

Receptor SCMA de Baixa Complexidade Baseado em um MPA com Seleção Dinâmica de Arestas e Aproximação Gaussiana

Bruno Fontana da Silva, Bartolomeu F. Uchôa-Filho, Didier Le Ruyet

Resumo—Múltiplo acesso por códigos esparsos (SCMA) é uma proposta recente para futuras gerações de sistemas de comunicação, suportando sistemas sobrecarregados e colisões de usuários nos recursos compartilhados. Para lidar com a não-ortogonalidade gerada pela sobrecarga, SCMA explora a característica de esparsidade através do uso do algoritmo *message-passing* (MPA) na detecção conjunta dos símbolos multidimensionais. Neste trabalho, apresentamos uma melhoria de um algoritmo MPA baseado em seleção de arestas e aproximação Gaussiana de interferência. Nossa proposta inclui uma seleção baseada em um limiar sobre o ganho de canal mais forte em cada recurso. Com esse limiar, o número de vizinhos considerados no cálculo das mensagens do MPA se torna uma variável aleatória. Nós derivamos a probabilidade de seleção de um certo número de arestas, em cada recurso, demonstrando que nosso método tem baixa probabilidade de complexidade alta no cálculo das mensagens do MPA. Por fim, mostramos que a proposta com limiar resulta em um melhor compromisso entre ordem de complexidade e desempenho em termos de taxa de erro.

Palavras-Chave—SCMA, algoritmo *message-passing*, aproximação Gaussiana, seleção por limiar.

Abstract—Sparse Code Multiple Access (SCMA) has been proposed for the newest generation of communication systems, considering overloaded non-orthogonal multiple access. To deal with the overload, SCMA exploits the sparsity feature with the aid of receivers based on the message-passing algorithm (MPA). In this paper, we review a low-complexity MPA receiver based on edge-selection and gaussian approximation. We improve this receiver by proposing a threshold-based criteria for the edge selection. With the threshold, the number of interfering neighbors considered in the calculation of each message of the MPA becomes a random variable. We derive the probability of a function node selecting a given number of edges, showing that our strategy results in a low probability of high complexity during the message calculation of the MPA in each resource. We also show that the proposed threshold results in a better trade-off between complexity and error-rate performance.

Keywords—SCMA, message-passing algorithm, Gaussian approximation, threshold selection.

I. INTRODUÇÃO

Múltiplo acesso por códigos esparsos (SCMA) é um esquema recentemente proposto para a nova geração de sistemas

Este trabalho foi parcialmente financiado pelo CNPq, Brazil, através do Projeto PVE 400703/2014-9, Programa SWE 204676/2018-5, and bolsa de doutorado 141161/2016-7. B. F. da Silva faz parte do Instituto Federal Sul-riograndense (IFSul), Sapiranga, Brasil (e-mail: brunosilva@ifsul.edu.br). B. F. Uchôa-Filho faz parte do GPqCom/LCS/EEL, Universidade Federal de Santa Catarina, Florianópolis 88040-900, Brazil (e-mail: {uchoa}@eel.ufsc.br). Didier Le Ruyet faz parte do CEDRIC, *Conservatoire National des Arts et Metiers*, 75003 Paris, França (e-mail: {didier.le.ruyet}@cnam.fr).

de comunicação sem fio (5G) [1]. Em SCMA, J usuários compartilham K recursos ortogonais, espalhando seus símbolos de uma modulação multidimensional (MDM) através de uma assinatura esparsa personalizada para cada usuário [2].

A principal característica dos sistemas SCMA é operar em sobrecarga ($J > K$), explorando a esparsidade para detectar conjuntamente os usuários através do uso do algoritmo *message-passing* (MPA) [3]. Para que isso seja possível, é necessário que o número máximo de colisões em cada recurso, d_f , seja muito menor que o número total de usuários. Assim, o uso do MPA permite recuperar conjuntamente os símbolos de todos os usuários com relativa baixa complexidade.

Entretanto, o MPA possui uma ordem de complexidade exponencial, proporcional a M^{d_f} , na qual M é o tamanho da modulação. Algumas MDMs, tipicamente denotadas *codebooks* SCMA, são projetadas com um baixo número de projeções complexas (LNCP) por dimensão complexa [4]. Esse método impõe uma limitação $q < M$ ao alfabeto complexo da modulação em cada recurso. Isso leva a uma modificação do MPA (denotada LNCP-MPA), na qual a complexidade do receptor fica proporcional à q^{d_f} [5] (reduzindo para valores pequenos de q). Outra vantagem dos *codebooks* LNCP é a redução da taxa de pico para a média da potência (PAPR). Uma consequência da redução do tamanho q do alfabeto de cada dimensão é redução a mínima diversidade de modulação (MSSD) possível para o *codebook* [6].

Diversos outros receptores de baixa complexidade foram propostos sem envolver o projeto dos *codebooks* SCMA. Em [7], o log-MPA utiliza a operação \max^* para evitar o cálculo de somas de um grande número de funções exponenciais. Para acelerar a convergência e reduzir o número de operações do MPA, modificações das equações de atualização são propostas em [8–13], reduzindo a complexidade das iterações $t > 1$ (após a primeira). Porém, em todos esses trabalhos, a primeira iteração possui ainda complexidade exponencial M^{d_f} .

Devido à complexidade exponencial, as soluções de MPA em [2–5, 7–13] não são práticas para altos graus de sobrecarga ou altas taxas de modulação.

Em [14, 15], um MPA com seleção de arestas auxiliado por Aproximação Gaussiana (ESGA-MPA) é proposto para um esquema de SCMA codificado. No ESGA-MPA, o expoente d da ordem de complexidade pode ser arbitrariamente limitado entre $1 \leq d \leq d_f$. Uma degradação no desempenho é esperada para a menor complexidade possível, $d = 1$ (toda interferência é simplificada por aproximação Gaussiana). Entretanto, não fica claro em [14, 15] se a proposta funciona bem quando

combinada com *codebooks* de grandes taxas ou grandes dimensões, ou com *codebooks* LNCP.

Neste trabalho, nossa proposta é uma modificação do ESGA-MPA. Em vez de uma seleção com número fixo de arestas, consideramos uma seleção das arestas vizinhas mais fortes através de um limiar arbitrário. Após isso, aplicamos a aproximação Gaussiana (GA) dinamicamente, de acordo com as realizações dos canais em cada recurso. Além da modificação proposta na detecção, nós derivamos a probabilidade de considerar $L + 1$ arestas fortes em cada recurso, assumindo canais independentes com desvanecimento Rayleigh. Por fim, nós combinamos o detector proposto com o LNCP-MPA, para que o projeto dos *codebooks* contribua na redução de complexidade do receptor. Nossos resultados avaliam diferentes cenários, mudando parâmetros de sobrecarga e dos *codebooks*, mostrando que o método proposto apresenta o melhor compromisso entre desempenho de taxa de erro e ordem de complexidade do receptor.

II. MODELO DO SISTEMA

Considere o *uplink* de J usuários transmitindo informação sobre K recursos compartilhados. Sem perda de generalidade, cada usuário codifica sua informação $\mathbf{m} \in \mathbb{F}_2^k$ em uma palavra-código $\mathbf{d} \in \mathbb{F}_2^n$ utilizando um código corretor de erro (FEC) de taxa $R = k/n$. Desprezando os entrelaçadores de bit (π), cada palavra-código é dividida em p pacotes de b bits, tal que $n = p \times b$. Cada pacote é mapeado em um símbolo SCMA N -dimensional de um *codebook* SCMA M -ário $\mathcal{X} \subset \mathbb{C}^N$. Por simplicidade, assumimos que todos os usuários utilizam o mesmo *codebook* SCMA \mathcal{X} . Cada usuário possui sua própria assinatura esparsa, espalhando o símbolo N -dimensional sobre os K recursos. Denotamos $\mathbf{V}_j \in \mathbb{F}_2^{K \times N}$ como a matriz binária de espalhamento do usuário j . As entradas do vetor de canal *uplink* $\mathbf{h}_j \in \mathbb{C}^K$ do usuário j são modeladas por desvanecimento Rayleigh independente, i.e. $\mathbf{h}[k] \sim \mathcal{CN}(0, 1)$. Assumimos canais com desvanecimento de bloco, ou seja, \mathbf{h}_j é constante $\forall j$ durante a transmissão dos p símbolos SCMA de cada usuário. Por fim, consideramos que informação perfeita do estado dos canais (CSI) está disponível para o receptor.

O sinal recebido na estação base é dado por

$$\mathbf{y} = \sum_{j=1}^J \mathbf{H}_j \mathbf{x}_j + \mathbf{z} \quad (1)$$

na qual $\mathbf{H}_j = \text{diag}(\mathbf{h}_j) \mathbf{V}_j$ é o canal efetivo do usuário j , $\mathbf{x}_j \in \mathcal{X}$ é o símbolo transmitido pelo usuário j e \mathbf{z} é o ruído Gaussiano aditivo branco (AWGN), cujas entradas são variáveis aleatórias distribuídas por $\mathbf{z}[k] \sim \mathcal{CN}(0, \sigma_z^2)$.

O receptor SCMA é baseado em MPA iterativo, utilizando T_m iterações para cada um dos p usos de canal. Após a detecção conjunta, a informação de *soft-bit* de cada um dos n bits das palavras-código dos usuários é repassada para J decodificadores FEC paralelos e independentes. Laços externos com T_o iterações podem ser aplicados na configuração de receptor turbo.

III. LITERATURA RELACIONADA

A. MPA original [2, 3]

Os receptores MPA para SCMA são baseados em uma estrutura de grafo bipartido, proveniente da alocação de recursos projetada. Os usuários são considerados como nós de variável (VN) enquanto os recursos são nós de função (FN). O grafo é representado por uma matriz $K \times J$ de alocação de cursos, \mathbf{F} , cujas entradas são binárias. Se o (k, j) -ésimo elemento é igual a 1, ele representa a existência de uma aresta entre o VN j e o FN k . Define-se os conjuntos $\varphi_j = \{k : \mathbf{f}_j(k) = 1\}$, dos FNs cujo usuário j espalha seu símbolo, e $\phi_k = \{j : \mathbf{f}_j(k) = 1\}$, dos usuários que colidem no FN k .

Aplicando o MPA em um grafo com VN regulares ($|\varphi_j| = N \forall j$), mas sem assumir regularidade sobre os pesos de linha de \mathbf{F} , a ordem de complexidade \mathcal{O}_{MPA} da troca de mensagens em um grafo SCMA pode ser expressa como

$$\mathcal{O}_{\text{MPA}} = T_o T_m \left(\sum_{k=1}^K \underbrace{d_f(k) M^{d_f(k)}}_{\text{custo do FN } k} + MJ(N-1) \right), \quad (2)$$

na qual $|\phi_k| = d_f(k)$. Pode-se observar na Equação (2) que o MPA tem complexidade exponencial em relação aos graus de colisão $d_f(k)$. Ainda, para o caso de um projeto regular dos pesos de linha de \mathbf{F} , i.e. $d_f(k) = d_f \forall k$, é fácil mostrar que $d_f = NO$, sendo $O = J/K > 1$ o fator de carga do sistema.

A discussão anterior mostra que tanto aumentar a carga quanto aumentar o grau de espalhamento N levará a um aumento significativo na ordem de complexidade do MPA. Em [5, 16], os autores utilizam *codebooks* LNCP para reduzir a complexidade. Assumindo o uso do LNCP-MPA em [5], com uma limitação $q_j < q$ no alfabeto de projeções complexas do *codebook*, em cada dimensão, é possível limitar (2) em

$$\mathcal{O}_{\text{MPA}} \leq T_o T_m \left(\sum_{k=1}^K d_f(k) q^{d_f(k)} + MJ(N-1) \right). \quad (3)$$

Entretanto, mesmo que um valor pequeno de q seja escolhido, o efeito exponencial de $d_f(k)$ ainda impõe um problema para valores altos de sobrecarga. Ainda, ao assumir $q < M$, a MSSD de \mathcal{X} será menor do que N [6], o que pode causar uma degradação no desempenho em relação à taxa de erro. Para contrapor esse efeito, *codebooks* com maior N podem ser projetados, mas isso causa um aumento nos graus de colisão médio, $\bar{d}_f(k)$, e máximo, $\max_k d_f(k)$.

B. ESGA-MPA em [14, 15]

Diversos trabalhos propuseram receptores de baixa complexidade para o SCMA, em busca de uma solução para a complexidade do MPA original. A abordagem de seleção de arestas em [14, 15] reduz o expoente de complexidade do MPA. As arestas não selecionadas são tratadas como ruído e são consideradas por GA no cálculo das mensagens de FN para VN. Entretanto, quando a ordem de complexidade aproxima-se da linearidade, em relação a $d_f(k)$ (toda interferência é aproximada por GA), há uma degradação de desempenho significativa, e mesmo o uso de FECs com grande comprimento de bloco não consegue amenizar esse efeito.

Da Equação (1), podemos escrever a amostra $\mathbf{y}[k]$, observada no FN k , como

$$\mathbf{y}[k] = \mathbf{h}_j[k]\mathbf{x}_j[k] - \sum_{l \in \omega_{j,k}} \mathbf{h}_l[k]\mathbf{x}_l[k] - \underbrace{\sum_{i \in \overline{\omega}_{j,k}} \mathbf{h}_i[k]\mathbf{x}_i[k]}_{z'_k} + \mathbf{z}[k], \quad (4)$$

na qual $\omega_{j,k}$ e $\overline{\omega}_{j,k}$ são conjuntos disjuntos dos usuários “fortes” and “fracos”, respectivamente, vizinhos do usuário j . Ainda, a união dos dois conjuntos forma $\phi_{k \setminus j}$, i.e. $\phi_{k \setminus j} = \omega_{j,k} \cup \overline{\omega}_{j,k}$, sendo $\phi_{k \setminus j} \triangleq \phi_k \setminus \{j\}$.

Em [14, 15], o conjunto $\omega_{j,k}$ dos vizinhos “mais fortes” do usuário j é construído a partir dos d_s usuários mais fortes em $\phi_{k \setminus j}$ em relação aos seus ganhos de canal $|\mathbf{h}_i[k]|^2 \forall i \in \phi_{k \setminus j}$. Os $d_f(k) - 1 - d_s$ usuários restantes compõem $\overline{\omega}_{j,k}$ e são tratados como interferência, juntamente com o ruído. Os autores propõem aplicar GA sobre a interferência dos usuários em $\overline{\omega}_{j,k}$ para obter a média e variância de z'_k a partir da superposição de duas variáveis Gaussianas. Por fim, o MPA é aplicado para calcular as mensagens do FN k para o VN j considerando o ruído efetivo z'_k e marginalizando somente com respeito aos usuários vizinhos fortes em $\omega_{j,k}$.

Como o trabalho em [14, 15] não assume *codebooks* LNCP, a ordem de complexidade do ESGA-MPA é baseada na modificação da Equação (2), e é dada como

$$\mathcal{O}_{\text{MPA}} \leq T_o T_m \left(\sum_{k=1}^K \left(d_f(k) \left[M^d + \underbrace{(d_f(k) - d) M}_{\text{custo da GA}} \right] \right) + MJ(N-1) \right), \quad (5)$$

sendo $d = d_s + 1$. Pode-se observar que $0 \leq d_s \leq d_f(k) - 1$, sendo que $d_s = 0$ significa GA completa sobre as colisões e $d_s = d_f(k) - 1$ considera toda interferência na marginalização, correspondendo ao MPA original.

A principal vantagem do ESGA-MPA proposto em [14, 15] é controlar arbitrariamente a complexidade do detector, sem abandonar a estrutura do MPA, a qual supostamente aproxima o detector ótimo no sistema esparsos. Embora os autores não tenham considerado graus de colisão irregulares em [14, 15], a notação $d_f(k)$ foi mantida aqui a fim de destacar que, na verdade, d_s pode ser escolhido independentemente em cada FN (i.e., $d_s(k)$), permitindo estratégias melhores de alocação de recursos.

Através de simulações e análise empíricas, observamos que a principal desvantagem do ESGA-MPA de [14, 15] é que escolhas arbitrárias de um número fixo de d_s vizinhos fortes pode causar uma degradação significativa na performance de erro quando os ganhos de canais são muito similares, ou seja, quando todos os usuários são “fortes o suficiente” para influenciar nas mensagens do FN k para o VN j . Ainda, não fica claro se o ESGA-MPA pode ter um bom desempenho combinando o receptor com o LNCP-MPA e com FECs de comprimento de bloco curto. Sob essas motivações, na próxima Seção apresentamos uma proposta de modificação do ESGA-MPA.

IV. PROPOSTA DE RECEPTOR

Para abordar a desvantagem do ESGA-MPA em relação à escolha dos $d_s(k)$ vizinhos mais fortes, propomos uma

versão do algoritmo baseada em um limiar (TB), a qual denotamos como TB-ESGA-MPA. Como consequência desse limiar, dependente dos ganhos de canais, os quais por sua vez são variáveis aleatórias, a composição de $\omega_{j,k}$ torna-se também imprevisível, inclusive sua cardinalidade $d_s(k)$. Portanto, nós também derivamos a probabilidade de que $d_s(k)$ seja igual a um certo valor $L + 1$ de VN, sob restrição do modelo de canal com desvanecimento Rayleigh em bloco.

A. Definição das arestas fortes e fracas por um limiar

A proposta TB-ESGA-MPA pode ser vista como a aplicação do ESGA-MPA com definições diferentes para a composição dos conjuntos de arestas fortes e fracas vizinhas do VN j no FN k . Ainda, o conceito é aplicado de maneira independente em cada FN, o que difere do trabalho original em [14, 15], no qual um número fixo de arestas é selecionado em cada FN.

Por simplicidade de notação, definimos a norma do coeficiente de desvanecimento do usuário j no recurso k , $|\mathbf{h}_j[k]|$, como sendo $\sqrt{a_{j,k}}$. Entre os vizinhos do usuário j que colidem no FN k , i.e. $\forall i \in \phi_{k \setminus j}$, definimos o ganho de canal mais forte como sendo $h^* = \max_i a_{i,k}$, e o seu respectivo usuário como $i^* = \arg \max a_{i,k}$.

Sem perda de generalidade, assumimos que o grau de colisão no FN k é $d_f(k) = d_k + 2$, e que os usuários $i \in \phi_{k \setminus j}$ são indexados por $1, 2, \dots, d_k + 1$, sendo d_k um valor inteiro e $d_k \geq 0$ (ou seja, em cada FN há, no mínimo, a colisão de 2 usuários).

O conjunto $\Phi_{j,k}$, formado pelos usuários com ganhos de canal “tão fortes quanto o vizinho mais forte” de j no FN k , é definido como

$$\Phi_{j,k} = \{i : a_{i,k} \geq r h^*, i \in \phi_{k \setminus j}, i \neq i^*\}, \quad (6)$$

para algum limiar r , $0 \leq r \leq 1$.

Por fim, nossa proposta é definir $\omega_{j,k} = \Phi_{j,k} \cup i^*$ e, conseqüentemente, $\overline{\omega}_{j,k} = \phi_{k \setminus j} - \omega_{j,k}$. Usando esses conjuntos, obtendo-os para $k = 1, \dots, K$ e $j = 1, \dots, J$, o restante da ideia do ESGA-MPA [14, 15] pode ser aplicado no receptor. De maneira similar ao receptor original, a cada nova estimação dos ganhos de canal $\mathbf{h}_j[k]$, esses conjuntos devem ser atualizados.

Em resumo, o TB-ESGA-MPA pode ser descrito em 4 passos: (1) defina o limiar r (um percentual do valor do ganho de canal do vizinho mais forte); (2) para o VN j no FN k , localize primeiramente o vizinho mais forte i^* e seu respectivo ganho de canal, h^* ; (3) inclua todos os outros vizinhos que satisfazem o limiar no conjunto de “arestas vizinhas fortes”; (4) aplique as regras de atualização de mensagem do ESGA-MPA e repita o procedimento para os demais pares (j, k) .

B. Probabilidade de seleção de arestas

Conforme pode ser observado na descrição do TB-ESGA-MPA, o número $d_s(k)$ de usuários no conjunto $\omega_{j,k}$ (arestas vizinhas fortes) torna-se uma variável aleatória. Portanto, é relevante calcular a probabilidade de que a cardinalidade $d_s(k)$ de $\omega_{j,k}$ seja igual a um número inteiro $L + 1$, onde $0 \leq L \leq d_k$. Da discussão anterior, note que $0 \leq |\Phi_{j,k}| \leq d_k$ e que

$1 \leq d_s(k) \leq d_k + 1$ e $d_k \geq 0$ ($\omega_{j,k}$ contém pelo menos um elemento, i^*).

Portanto, considere a seguinte questão: dados os valores de d_k , h^* e r , qual é a probabilidade de $|\Phi_{j,k}| \geq L$?

Como a regra de composição de $\Phi_{j,k}$ é baseada em um critério relacionado aos ganhos de canais $a_{i,k}$, os quais são variáveis aleatórias, precisamos considerar o modelo do canal para responder à pergunta proposta. Neste trabalho, nós derivamos uma resposta para essa pergunta assumindo canais Rayleigh i.i.d., conforme definido na Seção II.

A função densidade de probabilidade (PDF) de $\sqrt{a_{j,k}}$ é dada por uma PDF Rayleigh, com parâmetro $\sigma^2 = 1/2$. Sua respectiva função distribuição cumulativa (CDF) é dada por $P[\sqrt{a_{j,k}} \leq \sqrt{x}] = F(x) = 1 - e^{-x}$, sendo $0 \leq x < \infty$.

A L -ésima estatística de ordem de n variáveis aleatórias Rayleigh i.i.d. $\sqrt{x_1}, \dots, \sqrt{x_n}$, ou seja, a probabilidade de que pelo menos L dessas n variáveis seja menor ou igual a \sqrt{x} , é dada por $F_{(L)}(x) = \sum_{i=L}^n [F(x)]^i [1 - F(x)]^{n-i}$ [17].

Portanto, considerando a aplicação do TB-ESGA-MPA com um limiar r em todos os FNs, podemos derivar a probabilidade de uma mensagem do FN k para o VN j considerar mais do que $L + 1$ arestas vizinhas como fortes, a qual é dada por

$$P[d_s(k) \geq L + 1] = P[\text{at least } L \text{ out of } d_k \text{ } a_{i,j} \geq rh^*] \quad (7a)$$

$$= P[|\Phi_{j,k}| \geq L] \quad (7b)$$

$$= \sum_{i=L}^{d_k} \binom{d_k}{i} [1 - T(rh^*)]^i [T(rh^*)]^{d_k-i}. \quad (7c)$$

na qual $T(rh^*) = F(rh^*)/F(h^*)$.

Como $d_s(k)$ é um número inteiro, calculamos a probabilidade de que um FN tenha exatamente $L + 1$ arestas vizinhas fortes, a qual é dada por

$$P[|\Phi_{j,k}| = L] = P[d_s(k) = L + 1] \quad (8a)$$

$$= P[|\Phi_{j,k}| \geq L] - P[|\Phi_{j,k}| \geq L + 1] \quad (8b)$$

$$= \binom{d_k}{L} [1 - T(rh^*)]^L [T(rh^*)]^{d_k-L} \quad (8c)$$

na qual $0 \leq L \leq d_k$ e $P[|\Phi_{j,k}| > d_k] = 0$.

Observe também que a CDF de h^* depende da estatística de ordem mais alta $F_{(n)}(x)$ [17], a qual é dada por

$$P[h^* \leq \sqrt{x}] = F_{(d_k+1)}(x) \quad (9a)$$

$$= [F(x)]^{d_k+1}. \quad (9b)$$

C. Complexidade Variável no Receptor

A definição de $\omega_{j,k}$ na Seção IV-A faz com que o expoente d da complexidade do MPA na Equação (5) seja no mínimo 2. Também como consequência do uso do limiar, $d_s(k)$ é agora uma variável aleatória. Portanto, a complexidade do MPA na Equação (5) é agora aleatória, dependendo do modelo do canal, do valor de r e do número de vizinhos $d_k + 1 \forall k$.

O pior caso de complexidade é quando todos os usuários em $\phi_{k \setminus j} = \{1, \dots, d_k + 1\}$ são incluídos no conjunto as arestas vizinhas fortes, i.e. $|\Phi_{j,k}| = d_k \forall j, k$, atingindo portanto máxima complexidade (equivalente ao MPA original).

Definimos $P\left[\bigcap_{k=1}^K \{|\Phi_{j,k}| = d_k \forall j \in \phi_k\}\right]$ como a probabilidade de que todas as mensagens sejam calculadas considerando todas as arestas vizinhas como fortes. Conforme será

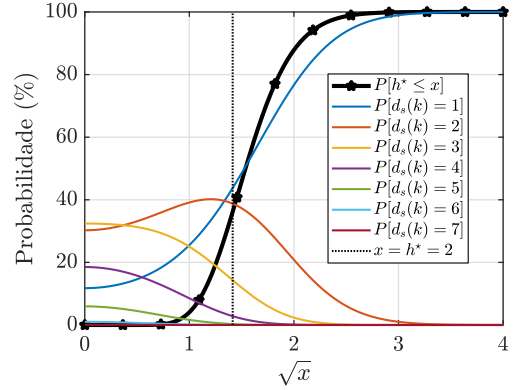


Fig. 1: Resultados da Equação (8c) para $L = 0, \dots, d_k$ quando $d_k = 6$, usando um limiar de $r = 70\%$ de h^* .

TABELA I: Parâmetros de simulação e ordem de complexidade média para diferentes cenários, comparando o ESGA-MPA de [14, 15] com a proposta TB-ESGA-MPA.

ID	(J, K)	(M, q, N)	d_f	Tipo de MPA	$\overline{\mathcal{O}}_{\text{mpa}}$	$\frac{\overline{\mathcal{O}}_{\text{mpa}}}{\mathcal{O}_{\text{ref}}}$ (%)
(A)	(20, 10)	(4, 4, 2)	4	ESGA $d_s(k) = 2 \forall k$	4.2000×10^4	81.40
				TB-ESGA $d_s(k) \in [1, 3], r = 0.8$	2.1545×10^4	41.75
(B)	(20, 12)	(8, 3, 3)	5	ESGA $d_s(k) = 3 \forall k$	8.0400×10^4	107.92
				TB-ESGA $d_s(k) \in [1, 4], r = 0.6$	3.4550×10^4	46.38
(C)	(18, 12)	(16, 4, 4)	6	ESGA $d_s(k) = 4 \forall k$	1.1232×10^6	75.95
				TB-ESGA $d_s(k) \in [1, 5], r = 0.4$	3.6578×10^5	24.73

mostrado na próxima seção, o limiar r pode ser escolhido de forma que, em cada FN, $P[|\Phi_k| = d_k]$ seja muito pequena em toda faixa possível para h^* . Isso faz com que a probabilidade de grau máximo de arestas vizinhas fortes em todos os FNs, simultaneamente, seja praticamente improvável.

V. RESULTADOS DE SIMULAÇÃO

Na Figura 1, mostramos que os resultados de probabilidade da Equação (8c) em um FN com grau de colisão $d_f(k) = 8$ ($d_k = 6$), usando um limiar de $r = 70\%$. Observa-se que $P[h^* \leq 2] \approx 37\%$. Neste ponto, há uma chance de 44.1% de que $d_s(k) = 1$, 39.1% de que $d_s(k) = 2$ e 14.6% de que $d_s(k) = 3$. Observe que, para $h^* = 2$, a probabilidade de um grau de colisão efetivo 6 ($d_s(k) = 5$) é menor do que 0,5%.

Realizamos simulações de um sistema SCMA com diferentes cenários (A, B e C), de acordo com os parâmetros da Tabela I. Em todas as simulações, utiliza-se o código LDPC $(n, k, R) = (128, 64, \frac{1}{2})$, disponível em [18], com $T_f = 30$ iterações do *belief propagation*. Os números de iterações de detecção turbo para SCMA são fixadas em $(T_o, T_m) = (3, 5)$.

Na Tabela I, mostra-se também a ordem de complexidade $\overline{\mathcal{O}}_{\text{mpa}}$ de cada MUD em cada cenário. Para o TB-ESGA-MPA, esse valor é uma média obtida por simulação. O valor \mathcal{O}_{ref} corresponde à ordem de complexidade do MPA original para SCMA não-codificado, e é calculado com a Equação (3) usando $(T_o, T_m) = (1, 5)$. *Codebooks* LNCP foram projetados usando os métodos [6, 16]. Algumas figuras de mérito desses *codebooks* são apresentadas na Tabela II.

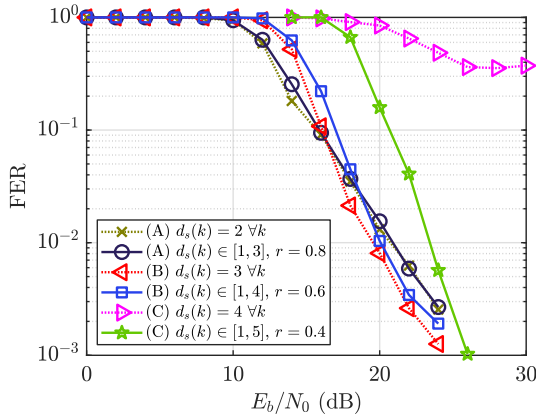


Fig. 2: Comparação entre a FER de cada método nos diferentes cenários de simulação.

TABELA II: Codebooks SCMA projetados e alguns dos seus parâmetros.

Método de Projeto	Codebook (M, q, N)	MSSD	$d_{E,\min}^2$	$d_p^{(\min)}$
[16]	$(4, 4, 2)$	2	2	1.0
[6]	$(8, 3, 3)$	2	2	1.0
[6]	$(16, 4, 4)$	3	2	0.5

Resultados de simulação de taxa de erro da *frame* (FER) e taxa de erro de bit (BER) são mostrados nas Figura 2 e 3, respectivamente. Por limitações de espaço, nos restringimos à apresentação dos resultados do TB-ESGA-MPA comparados com o melhor (em relação ao desempenho de FER) resultado do ESGA-MPA, o qual faz GA somente no vizinho mais fraco do grupo ($d_s(k) = d_k$).

No cenário (A), há uma pequena diferença de desempenho prejudicando o TB-ESGA-MPA. Entretanto, a redução de complexidade observada na Tabela I justifica o resultado. Uma redução maior na complexidade do ESGA-MPA (e.g., $d_s(k) = d_k - 1$) já causaria uma degradação suficiente para que o TB-ESGA-MPA possua melhor FER em toda a faixa de E_b/N_0 . A mesma análise se aplica ao cenário (B), no qual a modulação possui maior taxa. Já no cenário (C), o ESGA-MPA apresenta um desempenho ruim com o *codebook* de maior taxa e maiores dimensões, enquanto o TB-ESGA-MPA com limiar $r = 0.4$ consegue mostrar um bom desempenho.

VI. CONCLUSÕES

Neste trabalho, propusemos um receptor MPA de baixa-complexidade para SCMA, nomeado TB-ESGA-MPA. Nosso método é uma melhoria do ESGA-MPA de [14, 15], incluindo um critério de seleção de arestas vizinhas fortes e fracas a partir de um limiar. Derivamos uma expressão analítica para a probabilidade de seleção de L arestas (além da mais forte) em cada FN, assumindo um modelo de canal Rayleigh i.i.d.. Nossas simulações consideraram diversos cenários, com diferentes graus de sobrecarga e eficiência espectral, mostrando que a proposta TB-ESGA-MPA possui o melhor compromisso entre ordem de complexidade e desempenho de taxa de erro.

REFERÊNCIAS

[1] H. Huawei, "Discussion on the Feasibility of Advanced MU-Detector", Gothenburg, Sweden, rel. técn. R1-166098, ago. de 2016.

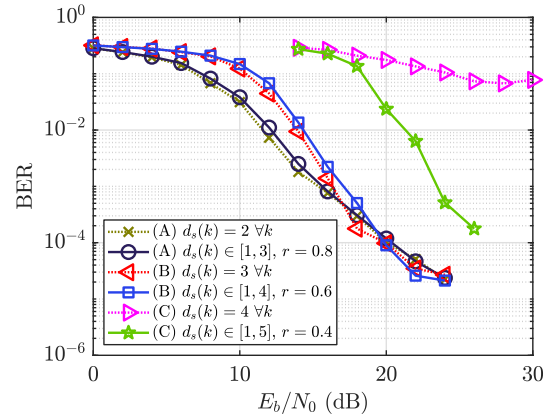


Fig. 3: Comparação entre a BER de cada método nos diferentes cenários de simulação.

- [2] H. Nikopour e H. Baligh, "Sparse code multiple access", em *2013 IEEE 24th Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, set. de 2013, pp. 332–336. DOI: [10.1109/PIMRC.2013.6666156](https://doi.org/10.1109/PIMRC.2013.6666156).
- [3] R. Hoshyar, F. P. Wathan e R. Tafazolli, "CTH06-4: Novel Low-Density Signature Structure for Synchronous DS-CDMA Systems", em *IEEE Globecom 2006*, nov. de 2006, pp. 1–5. DOI: [10.1109/GLOCOM.2006.67](https://doi.org/10.1109/GLOCOM.2006.67).
- [4] M. Taherzadeh, H. Nikopour, A. Bayesteh e H. Baligh, "SCMA Codebook Design", em *2014 IEEE 80th Vehicular Technology Conference (VTC2014-Fall)*, Vancouver, BC, set. de 2014, pp. 1–5. DOI: [10.1109/VTCFall.2014.6966170](https://doi.org/10.1109/VTCFall.2014.6966170).
- [5] A. Bayesteh, H. Nikopour, M. Taherzadeh, H. Baligh e J. Ma, "Low Complexity Techniques for SCMA Detection", em *2015 IEEE Globecom Workshops (GC Wkshps)*, San Diego, CA, dez. de 2015, pp. 1–6. DOI: [10.1109/GLOCOMM.2015.7414184](https://doi.org/10.1109/GLOCOMM.2015.7414184).
- [6] B. F. d. Silva, D. Silva, B. F. Uchoa-Filho e D. L. Ruyet, "A Multistage Method for SCMA Codebook Design Based on MDS Codes", *IEEE Wireless Communications Letters*, 2019. DOI: [10.1109/LWC.2019.2925801](https://doi.org/10.1109/LWC.2019.2925801).
- [7] S. Zhang, X. Xu, L. Lu, Y. Wu, G. He e Y. Chen, "Sparse code multiple access: An energy efficient uplink approach for 5G wireless systems", em *2014 IEEE Global Communications Conference*, Austin, TX, dez. de 2014, pp. 4782–4787. DOI: [10.1109/GLOCOM.2014.7037563](https://doi.org/10.1109/GLOCOM.2014.7037563).
- [8] L. Yang, Y. Liu e Y. Siu, "Low Complexity Message Passing Algorithm for SCMA System", *IEEE Communications Letters*, v. 20, n. 12, pp. 2466–2469, dez. de 2016. DOI: [10.1109/LCOMM.2016.2609382](https://doi.org/10.1109/LCOMM.2016.2609382).
- [9] L. Wei, B. Huang e J. Zheng, "Low-Complexity Detectors for Uplink SCMA: Symbol Flipping and Dynamic Partial Marginalization-Based MPA", em *2018 IEEE 87th Vehicular Technology Conference (VTC Spring)*, Porto, jun. de 2018, pp. 1–5. DOI: [10.1109/VTCSpring.2018.8417841](https://doi.org/10.1109/VTCSpring.2018.8417841).
- [10] D. Wei, Y. Han, S. Zhang e L. Liu, "Weighted message passing algorithm for SCMA", em *2015 International Conference on Wireless Communications Signal Processing (WCSP)*, Nanjing, China, out. de 2015, pp. 1–5. DOI: [10.1109/WCSP.2015.7341312](https://doi.org/10.1109/WCSP.2015.7341312).
- [11] Y. Du, B. Dong, Z. Chen, J. Fang e L. Yang, "Shuffled Multiuser Detection Schemes for Uplink Sparse Code Multiple Access Systems", *IEEE Communications Letters*, v. 20, n. 6, pp. 1231–1234, jun. de 2016. DOI: [10.1109/LCOMM.2016.2551742](https://doi.org/10.1109/LCOMM.2016.2551742).
- [12] Y. Du, B. Dong, Z. Chen, J. Fang e X. Wang, "A Fast Convergence Multiuser Detection Scheme for Uplink SCMA Systems", *IEEE Wireless Communications Letters*, v. 5, n. 4, pp. 388–391, ago. de 2016. DOI: [10.1109/LWC.2016.2565581](https://doi.org/10.1109/LWC.2016.2565581).
- [13] J. Dai, K. Niu, C. Dong e J. Lin, "Improved Message Passing Algorithms for Sparse Code Multiple Access", *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, v. 66, n. 11, pp. 9986–9999, nov. de 2017. DOI: [10.1109/TVT.2017.2741525](https://doi.org/10.1109/TVT.2017.2741525).
- [14] Y. Du, B. Dong, Z. Chen, J. Fang, P. Gao e Z. Liu, "Low-Complexity Detector in Sparse Code Multiple Access Systems", *IEEE Communications Letters*, v. 20, n. 9, pp. 1812–1815, set. de 2016. DOI: [10.1109/LCOMM.2016.2592912](https://doi.org/10.1109/LCOMM.2016.2592912).
- [15] Y. Wang e L. Qiu, "Edge Selection-Based Low Complexity Detection Scheme for SCMA System", em *2016 IEEE 84th Vehicular Technology Conference (VTC-Fall)*, Montreal, QC, set. de 2016, pp. 1–5. DOI: [10.1109/VTCFall.2016.7880976](https://doi.org/10.1109/VTCFall.2016.7880976).
- [16] J. Bao, Z. Ma, M. Xiao, T. A. Tsiftsis e Z. Zhu, "Bit-Interleaved Coded SCMA With Iterative Multiuser Detection: Multidimensional Constellations Design", *IEEE Transactions on Communications*, v. 66, n. 11, pp. 5292–5304, nov. de 2018. DOI: [10.1109/TCOMM.2017.2782325](https://doi.org/10.1109/TCOMM.2017.2782325).
- [17] H. A. David e H. N. Nagaraja, *Order Statistics*, English, Ed. 3. Hoboken, N.J: Wiley-Interscience, 2003.
- [18] Consultative Committee for Space Data Systems (CCSDS), "Short Block Length LDPC Codes for TC Synchronization and Channel Coding", en, rel. técn. CCSDS 231.1-O-1, 2015, p. 39.