

Uma Classe de Códigos Produto e sua Decodificação Turbo Aplicada em um Sistema CDMA Multiportadora

Dayani Adionel Guimarães e Jaime Portugheis

Resumo—O artigo sugere uma classe de códigos produto e sua aplicação em um sistema CDMA Multiportadora. A decodificação iterativa (turbo) desta classe possui pequena complexidade. Resultados de simulação dos desempenhos de vários sistemas codificados foram comparados com cálculos de capacidade e revelaram adequada solução de compromisso entre complexidade e desempenho.

Palavras-Chave—Codificação de canal, decodificação iterativa, códigos produto, modulação multiportadora, sistemas CDMA.

Abstract— This article suggests a class of product codes and its application to a Multi-Carrier CDMA System. The iterative (turbo) decoding of this class has small complexity. Performance simulation results for various coded systems are compared with capacity calculations and reveal a good tradeoff between complexity and performance.

Index Terms—Channel coding, iterative decoding, product codes, multi-carrier modulation, CDMA systems.

I. INTRODUÇÃO

Este artigo analisa uma classe de códigos produto multidimensionais de taxas baixas e sua decodificação iterativa (turbo) quando aplicada no sistema MC-DS-CDMA (do inglês, *Multi-Carrier Direct Sequence CDMA*) proposto em [1]. Considera-se um canal com desvanecimento Rayleigh seletivo em frequência.

Esta classe de códigos é implementada através da utilização de códigos componentes não-sistemáticos idênticos em todas as dimensões. Resultados de desempenho da utilização de alguns destes códigos componentes (portanto um esquema de codificação em apenas uma dimensão) no sistema sugerido em [1] foram mostrados em [2]. Esses códigos componentes são um exemplo de aplicação da regra de concatenação generalizada de códigos, GCC (do inglês, *Generalized Code Concatenation*) [3]. O grande atributo destes códigos componentes se encontra no fato de que é possível

desenvolver para eles um algoritmo muito simples de decodificação por distância mínima, MDD (do inglês, *Minimum Distance Decoding*), baseado na aplicação do algoritmo de Wagner [4]. Este atributo garante uma complexidade de decodificação similar àquela utilizada para a decodificação de códigos produto de paridade simples descrita em [5]. De forma a obter uma complexidade ainda menor, aplica-se uma forma modificada do algoritmo SISO (do inglês, *Soft-Input, Soft-Output*) proposto por Pyndiah em [6].

O artigo se encontra organizado da seguinte forma: a seção II descreve o sistema MC-DS-CDMA e a seção III apresenta resultados da análise de capacidade de canal para este sistema. A seção IV descreve a classe de códigos produto proposta, sendo que o algoritmo de decodificação turbo para esta classe é abordado na seção V. Na seção VI são fornecidos e interpretados resultados analíticos e de simulação e a seção VII é dedicada aos comentários finais.

II. DESCRIÇÃO DO SISTEMA MC-DS-CDMA

A Fig. 1 e a Fig. 2 mostram, respectivamente, o diagrama em blocos do transmissor e do receptor para o sistema MC-DS-CDMA codificado.

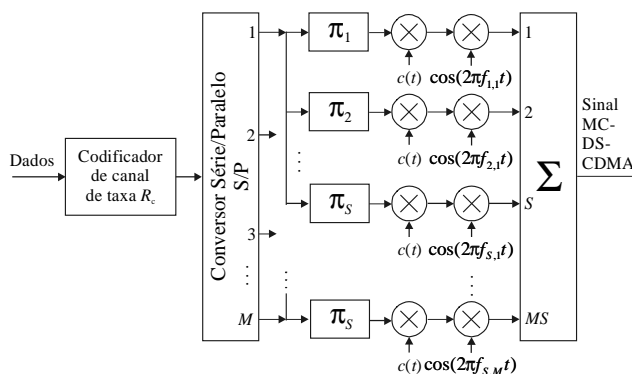


Fig. 1. Transmissor do sistema MC-DS-CDMA codificado.

No sistema sem codificação de canal originalmente proposto em [1] (que pode ser visto como uma generalização ou combinação das propostas de [7] e [8]), no lado do transmissor, a seqüência de dados de informação passa por

um conversor série/paralelo (S/P) com M saídas e os bits em cada uma dessas saídas são repetidos S vezes. Os MS bits resultantes, após passarem por blocos de entrelaçamento temporal, π_i , modulam diferentes portadoras, sendo que aquelas que transportam réplicas de um determinado bit são distanciadas ao máximo no espectro resultante, proporcionando diversidade temporal e em frequência. A mesma seqüência de espalhamento $c(t)$ é utilizada para todas as MS portadoras, mas seqüências distintas são designadas para os usuários do sistema. Em [1] é permitido 50% de sobreposição dos espectros de portadoras ortogonais vizinhas, levando a um espectro que se assemelha àquele ilustrado pela Fig. 3, na qual os lóbulos achurados com o mesmo padrão correspondem a portadoras em diversidade.

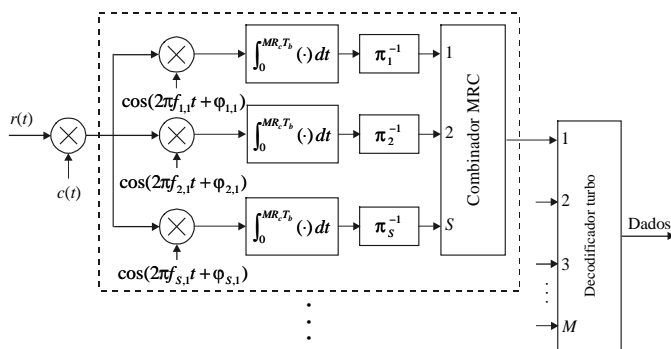


Fig. 2. Receptor do sistema MC-DS-CDMA codificado.

Os principais objetivos da proposta de [1] são: 1) a possibilidade de se superar o desempenho do sistema CDMA com portadora única e 2) a redução da complexidade do sistema através da utilização de um único filtro casado por portadora, situação que é conseguida se

$$MS \geq 2L_1 - 2 \quad (1)$$

onde L_1 é o número de percursos de propagação discrimináveis pelo sistema com portadora única.

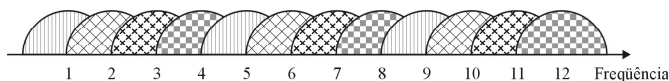


Fig. 3. Espectro do sinal MC-DS-CDMA para $M = 4$, $S = 3$ e 50% de sobreposição entre portadoras moduladas adjacentes.

III. ANÁLISE DE CAPACIDADE

A capacidade de Shannon do canal com desvanecimentos Rayleigh independentes e identicamente distribuídos (i.i.d), de largura de faixa B Hertz, alfabeto de entrada ilimitado e informação de estado de canal conhecida no receptor vale [9]

$$\langle C \rangle = \int_{\gamma} B \log_2(1 + \gamma) p(\gamma) d\gamma \quad (2)$$

onde $p(\gamma)$ é a função densidade de probabilidade da relação-sinal-ruído (RSR) no receptor. A fórmula de capacidade dada acima assume que a potência no transmissor é constante, isto

é, o transmissor não se adapta às variações em γ . Em [10] propõe-se um método computacional alternativo para o cálculo de (2): seja $g[i]$ o ganho ou estado do canal em cada instante de tempo discreto i . Suponha que seja possível gerar, por computador, um número X suficientemente grande de valores de g , segundo uma distribuição de probabilidades conhecida do desvanecimento. A capacidade média do canal variante no tempo pode ser então estimada por

$$\langle C \rangle = \lim_{X \rightarrow \infty} \frac{1}{X} \sum_{i=1}^X B \log_2(1 + \gamma g^2[i]). \quad (3)$$

Para X suficientemente grande entende-se um valor tal que o resultado obtido de (3) demonstre convergência.

O link reverso do sistema MC-DS-CDMA pode ser interpretado como possuindo um conjunto de M canais em paralelo com sinalização BPSK, canais estes definidos de cada uma das M saídas do conversor S/P do transmissor até cada uma das saídas dos M combinadores do receptor. Ou, então, como possuindo MS canais definidos de cada uma das MS entradas de cada modulador do transmissor até cada uma das saídas dos MS filtros casados do receptor. Assim, puderam ser analisadas as capacidades do sistema considerando três situações: M canais, com combinação EGC (do inglês, *Equal Gain Combining*); M canais, com combinação MRC (do inglês, *Maximal Ratio Combining*) e MS canais sem combinação. Em todos os casos a capacidade, medida em bits por uso do canal, foi calculada como a soma das capacidades de M ou MS canais, conforme o caso, em função da RSR média na saída de cada canal. Os resultados apresentados nesse artigo correspondem à conversão desta capacidade em eficiência espectral (bit/s/Hz) versus valores de RSR média por bit de informação. A soma de capacidades é possível desde que os M ou MS canais sejam independentes, uma consideração razoável quando a banda ocupada por cada portadora modulada é menor que a banda de coerência do canal. Fazendo uma analogia com a Equação (3) e considerando adicionalmente que as interferências (de acesso múltiplo, interportadoras e de percurso múltiplo) são modeladas como gaussianas, a capacidade de cada um destes canais pode ser estimada por [10]

$$\langle C \rangle = \frac{1}{X} \sum_{i=1}^X \int_{-\infty}^{\infty} p(y | +\psi[i]) \log_2 \frac{p(y | +\psi[i])}{p(y)} dy \quad (4)$$

onde $\psi[i] = g[i]T\sqrt{P/2}$,

$$p(y | +\psi[i]) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left[-\frac{(y - \psi[i])^2}{2\sigma^2}\right] e \quad (5)$$

$$p(y) = \frac{1}{\sqrt{8\pi\sigma^2}} \left\{ \exp\left[-\frac{(y - \psi[i])^2}{2\sigma^2}\right] + \exp\left[-\frac{(y + \psi[i])^2}{2\sigma^2}\right] \right\} \quad (6)$$

Nestas expressões, P é a potência média por portadora e T

é a duração de um símbolo da modulação BPSK. A TABELA I mostra os valores da variância total das interferências mais ruído, σ^2 , e estados de canal, $g[i]$, a serem operados em (4), (5) e (6), de acordo com cada caso considerado. Na TABELA I também são fornecidos os valores de relação-sinal-ruído γ considerados em cada situação. Ainda com referência à TABELA I, $\beta[i]_\nu$, $i = 1, 2, \dots, X$, é o i -ésimo valor da variável aleatória Rayleigh gerada por computador, i.i.d. para todo i e ν e J_ν é a variância total das interferências na saída de cada filtro casado do receptor. De fato, os valores J_ν possuem ligeiras diferenças entre si e de um combinador para outro [1], mas considerando-os iguais, os resultados de análise de capacidade não são comprometidos de forma significativa [10].

TABELA I
VALORES OPERADOS DIRETA OU INDIRETAMENTE EM (4), (5) E (6)

	γ	$g[i]$	σ^2
M canais, EGC	$\frac{PT}{N_0 S} E \left[\left(\sum_{\nu=1}^S \beta_\nu \right)^2 \right]$	$\sum_{\nu=1}^S \beta[i]_\nu$	$\sum_{\nu=1}^S J_\nu + \frac{N_0 T S}{4}$
M canais, MRC	$\frac{PT}{N_0} E \left(\sum_{\nu=1}^S \beta_\nu^2 \right)$	$\sum_{\nu=1}^S \beta[i]_\nu^2$	$g[i] \left(\frac{1}{S} \sum_{\nu=1}^S J_\nu + \frac{N_0 T}{4} \right)$
MS canais	$\frac{PT}{N_0} E^2$	$\beta[i]$	$\frac{1}{S} \sum_{\nu=1}^S J_\nu + \frac{N_0 T}{4}$

A Fig. 4 apresenta alguns resultados de cálculo de capacidade em termos de eficiência espectral para o sistema MC-DS-CDMA, sendo observadas as saídas de M ou MS canais independentes. Todos resultados para M canais consideram combinação MRC. Para a obtenção desta figura, o comprimento (número de *chips* por símbolo da modulação) da seqüência-código em cada portadora, N , é alterado de tal maneira para que se mantenha a banda ocupada igual àquela que seria utilizada por um sistema CDMA com portadora única [1]. O comprimento da seqüência-código para o sistema com portadora única, N_1 , foi feito igual a 60 e o número de percursos de propagação discrimináveis neste caso é $L_1 = 4$. Foi ainda considerada uma distribuição uniforme da energia dos múltiplos percursos de propagação e um número de usuários ativos, K , igual a 10.

As variâncias J_ν , das interferências (veja TABELA I) usadas no cálculo da capacidade podem ser determinadas por

$$J_\nu = \frac{PT^2}{6N^3} r + \frac{1}{M} \sum_{p=1}^M \frac{PT^2}{2\pi^2 N^3} \mu Q_{p,\nu} \quad (7)$$

onde tem-se

$$r = 2(K-1)N^2 \quad (8)$$

$$\mu = (K-1)N^2 \quad (9)$$

e

$$Q_{p,\nu} = \sum_{\substack{m=1 \\ \neq p+(v-1)M}}^{MS} \frac{1}{[m-p-(v-1)M]^2} \quad (10)$$

A análise matemática completa do sistema sob estudo, bem como expressões genéricas para o cálculo das variâncias das interferências, podem ser obtidas em [1].

Nota-se ainda na Fig. 4 que o uso de diversidade (M canais) é determinante para o aumento da capacidade do sistema e que o aumento da ordem desta diversidade, governada pelo valor de S , faz com que a capacidade se aproxime da capacidade do canal AWGN. A observação de MS canais, sem uso de diversidade, reduz sensivelmente a capacidade, principalmente para taxas de codificação médias e altas. Ainda tendo como referência a Fig. 4, percebe-se que a melhor escolha para os valores de M e S é $M = 1$ e $S = 6$. Entretanto, em canais reais torna-se praticamente impossível garantir baixa correlação entre as envoltórias das portadoras de diversidade se estas são vizinhas, o que sinaliza que a escolha mais adequada para M é o menor valor tal que as envoltórias das portadoras de diversidade se mantenham com baixa correlação; o valor de $S < MS$ será, então, o maior possível.

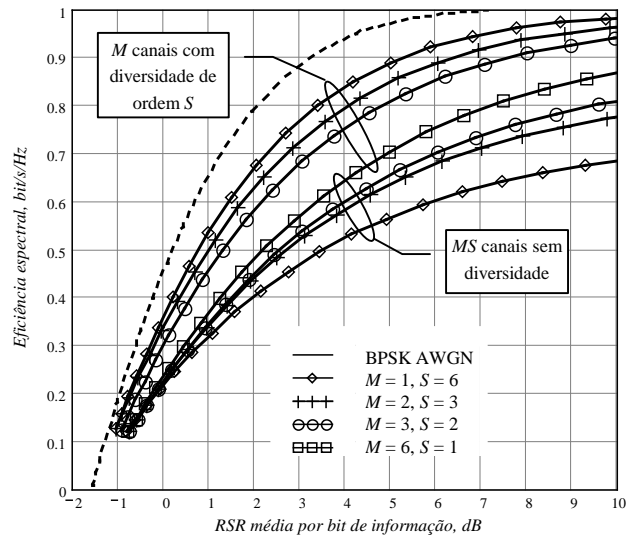


Fig. 4. Eficiência espectral em canal Rayleigh seletivo em frequência para o sistema MC-DS-CDMA.

Um esquema de codificação/decodificação como ilustrado nas Figuras 1 e 2 pode ser então interpretado como a concatenação de um código externo com um código de repetição interno. A decodificação do código interno, para o caso analisado, corresponde a uma decodificação com entrada e saída contínuas, papel naturalmente desempenhado pelas regras de combinação EGC ou MRC. A saída contínua se mostra útil quando o decodificador externo opera com entradas suaves, como é o caso do decodificador turbo aqui considerado. A codificação de canal assim sugerida para o sistema MC-DS-CDMA não necessariamente altera a banda do sinal modulado ou a taxa de transmissão de dados. Reduzindo-se o comprimento da seqüência de espalhamento por portadora por um fator igual à taxa do código externo, R_c , pode-se manter inalteradas a taxa de dados e a banda em relação ao sistema sem codificação de canal. Esta medida,

entretanto, reduz a capacidade do sistema, pois eleva a variância total de interferências na variável de decisão [10].

O sistema com combinação EGC possui capacidade praticamente idêntica àquela com combinação MRC, ressaltando-se o fato que para uma mesma RSR, a potência de transmissão por portadora para o caso com combinação MRC é menor. Vale a pena lembrar que a capacidade do sistema com combinação EGC foi calculada através da Equação (2) e, portanto, considera-se que o decodificador conhece a informação de estado de canal.

IV. DESCRIÇÃO DA CLASSE DE CÓDIGOS PRODUTO

Seja c_1 uma palavra-código do código de repetição $C_1 = (n/2, 1, n/2)$ e c_2 uma palavra-código do código de paridade simples $C_2 = (n/2, n/2-1, 2)$. Uma palavra-código c do código não-sistemático $C = (n, k, d_{\min}) = (n, n/2, 4)$ pode ser determinada por

$$c = [01]c_1 \oplus [11]c_2 \quad (11)$$

onde a soma \oplus é em GF(2) e o produto $[01]c_1$ é calculado substituindo-se um 0 em c_1 por 00 e um 1 por 01. O mesmo é feito para $[11]c_2$, onde agora um 1 torna-se 11.

Utilizando o mesmo código não-sistemático C como código componente em cada uma das D dimensões, obtém-se um código produto de comprimento n^D , taxa $(1/2)^D$ e distância mínima 4^D . A Fig. 5 ilustra como construir tal código quando $D = 3$ e $n = 8$. Este código é denotado como $(n, n/2)^D = (8, 4)^3$. O bloco tridimensional com 64 bits de informação contém quatro arranjos bidimensionais 4×4 . No primeiro passo, cada arranjo é codificado linha-a-linha, levando a quatro arranjos bidimensionais 4×8 e um total de 128 bits codificados. Então, no segundo passo, cada um desses arranjos é codificado coluna-a-coluna, levando a quatro arranjos bidimensionais 8×8 e um total de 256 bits codificados. Finalmente, no terceiro passo, esses arranjos são interpretados como consistindo de oito arranjos bidimensionais 4×8 e são codificados na “direção” da dimensão $d = 3$ para gerar o bloco de 512 bits codificados.

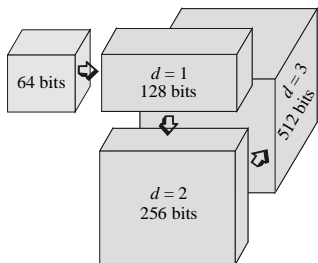


Fig. 5. Construção de um código produto $(8, 4)^3$.

Iniciando com k^D bits de informação, é possível construir um bloco de bits codificados nas D dimensões. Neste caso, deve-se interpretar o código produto de dimensão D como

uma concatenação serial de D códigos separados por $D - 1$ entrelaçadores temporais de bloco para os quais o número de colunas é sempre $N_c = n$ e o número de linhas do entrelaçador entre os códigos d e $d + 1$ é [10]

$$N_r = n^{d-1} k^{D-d} \quad (12)$$

Se (12) é satisfeita, é possível verificar que todos os n^{D-1} vetores de n elementos orientados na “direção” de cada dimensão no hipercubo D -dimensional de n^D bits codificados são palavras-código de C [10].

A decodificação por distância mínima para o código componente C opera da seguinte maneira: faça $c_1 = \mathbf{0}$ (palavra-código com todos os bits iguais a 0) e aplique a regra de Wagner [4] para o código de paridade simples de comprimento $n/2$ sobre o alfabeto binário {00, 11}. A decisão será \hat{c} . Então faça $c_1 = \mathbf{1}$ (palavra-código com todos os bits iguais a 1) e aplique novamente a regra de Wagner para o código de paridade simples, agora sobre o alfabeto {01, 10}. A decisão é \hat{c}' . Compare as distâncias Euclidianas entre a palavra-código recebida, r , e as decisões \hat{c} e \hat{c}' . Escolha como decisão final a palavra que estiver mais próxima de r .

V. ALGORITMO DE DECODIFICAÇÃO TURBO

O algoritmo iterativo de decodificação se vale das mesmas três principais fases utilizadas para decodificação dos códigos produto de paridade simples descritos em [5]. Estas fases são: inicialização, decodificação em cada dimensão e repetição. A principal diferença para a proposta de [5] se encontra no algoritmo SISO utilizado para a decodificação das palavras-código em cada dimensão. Em vez de utilizar o algoritmo MAP BCJR, na proposta aqui considerada utiliza-se uma versão modificada do algoritmo de Pyndiah [6]. Na fase de inicialização, as razões de log-verossimilhança (do inglês *log-likelihood ratios*) para todos os símbolos recebidos são estimadas através de

$$\Lambda(c | r, g) = gr \quad (13)$$

onde g é a amplitude do desvanecimento, c é um símbolo da palavra-código transmitida e r é o valor real recebido. Para o sistema MC-DS-CDMA considerado nesse trabalho, o valor de g corresponde à componente de desvanecimento na saída de um combinador ou de cada filtro casado, conforme se esteja considerando ou não o uso de alguma regra de combinação.

A fase de decodificação em cada dimensão é, em sua essência, implementada com o algoritmo de Pyndiah. Entretanto, em vez de utilizar o algoritmo de Chase para decodificar cada palavra-código, no esquema proposto aplica-se o algoritmo de Wagner descrito na seção IV. Na saída desse algoritmo tem-se apenas uma única decisão $\hat{c}_d = \hat{c}$ (ou \hat{c}'), ou seja, nenhuma lista de palavras concorrentes é gerada,

como acontece quando do uso do algoritmo de Chase. Assim, as confiabilidades das decisões r_d são estimadas por

$$r_d = \beta \hat{c}_d \quad (14)$$

onde \hat{c}_d representa um símbolo da decisão final \hat{c}_d .

A fase de repetição consiste em se repetir as iterações do processo tantas vezes quanto se queira. A Fig. 6 mostra um diagrama de blocos representando a operação de decodificação no j -ésimo passo, onde o máximo valor de j , j_{\max} , é o resultado da multiplicação do número de iterações, I , pela dimensão do código, D . O arranjo \mathbf{R} contém todos os n^D símbolos recebidos e a operação $\overline{\mathbf{gR}}$ define a multiplicação, símbolo-a-símbolo, pela amplitude do desvanecimento. A expressão "decodificação em uma das dimensões" que aparece na Fig. 6 significa a decodificação de n^{D-2} arranjos bidimensionais $n \times n$ na direção de uma das dimensões. A decodificação de um arranjo desse tipo consiste da decodificação de n linhas (ou n colunas) e, portanto, a decodificação em uma das dimensões implica na utilização do algoritmo SISO n^{D-1} vezes.

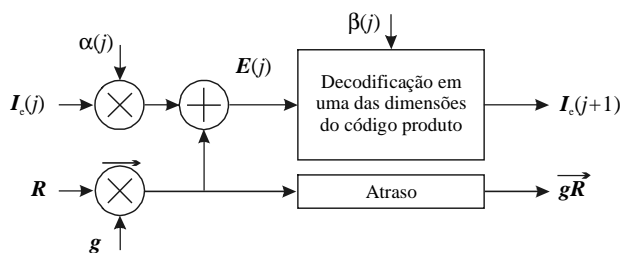


Fig. 6. Estrutura de decodificação turbo para o j -ésimo passo.

Os fatores de escala $\alpha(j)$ e $\beta(j)$ foram os mesmos considerados em [10]: $\alpha(j) = K_\alpha \log(j+2)/j_{\max}$ e $\beta(j) = K_\beta(j+1)/j_{\max}$, onde $j_{\max} = ID$. K_α e K_β foram escolhidos empiricamente, sendo 6 e 8, respectivamente, os valores que se mostraram mais adequados para códigos bidimensionais (2D) e 8 e 15 para códigos tridimensionais (3D).

As amplitudes associadas ao desvanecimento são utilizadas somente para que sejam computadas as razões de verossimilhança do canal, de acordo com (13). Nenhuma outra operação ilustrada na Fig. 6 para o j -ésimo passo de decodificação considera o conhecimento destas amplitudes.

VI. RESULTADOS DE SIMULAÇÃO

A primeira parte dessa seção apresenta alguns resultados analíticos e de simulação para o desempenho de códigos produto em duas (2D) e três dimensões (3D) num canal com desvanecimento Rayleigh plano. Eles servem como uma indicação de que a aplicação do algoritmo iterativo descrito na seção anterior no sistema MC-DS-CDMA considerado irá resultar em bom desempenho. Todos os resultados de simulação consideram um número de iterações $I = 10$ e também que o estado de canal é conhecido no receptor. Um decréscimo de desempenho de cerca de 1 dB foi observado

quando a informação de estado de canal não foi utilizada pelo decodificador. São considerados dois tipos de limitantes superiores de probabilidade de erro de bit para decodificação por distância mínima com sinalização BPSK: limitantes reais e médios. Estes limitantes foram estimados de acordo com os métodos descritos em [11] e [12] para códigos concatenados em série. Um limitante real se refere àquele estimado com a distribuição de pesos real do código considerado, enquanto um limitante médio considera a distribuição média de pesos.

A segunda parte da seção apresenta alguns resultados de simulação do sistema MC-DS-CDMA codificado em canal Rayleigh seletivo em frequência, também considerando conhecido o estado de canal no receptor.

A Fig. 7 mostra resultados de desempenho de códigos produto 2D e 3D com componentes (8,4,4) e (12,6,4) em canal Rayleigh plano, com sinalização BPSK.

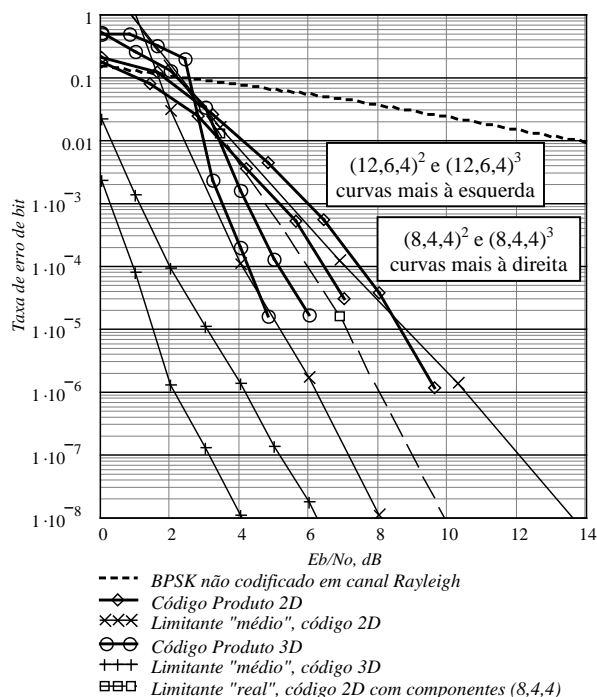


Fig. 7. Desempenho dos códigos produto 2D e 3D com componentes (8,4,4) e (12,6,4) em canal Rayleigh plano.

Percebe-se na Fig. 7 o melhor desempenho tanto dos códigos com componentes (12,6,4) em relação aos códigos com componentes (8,4,4), como também dos códigos 3D em comparação com códigos 2D com os mesmos componentes. A uma taxa de erro de bit de 10^{-5} , os desempenhos dos códigos (12,6)³ e (8,4)³ distam, respectivamente, cerca de 6 dB e 7 dB da capacidade, esta aproximadamente igual a -1 dB para taxa de codificação 1/8 e sinalização BPSK em canal Rayleigh [10]. Ainda assim pode-se obter ganhos de codificação maiores que 38 dB. Na Fig. 7 pode-se também comparar os resultados de desempenho com os correspondentes limitantes superiores de probabilidade de erro de bit. Nota-se que para o código (8,4)² o desempenho chega a ultrapassar o limitante médio, mas apresenta-se coerentemente acima do limitante

real. Observa-se também que, embora o decréscimo da taxa de erro de bit com o aumento de E_b/N_0 tenda a seguir o comportamento previsto pelo limitante, a curva de desempenho se mostra distante deste limitante, cerca de 2 dB para o código 2D e cerca de 3 dB para o código 3D.

A Fig. 8 apresenta alguns resultados de simulação do sistema MC-DS-CDMA codificado e não codificado para $MS = 6$, M e S variáveis, $N_1 = 60$, $L_1 = 4$, $K = 10$ e perfil uniforme para a distribuição de potência dos percursos de propagação. O desempenho do sistema não codificado com portadora única e receptor RAKE também é mostrado. Para $M = 1$, $S = 6$ e $M = 2$, $S = 3$, o desempenho do sistema com portadora única é superado. Também é registrado o desempenho do sistema não codificado com combinação MRC para $M = 1$ e $S = 6$. Este sistema demonstrou o melhor desempenho entre os sistemas não codificados. Entretanto, para o sistema codificado, o uso da combinação MRC não trouxe melhorias significativas de desempenho. Ainda nota-se na Fig. 8 que para valores de taxa de erro de bit menores que 2×10^{-4} tem-se ganhos de codificação infinitos para todos os casos considerados. E a distância da capacidade de canal (-0,8 dB para taxa 1/8, $M = 1$ e $S = 6$, conforme Fig. 4) no melhor dos casos de sistemas codificados e para taxa de erro de bit igual a 10^{-5} se encontra por volta de 5,8 dB.

Como citando anteriormente, é possível alterar o comprimento da seqüência de espalhamento por portadora de forma que a taxa de informação e a banda ocupada pelo sinal MC-DS-CDMA não seja afetada com a inclusão da codificação de canal. Esta situação foi investigada em [10] e revelou um decréscimo de desempenho menor que 0,5 dB para os casos considerados na Fig. 8, tornando atrativa esta estratégia. Neste caso, como a capacidade é sensivelmente reduzida, obtém-se uma maior proximidade entre o desempenho e esta nova capacidade.

VII. COMENTÁRIOS FINAIS

Este artigo investigou o desempenho de uma classe de códigos produto de dimensão D , comprimento n^D , taxa $(1/2)^D$ e distância mínima 4^D , quando aplicada em sistemas CDMA multiportadora. Comparando-se as capacidades dos sistemas considerados com os resultados desta investigação, verificou-se uma adequada solução de compromisso entre complexidade e desempenho da classe sugerida.

A análise de capacidade desenvolvida também revela que o sistema proposto em [1] é bastante flexível na escolha de seus parâmetros e que a melhor escolha destes parâmetros corresponde a uma tendência para o uso máximo da diversidade em frequência, como ocorre no sistema "copy-type" MC-CDMA de [7], em detrimento de maiores valores de M para $S = 1$, como ocorre no sistema "S/P-type" MC-DS-CDMA de [8] (que poderia ser denominado OFDM-CDMA). Foi possível também concluir que a modificação no comprimento da seqüência de espalhamento por portadora de forma a manter a taxa de transmissão e a banda ocupada

inalteradas representa uma alternativa adequada, sem grandes reduções de desempenho.

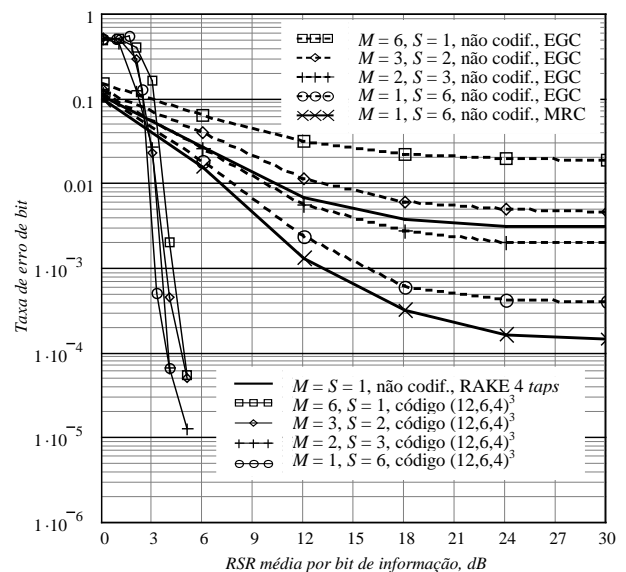


Fig. 8. Desempenho do sistema MC-DS-CDMA com e sem codificação de canal; $MS = 6$; M e S variáveis.

REFERÊNCIAS

- [1] E. Sourour & M. Nakagawa, Performance of Orthogonal Multicarrier CDMA in a Multipath Fading Channel, *IEEE Trans. Comm.*, v. 44, no. 3, pp. 356-367, Mar. 1996.
- [2] D. A. Guimarães and J. Portugeis, Channel Coding Schemes for an Orthogonal Multicarrier DS-CDMA System, *IEE Electron. Lett.*, London, UK, Vol. 34, n. 24, p. 2308-2309, 1998.
- [3] M. Bossert, *Channel-Coding for Telecommunications*, London, England: John Wiley & Sons, 2000.
- [4] R. A. Silverman and M. Balsler, Coding for Constant Data-Rate Systems, *IRE Trans. Inform. Theory*, PGIT-4, pp. 50-63, 1954.
- [5] D. M. Rankin and T. A. Gulliver, Single Parity Check Product Codes, *IEEE Trans. Commun.*, v. 49, no. 8, pp. 1354-1362, Aug. 1998.
- [6] R. M. Pyndiah, Near-Optimum Decoding of Product Codes: Block Turbo Codes, *IEEE Trans. Commun.*, v. 46, no. 8, pp. 1003-1010, Aug. 1998.
- [7] N. Yee, J. P. Linnartz and G. Fettweis, Multi-Carrier CDMA in Indoor Wireless Radio Networks, *PIMRC'93*, pp. 109-113, Yokohama, Japan, 1993.
- [8] S. Hara & R. Prasad, An Overview of Multi-Carrier CDMA, *ISSSTA'96*, Mainz, Germany, 1996.
- [9] A. Goldsmith & P. P. Varaiya, Capacity of Fading Channels with Channel Side Information, *IEEE Trans. Inform. Theory*, v. 43, no. 6, pp. 1986-1992, Nov. 1997.
- [10] D. A. Guimarães, Uma classe de códigos produto e sua decodificação turbo aplicada em um sistema CDMA multiportadora, *Tese de Doutorado*, Unicamp, Campinas, SP, junho 2003.
- [11] S. Benedetto and E. Biglieri, *Principles of Digital Transmission With Wireless Applications*, New York: Kluwer Academic and Plenum Publishers, 1999.
- [12] E. K. Hall and S. G. Wilson, Design and Analysis of Turbo Codes on Rayleigh Fading Channels, *IEEE JSAC*, v. 16, no. 2, pp. 160-174, Feb. 1998.