.

LIM, H. S.; VENKATESH, B. An effective memetic algorithm for the optimum multiuser detection problem. In: *IEEE International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications (ISSSTA 04)*. Australia: [s.n.], 2004. p. 885-889.

LIN, S.; COSTELLO, D. J. *Error Control Coding: Fundamentals and Applications*. Englewood Cliffs, New Jersey: Prentice-Hall, 1983.

MASSEY, J. L. *Threshold Decoding*. Massachusetts, USA: M.I.T. Press, Cambridge, 1963.

MITCHELL, M. *An Introduction to Genetic Algorithms*. [S.l.]: MIT Press, 1998.

MOON, T. K.; STIRLING, W. C. *Mathematical Methods and Algorithms for Signal Processing*. New Jersey, USA: Prentice-Hall, 2002. ISBN 0201361868.

MOUSTAFA, M.; HABIB, I.; NAGHSHINEH, M. N. Efficient radio resource control in wireless networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, v. 3, p. 2385-2395, November 2004.

NICKL, H.; HAGENAUER, J.; BURKETT, F. Approaching shannon's capacity limit by 0.27 db using simple hamming codes. *IEEE Communications Letters*, v. 1, p. 130-132, Sep. 1997.

OKANO, W.; CIRIACO, F.; ABRAO, T. Confiabilidade do canal em sistemas ds/cdma com codificação turbo sujeitos ao desvanecimento lento e seletivo em freqUencia. In: *XXV Simposio Brasileiro de Telecomunicações*. Recife: Brasil, 2007.

OKANO, W.; CIRIACO, F.; ABRAO, T. Confiabilidade do canal em sistemas ds/cdma com codificação turbo sujeitos ao desvanecimento lento e seletivo em freqüencia e interferencia de múltiplo acesso. *Semina. Ciências exatas e tecnológicas*, v. 28, p. p. 56-68, 2007.

OKANO, W.; CIRIACO, F.; ABRAO, T. Channel reliability in turbo-coded ds/cdma systems under rayleigh fading channels. *IEEE International Conference on Signal Processing and Communication Systems (ICSPCS 2008)*, Gold Coast, Australia, p. 1-8, 15-17 Dec. 2008.

OKANO, W.; CIRIACO, F.; ABRAO, T. Detecção multiusuário em sistemas ds/cdma codificados utilizando uma estratégia heurística de baixa complexidade. In: *submetido ao XXVII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*. Blumenau: Brasil, 2009.

OLIVEIRA, L. D. de. *Detecção Multiusuário e Alocação de Recursos Através de Heurística em Sistemas DS/CDMA*. 364 p. Dissertação (Mestrado) — Universidade Estadual de Londrina - UEL, Londrina - PR, 2007.

OSMAN, I. H.; KELLY, J. P. *Meta-Heuristics: Theory and Applications*. Boston: Kluwer, 1996. 571-587 p.

OSMAN, I. H.; LAPPART, G. Metaheuristics: A bibliography. *Annals of Operations Research on Metaheuristics*, Baltzer, v. 63, 1996.

PEREZ, L. C.; SEGHERS, J.; COSTELLO, D. J. A distance spectrum interpretation of turbo codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 42, No.6, p. 1698-1709, Nov. 1996.

PETERSON, R. L.; ZIEMER, R. E.; BORTH, D. E. *Introduction to Spread Spectrum Communications*. first edition. [S.l.]: Prentice Hall, 1995.

PROAKIS, J. G. *Digital Communications*. Second. New York, NY, USA: McGraw-Hill, 1995. ISBN 0072321113.

PROAKIS, J. G. *Digital Communications*. [S.l.]: McGraw-Hill, 2001. ISBN 0072321113.

PROAKIS, J. G.; SALEHI, M. *Communication Systems Engineering*. New Jersey, USA: Prentice-Hall, 1994. ISBN 0131589326.

PYNDIAH, R. M. Near-optimum decoding of product codes: Block turbo codes. *IEEE Transactions on Communications*, v. 46, No.8, p. 1003-1010, Aug. 1998.

RAYWARD-SMITH, V. J.; OSMAN, I. H.; REEVES, C. R.; SMITH, G. D. *Modern Heuristic Search Techniques*. Chichester: John Wiley, 1996.

REEVES, C. *Modern Heuristic techniques for combinatorial problems*. Oxford: Blackwell Scientific, 1993.

ROBERTSON, P.; VILLEBRUN, E.; HOEHER, P. A Comparison of Optimal and Sub-Optimal MAP Decoding Algorithms Operating in the Log Domain. *Proceedings International Conference Communications (ICC'95)*, Seattle, WA, USA, p. 1009-1013, Jun. 1995.

ROBERTSON, P.; WORZ, T. Bandwidth-Efficient Turbo Trellis-Coded Modulation Using Punctured Component Codes. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 16, No.2, p. 206-218, Feb. 1997.

SHANNON, C. E. A Mathematical Theory of Communication. *The Bell System Technical Journal*, v. 27, n. Part I e II, p. 379-423 e 623-656, Oct 1948.

SHAYESTEH, M. G.; MENHAJ, M.; NOBARY, B. G. A new modified genetic algorithm for multiuser detection in ds/cdma systems. In: *12th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*. [S.l.: s.n.], 2001. v. 1, p. B-11-14.

SHIN, H.; KIM, S.; LEE, J. H. Turbo Decoding in a Rayleigh Fading Channel with Estimated Channel State Information. in *Proceedings of VTC'2000 Fall*, Boston, MA, p. 1358-1363, Sep. 2000.

SKLAR, B. A primer on turbo codes concepts. *IEEE Communications Magazine*, v. 35, n. 12, p. 94-102, Dec. 1997.

SKLAR, B. *Digital Communications Fundamentals and Applications*. Second. Englewood Cliffs, New Jersey: Prentice Hall, 2001. ISBN 0-13-084788-7.

SOBOL, I. M. *The Monte Carlo Method*. Moscow: MIR, 1975. SOLEYMANI, M. R.; GAO, Y.; VILAIPOORNSAWAI, U. *Turbo Coding for Satellite and Wireless Communications*. Norwell, MA, USA: Kluwer Academic Publishers, 2002. ISBN 1402071973.

TAN, P. H. *Multiuser detection in CDMA-Combinatorial optimization Methods*. 93 p. Dissertação (Mestrado) — Chalmers University of Technology, Göteborg, 2001.

TIA/EIA/IS-2000-2. Physical Layer Standard for cdma2000 Spread Spectrum Systems. *Telecommunications Industry Association*, Aug. 1999.

UNGERBOECK, G. Trellis-Coded Modulation with Redundant Signal Sets Part I: Introduction. *IEEE Communications Magazine*, v. 25, No.2, p. 5-11, Feb. 1987.

UNGERBOECK, G. Trellis-Coded Modulation with Redundant Signal Sets Part II: State of the Art. *IEEE Communications Magazine*, v. 25, No.2, p. 12-21, Feb. 1987.

VERDU, S. Computational complexity of optimum multiuser detection. *Algorithmic*, v. 4, p. 303-312, 1989.

VERDU, S. *Multiuser detection*. New York, NY, USA: Cambridge University Press, 1998. ISBN 0521593735.

VITERBI, A. J. Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm. *IEEE Transactions on Information Theory*, IT-13, p. 260-269, Apr 1967.

WACHSMANN, U.; HUBER, J. Power and Bandwidth Efficient Digital Communications Using Turbo Codes in Multilevel Codes. *European Transactions on Telecommunications (ETT)*, v. 6, p. 557-567, Sep. - Oct. 1995.

WICKER, S. B. *Error Control Systems for Digital Communications and Storage*. First. Upper Saddle River, NJ, USA: Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1995. ISBN 0-13-200809-2.

WOODARD, J. P.; HANZO, L. Comparative Study of Turbo Decoding Techniques: An Overview. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, v. 49, No. 6, p. 2208-2233, Nov. 2000.

WOZENCRAFT, J. M. Sequential Decoding for Reliable Communication. *IRE Conventional Record*, v. 5, n. 2, p. 11-25, 1957.

WOZENCRAFT, J. M.; REIFFEN, B. *Sequence Decoding*. Cambridge, MA, USA: MIT Press, 1961.

WU, X.; CHUAH, T. C.; SHARIF, B. S.; HINTON, O. R. Adaptive robust detection for cdma using genetic algorithm. In: *IEEE Proceeding Communications*. [S.l.: s.n.], 2003. v. 150, n. 6, p. 437-444.

XU B. HU, L.-L. Y. C.; HANZO, L. Ant-colony-based multiuser detection for multi-functional antenna array assisted mc ds-cdma systems. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Japan, v. 57, n. 1, p. 658-663, Jan. 2008.

XU L.-L. YANG, R.-G. M. C.; HANZO, L. Near-optimum soft-output ant-colony-optimization based multiuser detection for the ds-cdma uplink. In: *IEEE International Conference on Communications (ICC 2008)*. Beijing, China: [s.n.], 2008. p. 795-799.

XU R.-G. MAUNDER, L.-L. Y. C.; HANZO, L. Near-optimum multiuser detectors using soft-output ant-colony-optimization for the ds-cdma uplink. *IEEE Signal Processing Letters*, v. 16, n. 2, p. 137-140, Fev. 2009.

YEN, K.; HANZO, L. Hybrid genetic algorithm based multiuser detection schemes for synchronous cdma systems. In: *51th IEEE Vehicular Technology Conference*. Japan: [s.n.], 2000. p. 1400-1404.

YEN, K.; HANZO, L. Genetic algorithm assisted joint multiuser symbol detection and fading channel estimation for synchronous cdma systems. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 19, n. 6, p. 985-998, June 2001.

YEN, K.; HANZO, L. Genetic-algorithm-assisted multiuser detection in asynchronous cdma communications. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, v. 53, n. 5, p. 1413-1422, September 2004.

ZHAO, W.; LU, M. Cdma downlink rate allocation for heterogeneous traffic based on utility function: Ga-sa approach. In: *Second Annual Conference on Communication Networks and Services Research*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 156-162.

ZHOU, J.; CHEN, J.; KIKUCHI, H.; SASAKI, S.; MURAMATSU, S. Convergence rate evaluation of a ds-cdma cellular system with centralized power control by genetic algorithms. In: *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*. [S.l.: s.n.], 2002. v. 1, p. 177-182.

**ANEXOS**

## Anexo A – Algoritmos Heurísticos

Existem vários trabalhos empregando procedimentos heurísticos para a detecção multiusuário sub-ótima ou quase-ótima, para canais AWGN síncronos (JUNTTI; SCHLOSSER; LILLEBERG, 1997; YEN; HANZO, 2000; ERGUN; HACIOGLU, 2000; SHAYESTEH; MENHAJ; NOBARY, 2001; WU et al., 2003; LIM et al., 2003; ALSAWAFI; JERVASE, 2004; DONG et al., 2004; ABRAO; CIRIACO; JESZENSKY, 2004).

Existem poucos trabalhos que analisam o problema MuD para canais seletivos em frequência (YEN; HANZO, 2001; ABEDI; TAFAZOLLI, 2001; CIRIACO; ABRAO; JESZENSKY, 2004; YEN; HANZO, 2004; CIRIACO; ABRAO; JESZENSKY, 2005b, 2005a) empregando técnicas heurísticas.

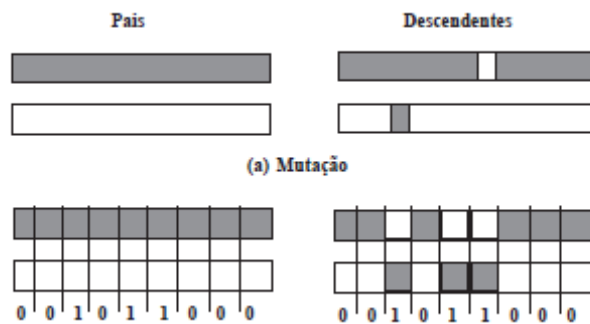
Alguns conceitos importantes para a compreensão dos algoritmos heurísticos são definidos a seguir:

- cromossomo, partícula, ou indivíduo: é um vetor-candidato contendo as variáveis a serem otimizadas, pertencente ao universo de possíveis soluções para o problema;
- função custo (ou objetivo): é a função utilizada para avaliar o desempenho de cada indivíduo, partícula ou cromossomo;
- geração (instante de tempo): trata-se da iteração em que se encontra o processo de busca;
- população: é um conjunto de cromossomos (partículas ou indivíduos) presentes em uma geração (instante de tempo) processo de busca.

### A.1 Algoritmo Genético (GA)

O algoritmo genético (GOLDBERG, 1989; MITCHELL, 1998) é baseado nos mecanismos de seleção natural, de modo que os indivíduos mais adaptados ao meio tendem a sobreviver e transmitir suas características aos descendentes, enquanto os mais fracos (menos adaptados) são eliminados, representando um ambiente competitivo.

O processo de evolução genética é aplicado aos vários cromossomos, por meio dos operadores genéticos mutação e *crossover* (Figura A.1), buscando-se uma população de descendentes mais apta (evoluída) a solucionar o problema.



**Figura A.1** – Operadores genéticos: a) mutação b) *crossover*.

A cada nova geração, um poço de seleção é responsável por separar um grupo de cromossomos mais evoluído que irá sofrer alterações genéticas e contribuirá para a formação da próxima geração. A mutação representa falhas aleatórias na transferência das características, resultando em um cromossomo futuro com características diferentes das apresentadas pelo genitor. Se essa mutação é nociva, o cromossomo que apresentar tal gene será eliminado. Caso contrário, essa característica será transferida para os outros cromossomos por meio das gerações futuras. A mutação é inserida nos cromossomos de forma aleatória, por meio da probabilidade de mutação, normalmente inferior a 10% para uma grande gama de problemas de otimização. O *crossover* representa a troca de genes entre os cromossomos, buscando evolução por meio do compartilhamento de informação entre eles. O *crossover* é realizado em múltiplos pontos, também de forma aleatória, por meio da probabilidade de *crossover*. Uma vez selecionados 2 cromossomos, deve-se criar uma máscara, sendo que cada bit possuirá um valor correspondente, sendo o *crossover* realizado bit a bit.

Esses dois fatores garantem a diversificação do universo de busca do algoritmo genético. A busca é conduzida até que um critério de parada pré-estabelecido, denominado instante ou número de gerações de otimização, seja atingido.

## A.2 Otimização por Nuvem de Partículas (PSO)

Observando o comportamento de pássaros, alguns pesquisadores verificaram que a vida em bando desses animais implica em uma maior chance de sobrevivência.

Cada pássaro se favorece das informações de todo o bando, de modo que, se um indivíduo encontra alimento, isso passa a ser uma informação conjunta e todos do bando terão acesso, aumentando assim a chance de sobrevivência desses pássaros.

Considerando essa vantagem evolucionária obtida com a interação entre indivíduos, em 1995, J. Kennedy e R. Eberhart (KENNEDY; EBERHART, 1995) elaboraram um tipo de otimização heurística baseada em nuvem de partículas, PSO (*Particle Swarm Optimization*).

O princípio do algoritmo consiste no movimento de um grupo de partículas, distribuídas aleatoriamente no espaço, cada uma possuindo posição e velocidade próprias.

A velocidade é responsável por imprimir movimento a partícula, alterando sua posição no espaço em busca de um melhor desempenho (KENNEDY; EBERHART, 1995).

### **A.3 Recozimento Simulado (SA)**

O conceito do algoritmo do Recozimento Simulado (SA - *Simulated Annealing*) esta associado ao princípio da termodinâmica e metalurgia, de modo que um sólido aquecido a uma temperatura muito alta e então gradualmente resfriado, tenderá a se solidificar de modo a formar uma estrutura de menor energia possível (KIRKPATRICK; GELLAT; VECCHI, 1983; CERNY, 1985; TAN, 2001).

O SA utilizado e baseado na busca local do *1-opt* LS, procurando uma melhor solução na vizinhança cuja distância de Hamming e igual a 1, sendo chamado de SA-LS (KATAYAMA; NARIHISA, 2001).

### **A.4 Busca Tabu de Termo Curto (STTS)**

O algoritmo Busca Tabu de Termo Curto (STTS - *Short Term Tabu Search*) é baseado no modo determinístico de funcionamento de uma memória.

A memória e implementada por meio da gravação de características de deslocamento de soluções previamente visitadas (GLOVER, 1977, 1986; GLOVER; LAGUNA, 1997; TAN, 2001). Esta e descrita pela lista Tabu, a qual e formada pelo passado recente de busca, sendo chamada de efeito de memória de termo curto (*Short Term*).

Essas características de deslocamento são proibidas pela lista Tabu por um certo número de iterações, o que ajuda a evitar retornos para um máximo local, promovendo uma diversificação na busca de soluções (CIRÍACO; ABRAO; JES-ZENSKY, 2004).

A lista Tabu do algoritmo STTS é implementada utilizando os efeitos de termo curto (*Short Term*). Entretanto, isso não garante escapar de retornos aos máximos locais.

Adicionalmente, a escolha de um período de proibição fixo, adequado para cada problema, torna-se uma tarefa difícil, pois um período pequeno é insuficiente para evitar retornos aos máximos locais e um período grande demais reduz a quantidade de deslocamentos possíveis, acarretando em uma busca ineficiente.

### **A.5 Busca Tabu Reativa (RTS)**

O algoritmo Busca Tabu Reativa (RTS - *Reactive Tabu Search*) combina o efeito do termo curto com outro efeito de memória para evitar retornos aos máximos locais e garantir uma busca eficiente.

Esse efeito é conhecido como memória de termo longo (*Long Term*), o qual alterna entre as fases de intensificação e diversificação da busca (BATTITI; TEC-CHIOLI, 1994; TAN, 2001).

A memória de termo longo do STTS é constituída pelo efeito de memória de termo curto do algoritmo STTS adaptando-se o período de proibição durante a busca, fazendo o valor desse período assumir diferentes valores a cada iteração.

### **A.6 Busca Local (LS)**

O algoritmo de busca local (LS - *Local Search*) é um método de otimização que se caracteriza pela varredura em uma vizinhança pré-estabelecida do universo de busca (AARTS; LENSTRA, 1996). Nesse método, é importante a escolha da solução inicial e a limitação da vizinhança para se encontrar uma solução válida com uma complexidade computacional aceitável.

Dessa forma, explora-se a característica de baixa complexidade do algoritmo LS para resolver o problema MuD.

Entre os algoritmos de Busca Local existem duas estratégias de deslocamento no interior do espaço de busca: a estratégia de deslocamento pelo maior ganho e a estratégia de deslocamento pelo primeiro ganho. A primeira utiliza a melhor solução de uma vizinhança

como entrada da próxima iteração. A outra estratégia utiliza a primeira solução que apresentar um maior valor que a solução atual.

A grande vantagem apresentada pelo algoritmo LS é o conhecimento da população passada e da população futura no decorrer da busca. Nesse sentido, difere dos demais métodos heurísticos, sendo muitas vezes classificado como algoritmo determinístico, pois executa uma busca local exaustiva no interior de uma hiper-esfera com raio fixo (distância de Hamming pré-determinada), centrada no vetor-solução corrente.

Assim, sendo o método de criação da nova população um evento determinístico, é possível inserir simplificações no cálculo da função custo (função de verossimilhança) de um vetor-candidato por meio do conhecimento do cálculo realizado para o melhor vetor-candidato da iteração corrente (OLIVEIRA, 2007).

O método de busca local, tal como os métodos heurísticos aplicados ao problema MuD, possui sua complexidade concentrada no cálculo da função custo.

O algoritmo de probabilidade *a posteriori* (APP) (VERDU, 1998) é usado para produzir a confiabilidade dos bits de informação na saída do código *a priori* na entrada do decodificador do canal uniusuário.

Resultados de simulação mostram que com a utilização de esquemas iterativos, obtém-se bons desempenhos em termos de BER para sistemas CDMA codificado em abordagens SuD para regiões de baixa e média SNR.

### A.6.1 Busca Local 1-opt

O algoritmo de Busca Local 1-opt (1-opt LS - *1-optimum Local Search*) é um algoritmo que procura por uma solução ao redor de uma vizinhança composta por todas as possíveis soluções cuja distância de Hamming é igual a 1.

Para que este algoritmo não retorne a um máximo local, utiliza-se um procedimento adicional à estratégia de deslocamento padrão.

No contexto da detecção multiusuário, este procedimento adicional consiste em não retornar à última solução visitada e tida como a melhor solução, tentando fazer com que o algoritmo não retorne ao último máximo local.

Apesar dessa estratégia melhorar a taxa de escape de máximos locais, esse procedimento adicional não garante que o algoritmo atinja o máximo global.

### A.6.2 Busca Local $k$ —Ótimo

O algoritmo de Busca Local  $k$ —Ótimo ( $k$ —opt LS) também é um algoritmo baseado na mesma estratégia que o algoritmo 1-opt. LS. Porém, esse algoritmo procura soluções em uma vizinhança maior, cuja distância de Hamming é igual ou menor que  $k$ .

## ANEXO B – Determinação de $\gamma_i(s', s)$

Usando a relação de probabilidades condicionais da equação B.1, obtém-se para  $\gamma_i(s', s)$ :

$$\begin{aligned} P(A, B|C) &= P(D|C) = \frac{P(D, C)}{P(C)} = \frac{P(D, B, C)}{P(C)} = \frac{P(D, E)}{P(C)} = \\ &= \frac{P(A|E)P(E)}{P(C)} = \frac{P(A|E)P(B, C)}{P(C)} = \\ &= \frac{P(A|E)P(B|C)P(C)}{P(C)} = \end{aligned}$$

$$P(A, B|C) = P(A|B, C)P(B|C) \quad (\text{B.1})$$

$$\gamma_i(s', s) = P(\mathbf{y}_k, s|s') = P(\mathbf{y}_k|s', s)P(s, |s') \quad (\text{B.2})$$

No caso de conhecer o estado de  $s'$ , a probabilidade de no instante seguinte atingir-se um dos dois estados  $s$  possíveis e igual a probabilidade de o bit de entrada ser  $b_k^{(i)} = \pm 1$  (ou seja, o ramo da treliça ser contínuo ou tracejado). Portanto,  $P(s, |s') = P(b_k^{(i)})$ . Se  $P(b_k^{(i)} = \pm 1) = 1/2$  e se estiver num dado estado, é tão provável atingir um dos dois estados seguintes como o outro. Porém, se

$P(b_k^{(i)} = \pm 1) = 3/5$  então  $P(s' \xrightarrow{\text{tracejado}} s) = 3/5$ . Quanto ao outro fator,  $P(\mathbf{y}_k|s', s)$ , repare-se que a ocorrência conjunta dos estados consecutivos  $S_{i-1} = s'$  e  $S_i = s$  equivale a ocorrência do símbolo codificado  $x_k^{(i)}$  correspondente, isto é,  $P(\mathbf{y}_k|s', s) = P(\mathbf{y}_k|x_k^{(i)})$ . Ou seja,

$$\gamma_i(s', s) = P(\mathbf{y}_k|x_k^{(i)})P(b_k^{(i)}) \quad (\text{B.3})$$

$x_k^{(i)}$  pode ser uma das  $2^I$  palavras de  $I$  bits produzidas em cada instante no codificador. Assim, alguns dos valores de  $\gamma_i(s', s)$ , terao de ser iguais, só havendo, no máximo  $2^I$  valores diferentes. Voltando a  $P(b_k^{(i)})$ . Da definição:

$$L(b_k^{(i)}) = \ln \frac{P(b_k^{(i)} = +1)}{P(b_k^{(i)} = -1)} = \ln \frac{P(b_k^{(i)} = +1)}{1 - P(b_k^{(i)} = +1)}$$

$$\begin{aligned}
P(b_k^{(i)} = \pm 1) &= \frac{e^{b_k^{(i)}L(b_k^{(i)})}}{1 + e^{b_k^{(i)}L(b_k^{(i)})}} \\
&= \frac{e^{L(b_k^{(i)})/2}}{1 + e^{L(b_k^{(i)})}} e^{b_k^{(i)}L(b_k^{(i)})/2} \\
&= C_{1k} e^{b_k^{(i)}L(b_k^{(i)})/2} \tag{B.4}
\end{aligned}$$

A fração  $C_{1k} = e^{L(b_k^{(i)})/2}/[1 + e^{L(b_k^{(i)})}]$ , que vale  $1/2$  se os bits  $b_k^{(i)} = \pm 1$  forem equiprováveis, não depende de  $b_k^{(i)}$  ser  $+1$  ou  $-1$ , já que, aparece no numerador e no denominador da expressão da LLR *a posteriori* (equação 2.9), e será cancelada nesse cálculo.

A probabilidade  $P(\mathbf{y}_k|\mathbf{x}_k^{(i)})$  de se receberem  $I$  valores  $y_k^{(i)} = y_{k,1}^{(i)} y_{k,2}^{(i)} \dots y_{k,I}^{(i)}$  dado que se enviaram  $I$  valores  $x_k^{(i)} = x_{k,1}^{(i)} x_{k,2}^{(i)} \dots x_{k,I}^{(i)}$  será igual ao produto das probabilidades individuais  $P(y_{k,l}^{(i)}|x_{k,l}^{(i)})$ ,  $l = 1, 2, \dots, I$ , pois não havendo memória no canal as sucessivas transmissões são estatisticamente independentes:

$$P(\mathbf{y}_k|\mathbf{x}_k) = \prod_{l=1}^n P(y_{k,l}^{(i)}|x_{k,l}^{(i)}) \tag{B.5}$$

Para  $I = 2$  tem-se simplesmente  $P(\mathbf{y}_k|\mathbf{x}_k) = P(y_{k,1}^{(i)}|x_{k,1}^{(i)})P(y_{k,2}^{(i)}|x_{k,2}^{(i)})$ . Estas probabilidades dependem do canal e da modulação utilizada. Em se tratando de modulação BPSK os sinais transmitidos têm amplitudes  $x_{k,l}^{(i)}E_c = \pm E_c$ , em que  $E_c$  é a energia transmitida por bit codificado. Supondo-se que o canal é um canal de ruído branco gaussiano de densidade espectral de potência bilateral  $N_0/2$  e amplitude de *fading*,  $\Psi$ . Na saída do filtro adaptado do receptor o sinal apresenta uma amplitude igual a  $y_{k,l}^{(i)} = \Psi x_{k,l} \sqrt{E_c} + n' = \pm a \sqrt{E_c} + n'$ , em que  $n'$  representa uma amostra de ruído branco de média nula e variância  $\sigma_{n'}^2 = N_0/2$ . Normalizando as amplitudes no receptor obtém-se:

$$y_{k,l}^{(i)} = \frac{y'_{k,l}}{\sqrt{E_c}} = \Psi x_{k,l}^{(i)} + \frac{n'}{\sqrt{E_c}} = \Psi x_{k,l}^{(i)} + n,$$

sendo que agora a variância do ruído  $n = n'/\sqrt{E_c}$  é  $\sigma_n^2 = \sigma_{n'}^2/E_c = N_0/2E_c$ . Tem-se então, finalmente:

$$P(y_{k,l}^{(i)}|x_{k,l}^{(i)}) = \frac{1}{\sqrt{\pi N_0/E_c}} e^{-\frac{E_c}{N_0}(y_{k,l}^{(i)} - \Psi x_{k,l}^{(i)})^2}$$

Desenvolvendo a equação (B.5), obtém-se:

$$\begin{aligned}
 P(\mathbf{y}_k|\mathbf{x}_k) &= \left[ \frac{1}{(\sqrt{\pi N_0/E_c})^n} \exp\left(-\frac{E_c}{N_0} \sum_{l=1}^n y_{k,l}^{(i)2}\right) \exp\left(-\frac{E_c}{N_0} \Psi^2 \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)2}\right) \right] \dots \\
 \dots &\exp\left(2\Psi \frac{E_c}{N_0} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right) = C_{2k} \exp\left(2\Psi \frac{E_c}{N_0} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right) \quad (\text{B.6})
 \end{aligned}$$

O produto de fatores,  $C_{2k}$ , não depende nem do sinal de  $b_k^{(i)}$  nem da palavra de código  $x_k^{(i)}$ . De fato, o primeiro fator do produto só depende do canal, o segundo depende do canal e da seqüência  $y_k^{(i)}$  e o terceiro, no qual  $\sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)2} = n$ , depende do canal e da amplitude de *fading*. Isto significa que  $C_{2k}$  estará no numerador e no denominador da equação (2.9) e por isso irá desaparecer.

$$C_{2k} = \frac{1}{(\sqrt{\pi N_0/E_c})^n} \exp\left(-\frac{E_c}{N_0} \sum_{l=1}^n y_{k,l}^{(i)2}\right) \exp\left(-\frac{E_c}{N_0} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)2}\right)$$

O somatório  $\sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}$  representa a soma dos produtos elemento-a-elemento das palavras  $x_k^{(i)}$  (enviada) e  $y_k^{(i)}$  (recebida). Considerando-se cada uma dessas palavras como um vetor de  $n$  elementos o somatório é igual ao respectivo produto interno, tem-se  $\mathbf{x}_k = [x_{k,1}^{(i)} \ x_{k,2}^{(i)} \ \dots \ x_{k,n}^{(i)}]$  e  $\mathbf{y}_k = [y_{k,1}^{(i)} \ y_{k,2}^{(i)} \ \dots \ y_{k,n}^{(i)}]$ . Isso implica em:

$$\sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)} = \mathbf{x}_k \bullet \mathbf{y}_k \quad (\text{B.7})$$

Uma vez que a equação (2.15),  $L_c = 4\Psi \frac{E_c}{N_0}$ , que pode ser reescrita da forma,  $\frac{E_c}{N_0} = \frac{L_c}{4\Psi}$ , e ainda, da equação B.7 e, substituindo essas equações, na equação B.6.

$$P(\mathbf{y}_k|\mathbf{x}_k) = C_{2k} \exp\left(\frac{L_c}{2} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right) = C_{2k} \exp\left(\frac{L_c}{2} \mathbf{x}_k \bullet \mathbf{y}_k\right)$$

Portanto, a expressão final de  $\gamma_i(s', s)$  tal como aparece na equação (2.14):

$$\begin{aligned}
 \gamma_i(s', s) &= P(\mathbf{y}_k|x_k^{(i)})P(b_k^{(i)}) = \\
 &= C_i \exp\left(\frac{L_c}{2} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right) C_{1k} e^{b_k^{(i)} L(b_k^{(i)})/2} = \\
 &= C_k e^{b_k^{(i)} L(b_k^{(i)})/2} \exp\left(\frac{L_c}{2} \sum_{l=1}^n x_{k,l}^{(i)} y_{k,l}^{(i)}\right) \quad (\text{B.8})
 \end{aligned}$$

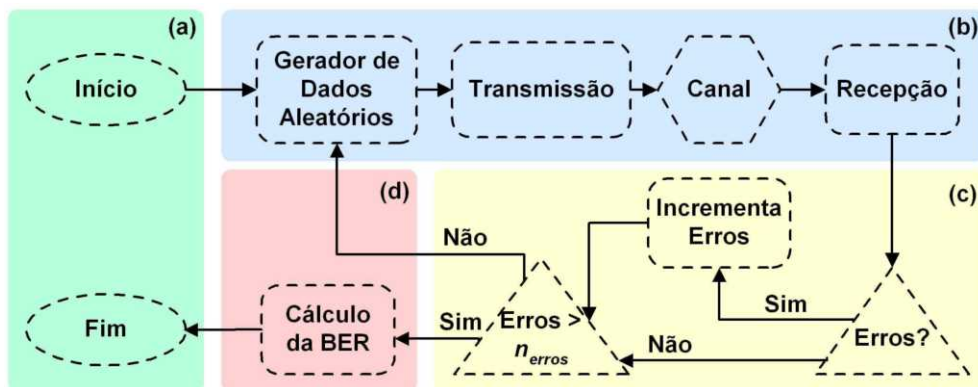
sendo que,  $C_k = C_{1k} C_{2k}$  desaparecera no cálculo da LLR *a posteriori*.

## Anexo C – Método de Simulação Monte Carlo

O método de simulação computacional empregado neste trabalho foi o método Monte Carlo. Tal nome origina-se de Monte Carlo, em Mônaco, onde há uma grande quantidade de cassinos com jogos de azar, cuja essência esta toda baseada na teoria das probabilidades (SOBOL, 1975).

Este metodo refere-se a um conjunto de técnicas de cálculo de probabilidade que faz uso de eventos aleatórios. Além disso, aplica-se a vários contextos, sendo largamente utilizado em telecomunicações quando não for possível determinar a probabilidade de erro de bit analiticamente e numericamente ou ainda quando se estiver investigando a validade de expressões (semi-) analíticas para o desempenho de novas estruturas e/ou sistemas de comunicação.

Neste trabalho, o metodo MCS e utilizado para a caracterização do desempenho dos sistemas considerados em termos de BER. O modelo empregado nas simulações é representado na figura C.1(CIRIACO, 2006). Na Figura C.1,  $n_{\text{erros}}$



**Figura C.1** – (a) Inicialização dos parâmetros do sistema e finalização da simulação com obtenção de gráficos de desempenho em termos de BER; (b) Geração, transmissão e recepção de dados; (c) Estratégia Monte-Carlo de parada e (d) "Medidor" de BER

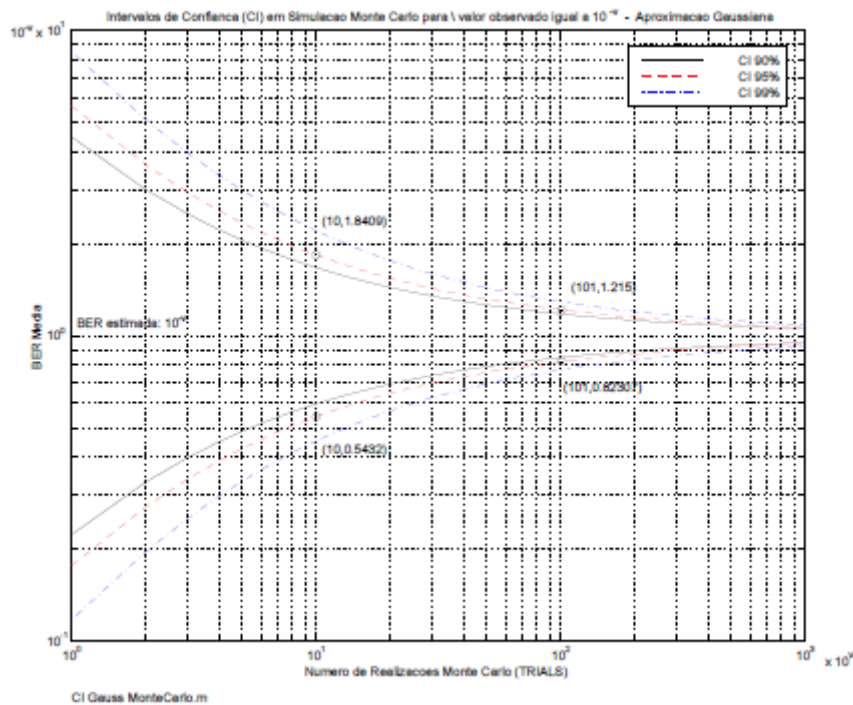
representa o número de erros máximo computado para o cálculo da BER em cada ponto desejado. O cômputo do erro é feito comparando o sinal recebido com o enviado. Cada vez que um erro e detectado, o contador de erros e incrementado até atingir o valor especificado em  $n_{\text{erros}}$ . Quanto maior o valor de  $n_{\text{erros}}$ , mais confiável se torna o resultado obtido, pois aumenta-se o número necessário de *trials*, sendo *trials* o número de vezes em que os dados aleatórios sao gerados de forma independente. Dessa maneira, a BER estimada e calculada da forma:

$$\hat{P}_e = \frac{n_{\text{erros}}}{\text{trials}} \quad (\text{C.1})$$

Quando  $\text{trials} \rightarrow \infty$  a razão que define  $P_e$  converge, mas adotar computacionalmente  $\text{trials} \rightarrow \infty$  é inviável. Portanto, emprega-se um número tal de  $\text{trials}$  ou  $n_{\text{erros}}$  que conduza a um resultado dentro de um intervalo de confiança esperado.

Para exemplificar este método de simulação, adota-se como o menor número para  $n_{\text{erros}} = 100$  erros por ponto. Isto é, para uma  $P_e$  esperada de  $10^{-4}$ , exige-se no mínimo  $10^6$  realizações.

Considerando diversos valores de  $\text{trials}$  (ou de forma equivalente  $n_{\text{erros}}$ ), tem-se um intervalo de confiança que segue a figura C.2 (ABRAÃO, 2001). Observe-se



**Figura C.2** – Intervalos de confiança sobre a BER quando o valor observado for igual a  $P_e = 10^{-v}$

que adotando  $n_{\text{erros}} = 100$ , e intervalo de confiança igual a 95%, assegura-se que a  $\hat{P}_e$  estará na faixa entre 0,823 a 1,215 da  $P_e$  verdadeira, ou seja:

$$\text{@c.i.} = 95\% \Rightarrow \hat{P}_e \subset [0,823; 1,215] P_e \quad (\text{C.2})$$

Portanto, esse seria o menor grau de precisão adotado para os resultados de simulação.

## Anexo D – Códigos Convolucionais e Turbo

Este Apêndice é baseado nas referências (PROAKIS, 2001; SKLAR, 2001) e na especificação do padrão CDMA2000(TIA/EIA/IS-2000-2, 1999).

### Principais Conceitos

A codificação convolucional é uma codificação de canal cuja saída apresenta memória. O codificador é baseado em registradores de deslocamento e a saída consiste de uma combinação linear da entrada com os bits no registrador. Devido a memória inerente ao registrador, os bits da sequência de saída são relacionados uns com os outros.

Um código convolucional é um tipo de código corretor de erro em que cada conjunto de  $k$  símbolos de entrada é transformado em um conjunto de  $n$  símbolos de saída, onde essa transformação é função dos últimos  $m$  símbolos na entrada do codificador.

Geralmente  $n$  e  $k$  apresentam valores pequenos e  $n > k$  de modo que redundância seja inserida na sequência de informação. Os  $n$  bits de saída não dependem somente dos  $k$  bits de entrada, mas também dos bits passados, devido aos elementos de memória presentes no codificador. Por outro lado o número de memórias  $m$  pode assumir valores altos. Quanto maior for o valor de  $m$ , maior será a complexidade do decodificador, entretanto o desempenho em termos da probabilidade de erro de bit também será maior.

A representação dos codificadores convolucionais é dada por  $(n,k,m)$ , pode ser resumida como:

- $n$  = número saídas do codificador;
- $k$  = número de entradas do codificador;
- $m$  = número máximo de memórias (estágios dos registradores de deslocamento) para cada entrada do codificador.

Outra informação do codificador convolucional é a taxa de código (*code rate*), ( $R_c$ ), dada por  $R_c = k/n$ . Um codificador gera  $n$  bits na saída a cada  $k$  bits de entrada. Contudo, para que as memórias do codificador sejam zeradas,  $m$  bits de zeramento são inseridos ao final de cada sequência  $b$ . Por esse motivo, a taxa do codificador, para uma sequência  $b$  de comprimento  $N$ , é dada por  $R_c = \frac{k(I+m)}{nI}$  para sequências grandes,  $I \gg m$ , a razão  $\frac{I+m}{nI} \cong 1$  e a taxa do codificador tende a ser  $\frac{k}{n}$ .

Um importante parâmetro dos códigos convolucionais é o comprimento de restrição (*constraint length*) e, normalmente é igual a  $m + 1$ . Representa o máximo número de bits em uma saída que pode ser influenciada por qualquer bit de entrada.

A abordagem desse estudo está concentrada nos codificadores convolucionais do padrão CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999), portanto, esses codificadores convolucionais consistem de um simples terminal de entrada ( $k = 1$ ), um registrador de deslocamento (ou linha de atraso) de 8 estágios acoplado a  $n$  somadores modulo  $2^1$  e uma chave comutadora (multiplexador) para tornar serial a saída do codificador. Dessa forma, o comprimento de restrição é igual a 9 ( $m + 1 = 8 + 1$ ), e a taxa de código  $R_c = \frac{1}{n}$ , tal que  $2 \leq n \leq 4$ , assim, a representação da notação,  $(n, k, m) = (n, 1, 8)$ , passa a ser de  $(n, m) = (n, 8)$ .

O nome de codificador convolucional é porque executam uma operação de convolução módulo-2 entre a sequência de informação<sup>2</sup>  $\mathbf{u}_i$  e as respostas ao impulso do codificador, isto é, pelas  $n$  respostas dadas pelos vetores geradores do código  $\mathbf{g}_i$ . Existe um vetor gerador  $\mathbf{u}$  para cada saída do código. Essas respostas ao impulso podem durar no máximo até  $m + 1$ , ou seja, o comprimento de restrição.

Portanto, dada uma sequência de bits de entrada  $\mathbf{u} = (u_0, u_1, u_2, \dots, u_k)$ , as sequências geradoras  $\mathbf{g}_i$ , tal que  $0 \leq i \leq n - 1$  e as sequências de saída  $\mathbf{c}_i$ , tal que  $0 \leq i \leq n - 1$ , a operação que define as saídas é  $\mathbf{c}_i = \mathbf{u}^{(i)} * \mathbf{g}_i$ , para cada saída do codificador, onde  $*$  representa o operador de convolução.

Todo sistema linear, as operações no domínio do tempo envolvendo convolução podem ser substituídas por operações no domínio da transformada mais conveniente que envolva multiplicação polinomial. Na representação polinomial de uma sequência binária, a própria sequência é representada pelos coeficientes do polinômio. Pode-se representar portanto, as respostas ao impulso podem ser representadas por seus polinômios geradores. Na prática o processo de codificação é feito pela combinação linear, definida em GF(2) (GF - *Galois Field* ou Campo de Galois)<sup>3</sup>, das saídas de registradores de deslocamento (*shift registers*) em estágios,  $m+1$ .

O codificador convolucional é um circuito sequencial e portanto, pode ser representado através de uma máquina de estados denominada de diagrama de estados. A representação do

<sup>1</sup> operadores lógicos do tipo ou exclusivo

<sup>2</sup> são os bits a serem codificados, sendo que cada bit da sequência entra no codificador a cada unidade de tempo de forma serial.

<sup>3</sup> GF(2), é o corpo de Galois mais simples, definido como o conjunto 0,1, sob a adição e multiplicação binária. Corpos finitos foram descobertos por Evariste Galois, um matemático francês. Um corpo de Galois de ordem,  $q$ , é normalmente denominado GF( $q$ ).

diagrama de estados no tempo recebe o nome de treliça, que tem sua importância na visualização dos métodos de terminação dos códigos convolucionais.

O desempenho dos códigos convolucionais depende do algoritmo de decodificação utilizado (p.ex. decodificação de Viterbi) e das propriedades da distância do código. Uma importante medida de distância desses códigos é a distância livre,  $d_{free}$  (*free distance*)<sup>4</sup>. Os códigos convolucionais não sistemáticos podem possuir maior  $d_{free}$  que os convolucionais sistemáticos, considerando uma determinada taxa de código e ordem de memória (COSTELLO, 1974).

### Classificação dos Codificadores:

1. Codificador Sistemático (SC – *Systematic Code*), codificador que usa a própria fonte  $\mathbf{u}^{(i)}$  como uma de suas saídas ( $\mathbf{v}^{(i)}$ ) codificadas, isto é, a seqüência codificada de saída corresponde à seqüência de informação acrescida de bits de paridade;
2. Codificador Não-Sistemático (NSC – *Non Systematic Code*), codificador que usa apenas a paridade gerada pelos somadores módulo-2;
3. Codificador Recursivo (RC – *Recursive Code*), quando o codificador convolucional onde parte da paridade gerada é inserida novamente na entrada do codificador;
4. Codificador Recursivo Sistemático (RSC – *Recursive Systematic Code*), codificador recursivo que usa a informação da fonte,  $\mathbf{u}^{(i)} = \mathbf{v}^{(i)}$ , como uma de suas saídas ;
5. Codificador Recursivo Não-Sistemático (RNSC – *Recursive Non Systematic Code*), codificador recursivo que usa apenas a paridade como saída

---

<sup>4</sup> Relativo a distância de Hamming

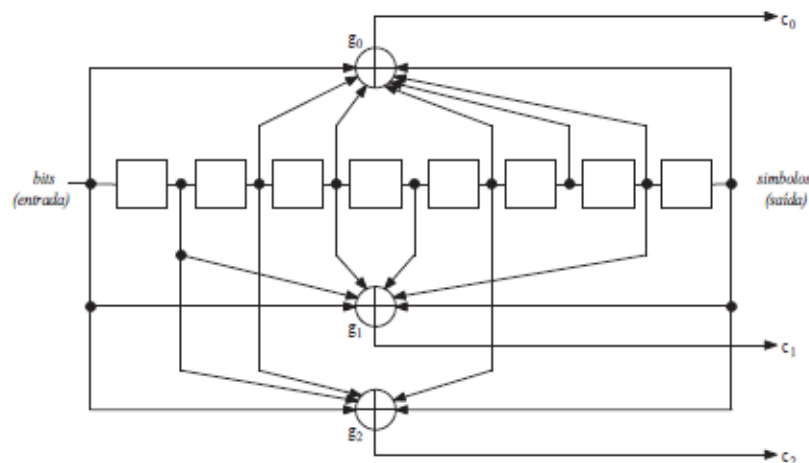
## D.1 Codificador Convolutacional de taxa 1/3

Dado o codificador binário  $(3, 1, 8)$ , define-se a notação para a seqüência de informação como:  $\mathbf{u} = (u^0, u^1, u^2, \dots)$ , como o codificador possui apenas uma entrada ( $k = 1$ ), o codificador convolutacional tem taxa de código,  $R_c = 1/3$ .

Para a seqüência de saída, utiliza-se notação semelhante, porém, neste caso, utilizando três saídas simultâneas ( $n = 3$ ). A notação é a seguinte:

$$\mathbf{c}_0 = (c_0^0, c_0^1, c_0^2, \dots, c_0^m); \quad \mathbf{c}_1 = (c_1^0, c_1^1, c_1^2, \dots, c_1^m); \quad \mathbf{c}_2 = (c_2^0, c_2^1, c_2^2, \dots, c_2^m)$$

O índice subscrito se refere à saída do codificador e o índice sobrescrito se refere à seqüência de saída de cada porta. A Figura D.1, mostra o codificador binário  $(n, k, m) = (3, 1, 8)$ , com taxa de codificação  $R_c = k/n = 1/3$ :



**Figura D.1** – Codificador convolutacional binário de taxa 1/3.

Outro conceito importante a ser apresentado é o de *seqüências geradoras*. Conceituamos seqüências geradoras como sendo a influência que uma determinada entrada e seu conjunto de memórias exercem sobre determinada saída através de suas conexões (somadores módulo-2), e a notação adotada é:

$$\mathbf{g}_0 = (g_0^0, g_0^1, \dots, g_0^m); \quad \mathbf{g}_1 = (g_1^0, g_1^1, \dots, g_1^m); \quad \mathbf{g}_2 = (g_2^0, g_2^1, \dots, g_2^m),$$

Pode-se representar as seqüências geradoras por seus coeficientes, em binário, para o codificador da Figura D.1, da seguinte forma:

$$\begin{aligned} \mathbf{g}_0 &= 101101111_2 \\ \mathbf{g}_1 &= 110110011_2 \\ \mathbf{g}_2 &= 111001001_2 \end{aligned} \tag{D.1}$$

Note que, a seqüência geradora  $\mathbf{g}_0$ , possui os bits **1, 0, 1, 1, 0, 1, 1, 1, 1**. Tal fato ocorre em função dos registradores de deslocamento (memórias) que estão conectadas ao somador módulo-2, em  $\mathbf{g}_0$ , e correspondentes à saída  $\mathbf{c}_0$ , sendo atribuído **1**, quando tem conexão direta, e quando para um determinado registrador de deslocamento não tiver conexão ao somador módulo-2, em  $\mathbf{g}_0$  é atribuído o bit **0**.

De forma muito similar à representação por vetores de conexões, tem-se:

$$\begin{aligned} \mathbf{g}_0(E) &= 1 + E^2 + E^3 + E^5 + E^6 + E^7 + E^8 \\ \mathbf{g}_1(E) &= 1 + E + E^3 + E^4 + E^7 + E^8 \\ \mathbf{g}_2(E) &= 1 + E + E^2 + E^5 + E^8 \end{aligned} \quad (\text{D.2})$$

O termo de menor ordem representa o estágio de entrada de dados do *shift register* da Figura D.1. O vetor final de saída do código  $\mathbf{C}_t(E)$  será:

$$\mathbf{C}_t(E) = [\mathbf{c}_0(E) \ \mathbf{c}_1(E) \ \mathbf{c}_2(E)] \quad (\text{D.3})$$

sendo que os vetores,  $\mathbf{c}_0(E)$ ,  $\mathbf{c}_1(E)$  e  $\mathbf{c}_2(E)$  estão associados as seqüências geradora  $\mathbf{g}_0(E)$ ,  $\mathbf{g}_1(E)$  e  $\mathbf{g}_2(E)$ , respectivamente.

Adicionalmente, pode-se representar as seqüências geradoras por seus coeficientes, em octal, assim:

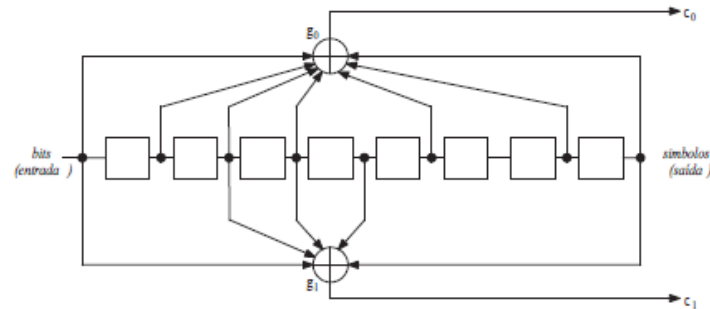
$$\begin{aligned} \mathbf{g}_0 &= 101101111_2 = 557_8 \\ \mathbf{g}_1 &= 110110011_2 = 663_8 \\ \mathbf{g}_2 &= 111001001_2 = 711_8 \end{aligned} \quad (\text{D.4})$$

A representação em octal para um polinômio binário, referente a seqüência geradora  $\mathbf{g}_0$  é obtida particionando-se este vetor em trios da direita para a esquerda, totalizando 3 trios formado por  $111_2$ ,  $101_2$  e  $101_2$ , cujo valores em octal são  $7_8$ ,  $5_8$  e  $5_8$ , resultando  $557_8$ .

Assim, para o codificador convolucional da Figura D.1, três símbolos são gerados para cada bit de informação de entrada no codificador ( $n = 3$ ). O estado inicial do codificador convolucional é admitido como sendo todos zero.

## D.2 Codificador Convolutacional de taxa 1/2

De forma análoga, tem-se a representação para o codificador convolutacional de taxa de código,  $R_c = k/n = 1/2$ . A Figura D.2, mostra o codificador binário  $(n, k, m) = (2, 1, 8)$ :



**Figura D.2** – Codificador convolutacional binário de taxa 1/2.

Para a representação na forma dos vetores de conexões, tem-se:

$$g_0(E) = 1 + E + E^2 + E^3 + E^5 + E^7 + E^8$$

$$g_1(E) = 1 + E^2 + E^3 + E^4 + E^8$$

O termo de menor ordem representa o estágio de entrada de dados do *shift register* da Figura D.2. O vetor final de saída do código  $C_t(E)$  será:

$$C_t(E) = [c_0(E) \ c_1(E)] \quad (D.5)$$

sendo que os vetores,  $c_0(E)$  e  $c_1(E)$  estão associados as seqüências geradora  $g_0(E)$  e  $g_1(E)$ , respectivamente.

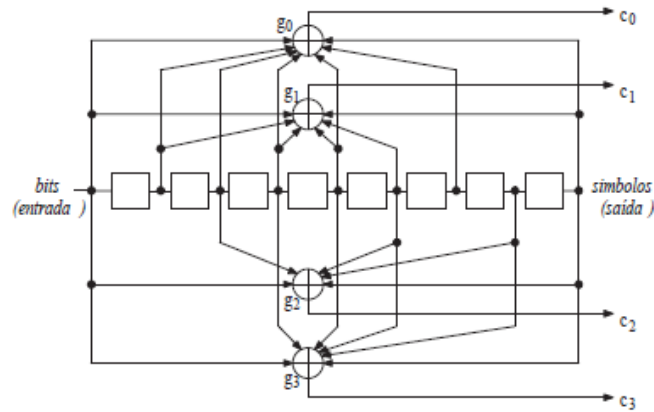
A representação das seqüências geradoras dada por seus coeficientes, em binário e octal, será:

$$g_0 = 111101011_2 = 753_8; \quad g_1 = 101110001_2 = 561_8$$

A primeira seqüências de saída,  $c_0$  está associada a seqüências geradoras,  $g_0$  e a última seqüências de saída,  $c_1$  está associada a seqüências geradoras,  $g_1$ . Para o codificador convolutacional da Figura D.2, dois símbolos são gerados para cada bit de informação de entrada no codificador ( $n = 2$ ). O estado inicial do codificador convolutacional é admitido como sendo todos zero. O primeiro símbolo codificado de saída após a inicialização será o símbolo codificado gerado pela seqüência geradora  $g_0$ .

### D.3 Codificador Convolutacional de taxa 1/4

A representação para o codificador convolutacional de taxa de código,  $R_c = k/n = 1/4$ . A Figura D.3, mostra o codificador binário  $(n, k, m) = (4, 1, 8)$ :



**Figura D.3** – Codificador convolutacional binário de taxa 1/4.

Para a representação na forma dos vetores de conexões, tem-se:

$$\begin{aligned} g_0(E) &= 1 + E + E^2 + E^3 + E^4 + E^6 + E^8 \\ g_1(E) &= 1 + E + E^3 + E^4 + E^5 + E^8 \\ g_2(E) &= 1 + E^2 + E^5 + E^7 + E^8 \\ g_3(E) &= 1 + E^3 + E^4 + E^5 + E^7 + E^8 \end{aligned}$$

O termo de menor ordem representa o estágio de entrada de dados do *shift register* da Figura D.3. O vetor final de saída do código  $C_t(E)$  será:  $C_t(E) = [c_0(E) \ c_1(E) \ c_3(E) \ c_4(E)]$ , sendo que os vetores,  $c_0(E)$ ,  $c_1(E)$ ,  $c_2(E)$  e  $c_3(E)$  estão associados as seqüências geradora  $g_0(E)$ ,  $g_1(E)$ ,  $g_2(E)$  e  $g_1(E)$ , respectivamente. A representação das seqüências geradoras dada por seus coeficientes, em binário e octal, será:

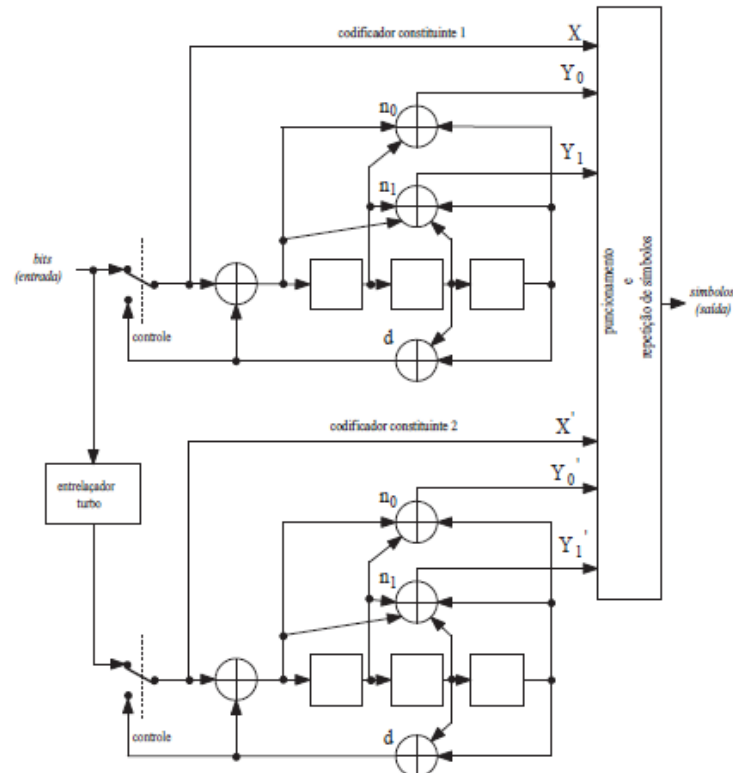
$$\begin{aligned} g_0 &= 111110101_2 = 765_8; & g_1 &= 110111001_2 = 671_8 \\ g_2 &= 101001011_2 = 513_8; & g_3 &= 100111011_2 = 473_8 \end{aligned}$$

A primeira seqüências de saída,  $c_0$  está associada a seqüências geradoras,  $g_0$  e a última seqüências de saída,  $c_3$  está associada a seqüências geradoras,  $g_3$ . Para o codificador convolutacional da Figura D.3, quatro símbolos são gerados para cada bit de informação de entrada no codificador ( $n = 4$ ). O estado inicial do codificador convolutacional é admitido como sendo todos zero. O primeiro símbolo codificado de saída após a inicialização será o símbolo codificado gerado pela seqüência geradora  $g_0$ .

#### D.4 Codificador turbo de taxa 1/n

O processo de codificação turbo é realizado por dois codificadores convolucionais recursivos sistemáticos e idênticos concatenados em paralelo, também denominados de codificadores constituintes (ou componente).

O codificador turbo definido para o padrão CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999) está ilustrado na Figura D.4.



**Figura D.4** – Codificador turbo de taxa 1/n.

O número total de bits de informação, bits de paridade, e dois bits reservados somam um total de  $N_{turbo}$ , deste modo o codificador turbo gera  $\frac{N_{turbo}}{R_c}$  símbolos em sua saída, seguidos de  $\frac{6}{R_c}$  símbolos de cauda (*tail bits*).

Durante o processo de codificação, são adicionados *tail bits* na saída da seqüência codificada  $R_c$  é a taxa de código de  $\frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  ou  $\frac{1}{4}$ . A saída dos codificadores constituintes após os símbolos serem puncionadas e repetidas, obtém-se um total de símbolos de saída de  $\frac{(N_{turbo}+6)}{R_c}$

A representação para o codificador turbo de taxa de código,  $R_c = k/n = 1/n$ . A Figura D.4, mostra o codificador binário  $(n, k, m) = (n, 1, 3)$ :

Cada um desses codificadores constituintes contém,  $m = 3$  memórias, com uma saída sistemática e duas de paridade (bits reservados), e portanto com taxa

$R_c = k/n = 1/n$ . A matriz geradora de cada codificador constituinte é dada por:

$$\begin{aligned} \mathbf{n}_0(\mathbf{E}) &= 1 + E + E^3 \\ \mathbf{n}_1(\mathbf{E}) &= 1 + E + E^2 + E^3 \\ \mathbf{d}(\mathbf{E}) &= 1 + E^2 + E^3 \end{aligned} \quad (\text{D.6})$$

$$\begin{aligned} \mathbf{G}(\mathbf{E}) &= \left[ 1, \frac{n_0(E)}{d(E)}, \frac{n_1(E)}{d(E)} \right] \\ &= \left[ 1, \frac{1 + E + E^3}{1 + E^2 + E^3}, \frac{1 + E + E^2 + E^3}{1 + E^2 + E^3} \right] \end{aligned} \quad (\text{D.7})$$

Para a representação das seqüências geradoras por seus coeficientes, em binário, para o codificador turbo da Figura D.4, da seguinte forma:

$$\begin{aligned} \mathbf{n}_0 &= 1101_2 \\ \mathbf{n}_1 &= 1111_2 \\ \mathbf{d} &= 1011_2 \end{aligned} \quad (\text{D.8})$$

e para a representação em octal de um polinômio binário é obtida particionandose este vetor em trios da direita para a esquerda, e completando com zeros para completar o trio, assim para a codificação turbo com  $m = 3$  memórias, tem-se dois trios para as seqüências geradoras,  $\mathbf{n}_0$  e  $\mathbf{n}_1$  e seqüência de realimentação  $\mathbf{d}$ .

Para a seqüência geradora  $\mathbf{n}_0$ , os trios são formado por  $101_2$  e  $001_2$ , cujo valores em octal são  $5_8$  e  $1_8$ , resultando  $\mathbf{n}_0 = 15_8$ .

Para a seqüência geradora  $\mathbf{n}_1$ , os trios são formado por  $111_2$  e  $001_2$ , cujo valores em octal são  $7_8$  e  $1_8$ , resultando  $\mathbf{n}_1 = 17_8$ .

E, finalmente para a seqüência de realimentação  $\mathbf{d}$ , os trios são formado por  $011_2$  e  $001_2$ , cujo valores em octal são  $3_8$  e  $1_8$ , resultando  $\mathbf{d} = 13_8$ .

Ou seja, a matriz geradora em octal,  $G = [1, \frac{15}{13}, \frac{17}{13}]_8$ , conforme apresentado na Tabela D.1. A associação entre a matriz geradora de cada codificador constituinte

**Tabela D.1** – Polinômios geradores em octal para a codificação turbo.

Taxa $1/n$	Número de Registradores $Q_R$	Polinômio		
		$d$	$g_0$	$g_1$
1/2, 1/3, 1/4	3	13	15	17

e a entrada no bloco de puncionamento (*puncturing*) e de repetição de símbolos, como mostra a Figura D.4 é dada por:

1. para o codificador constituinte 1: os vetores,  $\mathbf{n}_0$ ,  $\mathbf{n}_1$  e  $\mathbf{d}$  estão associados as seqüências geradora  $\mathbf{X}$ ,  $\mathbf{Y}_0$  e  $\mathbf{g}_2(E)$ , respectivamente;
2. para o codificador constituinte 2: os vetores,  $\mathbf{n}_0$ ,  $\mathbf{n}_1$  e  $\mathbf{d}$  estão associados as seqüências geradora  $\mathbf{X}'$ ,  $\mathbf{Y}'_0$  e  $\mathbf{Y}'_1$ , respectivamente.  $v$

Característica importante dos **codificadores constituintes** da Figura D.4:

- todos registradores da codificação começam no estado zero e, após a codificação do bloco, precisam acrescentar quantos bits forem precisos para que o codificador atinja outro estado pré-definido. Normalmente este estado é o zero. Estes bits extras de terminação auxiliam na decodificação e são chamados de *tail bits* ou bits de cauda. O número de bits no bloco reservados para os *tail bits* são no máximo  $m$  bits, onde  $m$  representa a memória do codificador convolucional.
- A seqüência de saída do codificador constituinte, da Figura D.4, para cada período bit será  $\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}_1, \mathbf{X}', \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}'_1$ , considerando que  $\mathbf{X}$  é a primeira saída.

## Entrelaçador

O entrelaçamento serve para que os erros não ocorram simultaneamente nos mesmos bits de paridade dos dois codificadores constituintes (codificadores convolucionais recursivos sistemáticos). Ou seja, o entrelaçador (*interleaver*) é responsável por embaralhar a informação de modo que um erro que ocorra em uma seqüência de bits não afete a decodificação da informação após o desembaralhamento no receptor.

## Puncionamento

O puncionamento serve para variar a taxa do codificador turbo através da eliminação ou multiplexação dos bits de paridade dos codificadores constituintes.

Para o codificador do padrão CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999) da Figura D.4, considerando as taxas de código  $R_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ , o resultado do puncionamento ocorre da seguinte maneira:

- para obter taxa  $R_c = \frac{1}{2}$ , o codificador envia a seqüência sistemática  $\mathbf{X}$ , além das seqüências de paridade  $\mathbf{Y}_0$  e  $\mathbf{Y}'_0$  de forma alternada. Ou seja, para uma seqüência de informação de comprimento  $\mathbf{I}$ , a seqüência gerada pelo codificador seria  $\mathbf{X}, \mathbf{Y}_{00}, \mathbf{X}, \mathbf{Y}'_{01}, \mathbf{X}, \mathbf{Y}_{02}, \mathbf{X}, \mathbf{Y}'_{03}, \dots, \mathbf{X}, \mathbf{Y}_{0I-2}, \mathbf{X}, \mathbf{Y}'_{0I-1}$ ;
- para obter taxa  $R_c = \frac{1}{3}$ , o codificador envia a seqüência sistemática  $\mathbf{X}$ , e também as seqüências de paridade  $\mathbf{Y}_0$  e  $\mathbf{Y}'_0$ . Assim, para uma seqüência de informação de comprimento  $\mathbf{I}$ , a seqüência gerada pelo codificador seria  $(\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0)_0, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0)_1, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0)_2, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}'_0)_3, \dots, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0)_{I-2}, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0)_{I-1}$ .
- para obter taxa  $R_c = \frac{1}{4}$ , o codificador envia a seqüência sistemática  $\mathbf{X}$ , e também as seqüências de paridade  $\mathbf{Y}_0$  e  $\mathbf{Y}'_0$ , além das seqüências de paridade  $\mathbf{Y}_1$  e  $\mathbf{Y}'_1$  de forma alternada. Assim, para uma seqüência de informação de comprimento  $\mathbf{I}$ , a seqüência gerada pelo codificador seria  $(\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}_1)_0, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}'_1)_1, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}_1)_2, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}'_1)_3, \dots, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}_1)_{I-2}, (\mathbf{X}, \mathbf{Y}_0, \mathbf{Y}'_0, \mathbf{Y}'_1)_{I-1}$ .

Esse padrão para o puncionamento para um período de bit de dados de acordo com a taxa de código é apresentado na Tabela D.2.

Em função do uso de entrelaçadores e de puncionamento, o valor para a distância livre de um código turbo, não é de fácil obtenção.

A Tabela D.2 mostra o padrão para o puncionamento de bits de dados do CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999) da Figura D.4.

**Tabela D.2** – Padrão de puncionamento para um período de bits de dados do CDMA2000 para as taxas de código,  $R_c$ , de  $\frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ .

Saídas	Taxa de Código ( $R_c$ )		
	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{4}$
X	11	11	11
$Y_0$	10	11	11
$Y_1$	00	00	10
$X'$	00	00	00
$Y'_0$	01	11	01
$Y'_1$	00	00	11

A forma de leitura para o puncionamento de bits de dados referente a Tabela D.2 para cada taxa de código,  $R_c$ , é que deve ser lido de cima para baixo e, em seguida, da esquerda para a direita.

### Bits de Terminação

A Tabela D.3 mostra a metodologia utilizada para limpar as memórias dos registradores pelo padrão CDMA2000 (TIA/EIA/IS-2000-2, 1999) da Figura D.4 antes do início de um novo período de bits de dados, ou seja, o padrão de puncionamento para os símbolos de cauda.

**Tabela D.3** – Padrão de puncionamento os símbolos de cauda do CDMA2000 para as taxas de código,  $R_c$ , de  $\frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$ .

Saídas	Taxa de Código ( $R_c$ )		
	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{4}$
X	111 000	111 000	111 000
$Y_0$	111 000	111 000	111 000
$Y_1$	000 000	000 000	111 000
$X'$	000 111	000 111	000 111
$Y'_0$	000 111	000 111	000 111
$Y'_1$	000 000	000 000	000 111

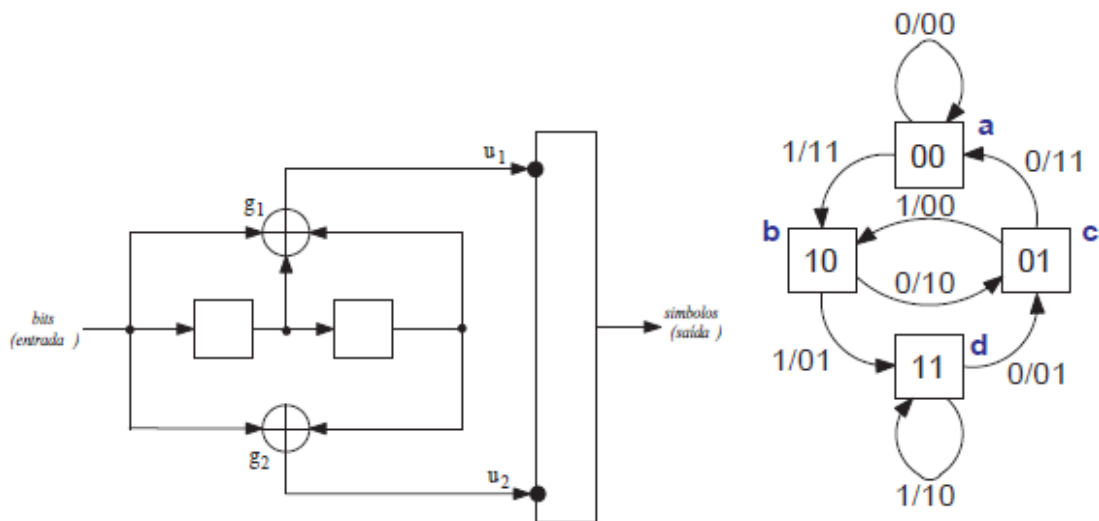
A forma de leitura para o puncionamento dos símbolos de cauda referente a Tabela D.3 para  $R_c = \frac{1}{2}$ , deve ser lido de cima para baixo e, em seguida, da esquerda para a direita e, para  $R_c = \frac{1}{2}$  e  $R_c = \frac{1}{4}$ , também deve ser lido de cima para baixo, porém, repetindo  $\mathbf{X}$  e  $\mathbf{X}'$ , e então, da esquerda para a direita. O resultado do puncionamento dos símbolos de cauda referente a Tabela D.3 deve ocorrer da seguinte maneira:

1. a saída dos símbolos de cauda para os três primeiros períodos de *tail bits*, e taxas de  $R_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  serão:  $\mathbf{XY}_0$ ,  $\mathbf{XXY}_0$  e  $\mathbf{XXY}_0\mathbf{Y}_1$ , respectivamente.
2. a saída dos símbolos de cauda para os três últimos períodos de *tail bits*, e  $R_c = \frac{1}{2}$ ,  $\frac{1}{3}$  e  $\frac{1}{4}$  serão:  $\mathbf{X}'\mathbf{Y}'_0$ ,  $\mathbf{X}'\mathbf{X}'\mathbf{Y}'_0$  e  $\mathbf{X}'\mathbf{X}'\mathbf{Y}'_0\mathbf{Y}'_1$ , respectivamente.

A saída dos símbolos de cauda gerados na codificação turbo,  $\frac{6}{R_c}$  seguem após a passagem (saída) dos símbolos de dados ( $N_{turbo}$ ) do codificador da Figura D.4 com a chave comutadora (controle) na posição superior. Os três primeiros símbolos de cauda gerados pelo **codificador constituinte 1** com a chave comutadora (controle) na posição inferior enquanto o **codificador constituinte 2** não está chaveado e conseqüentemente o puncionamento e a repetição para a saída de símbolos do codificador constituinte. Os três últimos símbolos de cauda gerados pelo **codificador constituinte 2** com a chave comutadora (controle) na posição inferior enquanto o **codificador constituinte 1** não está chaveado e portanto o puncionamento e a repetição para a saída de símbolos do codificador constituinte.

## D.5 Exemplo da Decodificação de Viterbi

Serão usados  $n = 2$  operadores lógicos do tipo *ou exclusivo* ( $g_n$ ), resultando numa taxa de codificação  $R_c = k/n$  de  $1/2$ . O diagrama de conexões que representa este codificador está ilustrado na Figura D.5.a, sendo  $m$  a seqüência binária de entrada no codificador e  $C$  a saída do mesmo, composta por  $c_1$  e  $c_2$  ordenados serialmente.



**Figura D.5** – a. Codificador convolucional com taxa de codificação de  $1/2$  e  $K = 3$ ; b. Representação do diagrama de estados do codificador convolucional

No exemplo da Figura D.5.a um vetor de conexões superior  $g_1$  e um vetor de conexões inferior  $g_2$  descrevem as conexões da memória com os dois operadores lógicos. A posição do elemento do vetor, correspondente a um dos  $K$  elementos da memória, ocupada pelo valor  $0$ , denota que nesta posição não há conexão entre a memória e o operador lógico. A presença do valor  $1$  indica a existência de ligação. Portanto os vetores correspondentes às ligações deste codificador em binário são:  $g_2 = 101_2$  e  $g_1 = 111_2$  e, em octal são:  $g_2 = 5_8$  e  $g_1 = 7_8$ .

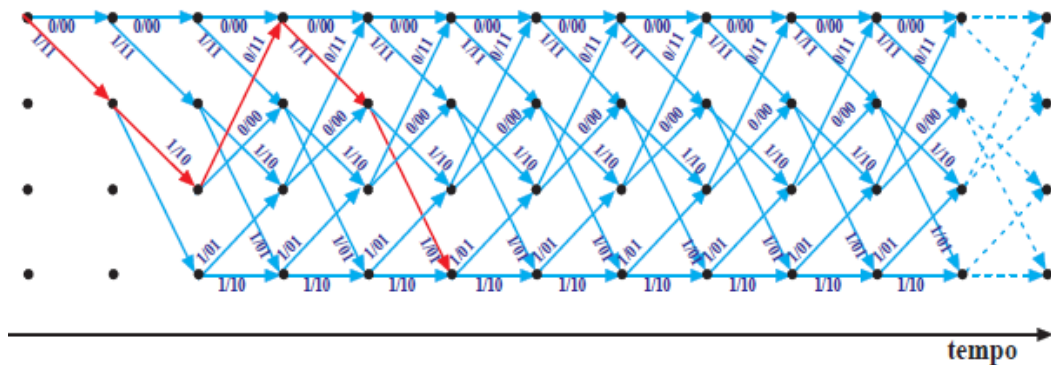
O codificador convolucional pode ser representado pelo diagrama de estados. Assim, pelo codificador da Figura D.5.a, note-se que quando um novo bit entra no *shift register* no instante de tempo  $t$ , o bit da última posição é descartado, apenas o bit que entrou e os dois bits das posições mais a esquerda da memória, no instante  $t - 1$ , é que influenciam no valor assumido na saída. Pode-se dizer que a saída do codificador é decorrente do bit que entra mais os quatro possíveis estados definidos pelos dois primeiros bits do *shift register*.

O diagrama de estados do codificador apresentado na Figura D.5.b sendo que o conteúdo das caixas é o estado atual da máquina de estados. Neste diagrama há setas representando as possíveis transições entre os estados, junto a elas há um texto no formato  $B/u_1u_2$  onde  $B$  é o bit que entrou e  $u_1$  e  $u_2$  os bits resultantes

na saída do codificador.

A representação do codificador convolucional por diagrama de estados torna mais claro o seu funcionamento, porém não é possível mapear o histórico das transições de estado ao longo do tempo. O diagrama de treliça focaliza apenas na representação das possíveis transições entre os possíveis estados do codificador convolucional.

Na Figura D.6 há o desenho de um diagrama de treliça correspondente ao codificador convolucional da Figura D.5.a, em que cada linha de pontos representa um dos possíveis estados. Cada coluna de pontos é o conjunto de todos os possíveis estados em diferentes instantes de tempo, com as setas representando as possíveis transições entre os estados.



**Figura D.6** – Representação por diagrama de treliça para o codificador apresentado na Figura D.5.a.

Neste gráfico há uma coluna de valores em verde à esquerda que representam os estados que correspondem a cada linha de pontos. Junto a cada uma das setas estão escritos valores em azul representando o bit que entrou no codificador  $B$  e os dados de saída do codificador ( $u_1$  e  $u_2$ ) no formato  $B/u_1u_2$ .

Na treliça do exemplo representado na Figura D.6, há uma marcação em vermelho em algumas transições. Esta marcação indica o caminho percorrido no caso de ser apresentada uma seqüência de dados  $B = 1\ 0\ 0\ 1\ 1$  na entrada do codificador. Observar-se na figura, que a seqüência gerada na saída são valores  $U = 11\ 10\ 11\ 11\ 01$ .

Há dois tipos distintos de distâncias: a distância de Hamming e a distância Euclidiana. A distância de Hamming, que é basicamente o número de elementos que duas palavras binárias (código) diferem entre si, ou o número de posições em que elas diferem. As distâncias são a base de todo o funcionamento do mecanismo de correção de erros feita utilizando-se o código convolucional.

A mínima distância livre de um código convolucional é um indicativo de sua eficiência para correção de erros. Quanto maior a mínima distância livre maior a eficiência.

## Decodificador Convolucional de Viterbi

O decodificador de Viterbi é a forma mais utilizada na decodificação convolucional aplicada a sistemas de telecomunicações digitais, e muito provavelmente em todas as formas de *troca* de informações digitais binárias sujeitas à degradação imposta por qualquer tipo de canal aditivo gaussiano e/ou impulsivo, que venham a necessitar de um mecanismo de correção de erros que utilize codificação convolucional.

A decodificação convolucional de Viterbi baseia-se na técnica de Decodificação por Máxima Verossimilhança (*Maximum Likelihood Decoding*). O funcionamento da Decodificação por Máxima Verossimilhança baseia-se em comparar a soma das distâncias de Hamming entre todos os dados da seqüência de dados recebidos no receptor digital e todos os dados de cada uma de todas as possíveis seqüências que podem ser geradas no codificador convolucional do transmissor digital. A menor soma destas distâncias indica a possível seqüência de dados que mais provavelmente teria sido gerada pelo codificador convolucional do transmissor.

Graças à técnica de decodificação convolucional de Viterbi, é possível descartar a maior parte das seqüências possivelmente geradas no codificador convolucional do transmissor e concentrar a pesquisa (comparação) apenas nas seqüências de dados com maior probabilidade de serem as que resultariam na seqüência de dados efetivamente recebidos no receptor digital.

Devido a esta característica, o decodificador convolucional de Viterbi torna a decodificação convolucional por Máxima Verossimilhança viável de ser executada computacionalmente em sistemas de comunicação digital de alto desempenho.

O decodificador convolucional de Viterbi é baseado no conceito do diagrama de treliça, onde todas as possíveis transições entre todos os possíveis estados do codificador convolucional, podem ser representados ao longo do tempo.

O codificador convolucional é iniciado partindo-se de um mesmo estado pré-determinado a partir do qual o codificador funciona por um número fixo de bits a serem transmitidos antes que o mesmo seja reiniciado. Tal processo de inicialização-reinicialização sucessivas tem dois objetivos:

1. permitir que o codificador e o decodificador sejam sincronizados, tendo suas operações sempre iniciadas a partir de um mesmo estado comum entre am-

bos;

- evitar que erros em um grande número de bits *próximos* no tempo devido a um burst de ruído e/ou interferência no canal de transmissão, acabem por causar uma decodificação errônea de seqüências de dados posteriores à ocorrência do *burst* (mesmo que estas estejam corretas) devido ao *estouro* da capacidade de correção do decodificador.

Como exemplo será considerado um codificador convolucional apresentado na Figura D.5.a. No qual assume-se que:

- os dados a serem transmitidos na entrada do codificador são representados pela seqüência de bits **B**.
- os dados resultantes na saída da etapa de codificação convolucional no transmissor digital são representados pela seqüência de bits **U**.
- o estado inicial do codificador é o estado **00**, também identificado como estado **a** na Figura D.5.b.
- os dados recebidos são representados pela seqüência de bits **Y**.
- os dados na saída do decodificador convolucional de Viterbi serão representados pela seqüência de bits **Z**.

Considerando que:

$B = 1\ 1\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0$ , após a codificação pelo codificador da Figura D.5.a:

$$U = 11\ 01\ 01\ 00\ 01\ 01\ 11\ 11\ 01\ 10\ 01$$

e para efeito de exemplo considera-se a seqüência recebida como sendo a seqüência **U** com ocorrência de erro no décimo primeiro bit na order de ocorrência temporal:

$$Y = 11\ 01\ 01\ 00\ 01\ 11\ 11\ 11\ 01\ 10\ 01.$$

Neste exemplo, o processo de decodificação de Viterbi, que consiste em obter a seqüência de dados **Z** na saída do decodificador a partir da seqüência **Y** recebida. Se a capacidade de correção do decodificador não for excedida, então espera-se que **Z** seja igual a **B**.

No decodificador convolucional de Viterbi, cada conjunto de dados que chega é um grupo de bits que equivale a uma saída de dados do codificador convolucional.

A cada conjunto de bits recebidos mede-se a distância de Hamming entre eles e o valor esperado da saída do codificador convolucional para cada uma das possíveis transições a partir de cada um dos possíveis estados.

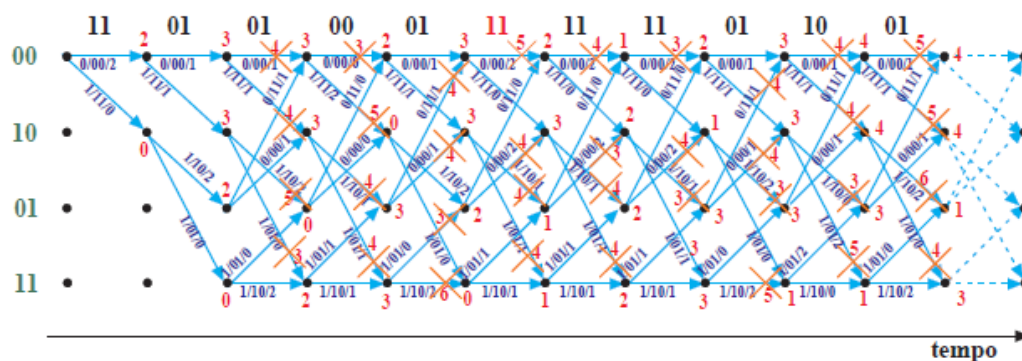
A codificação convolucional é iniciada no estado **00**, e o primeiro conjunto de dados recebido deve ter a distância medida em relação à transição do estado **00** para ele mesmo e do estado **00** para o estado **10**.

Uma vez que o primeiro conjunto de dados, pode representar a transição a partir do estado **00** ao estado **00** ou ao estado **10**, o segundo conjunto de dados já pode representar as possíveis transições entre o estado **00** e ele mesmo, entre **00** e **10**, ou entre **10** e **01**, ou ainda entre **10** e **11**. Desta forma, deve-se medir a distância de todos os conjuntos de dados recebidos e todas as transições possíveis de serem representadas por eles ao longo do tempo.

A cada transição deve ser associada uma métrica acumulada, que é a soma da sua distância de Hamming, em relação ao dado recebido, com a métrica acumulada do caminho sobrevivente que chega ao estado de origem da referida transição. Os percursos são formados pelas seqüências de possíveis transições entre estados.

O percurso sobrevivente é um dos possíveis percursos que chegam a um mesmo estado em um determinado instante de tempo e que contém a menor métrica acumulada, e que, depois de iniciada a treliça, existem sempre dois percursos que terminam a um mesmo estado em um mesmo instante de tempo.

A técnica de Viterbi consiste em eliminar os percursos menos prováveis que chegam a cada nó da treliça, deixando aqueles com maior probabilidade de ocorrência. Portanto, elimina-se o caminho de maior métrica acumulada, sobrevivendo o de menor.



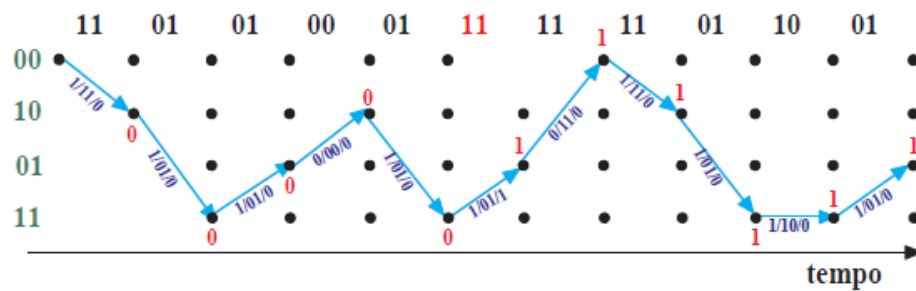
**Figura D.7** – Diagrama de treliça com a representação da seqüência de dados recebidos.

Na Figura D.7 está representada esta primeira parte das etapas da decodi-

ficação de Viterbi. Nessa figura tem-se uma representação de um diagrama de treliça, onde para cada transição há um valor associado, em azul, no formato  $b/uu/d$ , sendo que  $b$  representa o bit da seqüência  $B$  que entrou no codificador para gerar tal transição,  $uu$  é o par de bits da seqüência  $U$  na saída do codificador e  $d$  é a distância de Hamming entre  $uu$  e o par de bits  $yy$  recebido a cada instante  $t_n$  através da seqüência  $Y$ . Cada instante  $t_n$  define uma célula da treliça.

Acima de cada célula da treliça temos um respectivo valor  $yy$  em preto, exceto o valor em vermelho ( $yy$ ) acima da célula que representa o instante  $t_n$  em que os dados foram corrompidos, um  $x$  alaranjado representando o percurso eliminado na chegada a cada estado, por apresentar a maior métrica acumulada, e um valor em vermelho indicando a métrica acumulada de cada percurso.

Observa-se a existência de onze instantes de tempo  $t_n$  (células) em que estão representados os dados que chegam ao receptor e todo o conjunto de transições a serem analisadas. O número de instantes de tempo  $t_n$  de funcionamento do codificador convolucional antes que este seja reiniciado é onze. A este número de instantes de tempo  $t_n$  entre reinicializações, denomina-se de profundidade do decodificador, quando então, começa-se o processo de *traceback*, que consiste em seguir de traz para frente, na treliça, as transições que formam o caminho de menor métrica acumulada, e que está representado na Figura D.8, onde todos os outros percursos ilustrados na Figura D.7 tiveram sua representação suprimida.



**Figura D.8** – Representação do percurso de menor métrica acumulada sobre o diagrama de treliça.

Utilizando-se da técnica do *traceback*, pode-se então obter a estimativa da seqüência de valores do bit  $\mathbf{b}$  na entrada do codificador, isto é, pode-se obter a seqüência de dados decodificados  $\mathbf{Z}$ . O *traceback* consiste em registrar o valor  $\mathbf{b}$  mostrado no *label*  $\mathbf{b}/\mathbf{uu}/\mathbf{d}$  em cada transição representada na Figura D.7, resultando em:

$$\mathbf{Z} = 11011001110.$$

Observa-se que, mesmo tendo ocorrido um erro nos dados recebidos, houve êxito na correção deste erro na decodificação, pois os dados  $\mathbf{B}$  originalmente codificados foram recuperados. O sucesso do processo de correção de erro é atestado pelo fato de  $\mathbf{Z} = \mathbf{B}$ .

Algo importante a ser levado em conta é observável na Figura D.7, onde, em determinados estados da treliça, chegam mais de uma transição pertencentes a percursos contendo a mesma métrica acumulada. Escolheu-se aleatoriamente um dos dois percursos a ser eliminado, e que não interferiu no resultado da decodificação por ter ocorrido em percursos com métricas superiores a do percurso dos dados mais próximos aos codificados no codificador convolucional.

Porém quanto maior o número de erros inseridos na seqüência recebida, maior a probabilidade de haver mais percursos com métricas iguais, podendo inclusive eliminar o percurso que represente o conjunto de transições que foram geradas no codificador convolucional. Nesse caso, diz-se que houve um estouro na capacidade de correção do decodificador convolucional de Viterbi. Para tanto, deve-se escolher códigos convolucionais com as maiores distâncias livres possíveis, o que garante maiores distâncias de Hamming entre os demais percursos e o percurso que representa a correta seqüência originada na codificação convolucional.

A profundidade do decodificador, no exemplo das Figuras D.7 e D.8, foi determinada como sendo onze apenas para que o gráfico de treliça ficasse mais fácil de ser representado e visualizado. A profundidade de um decodificador pode ser toda a seqüência de dados transmitida, porém, uma seqüência muito extensa de dados tem algumas incompatibilidades com a prática:

1. se a seqüência de dados a ser decodificada for muito grande levará grandes espaços de tempo para que se possa fazer o *traceback*;
2. quanto maior a profundidade, maior a quantidade de memória necessária para armazenamento das informações sobre as transições ao longo da treliça.

Pela dificuldade em decodificar-se seqüências de dados de grandes extensões, determina-se uma dimensão fixa. Toda a vez que a profundidade da memória do receptor é atingida, faz-se o *traceback* e obtém-se uma parte dos dados decodificados. Geralmente os primeiros dados que chegam formam, na treliça do decodificador de Viterbi, percursos de transições com métricas acumuladas que não levam necessariamente ao conjunto de dados originalmente codificados. Porém, ao aumentarem-se as extensões dos percursos com a chegada de novos dados, as métricas acumuladas vão convergindo de forma a indicarem o percurso que melhor representa os dados transmitidos.