

Um Esquema de Cooperação  
Codificada com Códigos Produto  
Turbo de Paridade Simples para  
Canais com Desvanecimento  
Rápido

Guilherme Varela Barbosa

Dezembro/2014

**Um Esquema de Cooperação Codificada com  
Códigos Produto Turbo de Paridade Simples para  
Canais com Desvanecimento Rápido.**

GUILHERME VARELA BARBOSA

Dissertação apresentada ao Instituto Nacional de Telecomunicações, como parte dos requisitos para obtenção do Título de Mestre em Telecomunicações.

ORIENTADOR: Prof. Dr. Dayan Adionel  
Guimarães

CO-ORIENTADOR: Prof. Dr. Geraldo Gil  
Ramundo Gomes

Santa Rita do Sapucaí  
2014

Barbosa, Guilherme Varela

B238u

Um esquema de cooperação codificada com códigos produto turbo de paridade simples para canais com desvanecimento rápido. / Guilherme Varela Barbosa. – Santa Rita do Sapucaí, 2015.

49p.

Orientador: Prof. Dr. Dayan Adionel Guimarães; Prof. Dr. Geraldo Gil R. Gomes.

Dissertação de Mestrado – Engenharia de Telecomunicações – Instituto Nacional de Telecomunicações – INATEL.

Inclui bibliografia e anexo.

1. Cooperação codificada 2. Comunicação cooperativa 3. Códigos produto 4. Códigos turbo 5. Diversidade de cooperação 6. Engenharia de Telecomunicações. I. Guimarães, Dayan Adionel. II. Gomes, Geraldo Gil R.. III. Instituto Nacional de Telecomunicações – INATEL. IV. Título.

CDU 621.39

## FOLHA DE APROVAÇÃO

Dissertação defendida e aprovada em \_\_\_\_ / \_\_\_\_ / \_\_\_\_ , pela comissão julgadora:

---

Prof. Dr. Dayan Adionel Guimarães

INATEL

---

Prof. Dr. Geraldo Gil Ramundo Gomes

INATEL

---

Prof. Dr. Rausley Adriano Amaral de Souza

INATEL

---

Prof. Dr. Renato Baldini Filho

UNICAMP

---

Coordenador do Curso de Mestrado  
Prof. Dr. José Marcos Câmara Brito

*“Então Jové Deus modelou o homem com argila do solo, soprou-lhe nas narinas um sopro de vida, e o homem tornou-se um ser vivente.”*

*Gênesis 1,2*

# Agradecimentos

Em primeiro lugar, agradeço a Deus, pela oportunidade e pelo privilégio em compartilhar tamanha experiência ao realizar esse trabalho e por conceder a oportunidade de evoluir pessoalmente, intelectualmente e, até mesmo, espiritualmente ao frequentar o curso de mestrado em telecomunicações do Instituto Nacional de Telecomunicações, INATEL. Agradeço por me manter forte nas horas difíceis e por permitir que eu concluísse este trabalho com êxito.

Ao meu orientador Prof. Dr. Dayan Adionel Guimarães e ao co-orientador Prof. Dr. Geraldo Gil Ramundo Gomes pela confiança, incentivo e celeridade no auxílio às atividades e esclarecimentos em discussões durante a pesquisa para a elaboração desta dissertação de mestrado, e pela oportunidade de participações em simpósio e publicações em periódicos.

A todos os docentes pelo carinho, dedicação e entusiasmo demonstrado ao longo do curso.

Aos demais idealizadores e funcionários colaboradores do Instituto Nacional de Telecomunicações, INATEL.

À Fundação Instituto Nacional de Telecomunicações (FINATEL) e à Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES) pelo apoio financeiro.

Em particular, e carinhosamente, à minha noiva Patrícia Iamamura, pelo incondicional, apoio, incentivo, companheirismo, afeição em cada etapa

de realização do curso. Por me fazer uma pessoa mais sensata, coerente e humana em tudo que passamos juntos.

Especialmente à minha família pela paciência em tolerar a minha ausência e pelo constante apoio durante a realização do curso.

E, finalmente, aos colegas Dissentes pela espontaneidade e alegria na troca de informações e convívio, numa demonstração de amizade e solidariedade.

A vocês todos, deixo meu apreço e meu carinho. Agradeço por fazerem parte da minha vida e nunca me esquecerei dessa fase, onde pude, muito mais, aprender, que ensinar. Muito obrigado por tudo!

# Índice

Lista de figuras.....	ix
Lista de abreviaturas e siglas .....	xi
Resumo .....	xiii
Abstract.....	xiv
<b>Capítulo 1 - Introdução .....</b>	<b>1</b>
1.1    Contextualização e Revisão Bibliográfica .....	1
1.2    Estrutura da Dissertação.....	6
1.3    Publicações .....	6
<b>Capítulo 2 - Princípios da Comunicação Cooperativa.....</b>	<b>7</b>
2.1.    Comunicação Cooperativa .....	7
2.2.    Protocolos de Cooperação.....	9
2.2.1.    Detecta e encaminha .....	9
2.2.2.    Amplifica e encaminha .....	10
2.2.3.    Decodifica e encaminha.....	11
2.2.4.    Comprime e encaminha .....	12
2.2.5.    Cooperação codificada.....	13
<b>Capítulo 3 – Codificação e Decodificação Turbo de Código Produto de Paridade Simplex Multidimensional .....</b>	<b>15</b>
3.1.    Códigos Produto de Paridade Simplex Multidimensionais .....	15
3.2.    Decodificação Turbo de Código Produto de Paridade Simplex Multidimensionais 18	
<b>Capítulo 4 - Cooperação Codificada com SPCTPC.....</b>	<b>22</b>
4.1.    Esquema Base de Cooperação Codificada.....	22
4.2.    Cooperação Codificada com SPCTPC e Algoritmo de Cooperação Cega .....	26
4.3.    Desempenhos Obtidos por Simulação Computacional .....	30
<b>Capítulo 5 - Conclusões .....</b>	<b>39</b>



2.3. Oportunidades para novos trabalhos .....	39
<b>Anexo</b> .....	41
Principais rotinas implementadas em Mathcad.....	41
<b>Referências Bibliográficas</b> .....	46

## Lista de figuras

<b>Figura 1</b> – Desvanecimento por múltiplos percursos ( <i>multipath fading</i> ).....	2
<b>Figura 2</b> – Sistema de comunicação cooperativa.....	4
<b>Figura 3</b> – Sistema base de comunicação cooperativa.....	7
<b>Figura 4</b> – Sistema cooperativo (a) Transmissão do sinal do nó fonte para o destino e repetidor (b) Canal alternativo de cooperação.....	9
<b>Figura 5</b> – Sistema de cooperação com a técnica amplificadora e encaminhadora ( <i>amplify and forward</i> ).....	11
<b>Figura 6</b> – Comunicação cooperativa com a técnica decodificadora e encaminhadora ( <i>decode and forward</i> ).....	12
<b>Figura 7</b> – Estrutura para o protocolo de cooperação codificada.....	14
<b>Figura 8</b> – Exemplo da formação de um código produto bidimensional.....	16
<b>Figura 9</b> – Exemplo da formação de um código produto tridimensional.....	16
<b>Figura 10</b> – Valores operados pelo decodificador SISO. Adaptado de [31].....	18
<b>Figura 11</b> – Diagrama de bloco da concatenação serial de códigos SPCPC.....	23
<b>Figura 12</b> – Ilustração do esquema de cooperação codificada proposto em.....	24
<b>Figura 13</b> – Fluxograma do Algoritmo de Decisão de Cooperação Cega onde a parte (a) mostra o processo de geração do código em ambos os nós e a parte (b) mostra o processo de decisão de cooperação entre fonte e repetidor.....	28
<b>Figura 14</b> – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC.....	32
<b>Figura 15</b> – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal $R-D$ com $E_b/N_0 = 5,5$ dB.....	33
<b>Figura 16</b> – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal $R-D$ com $E_b/N_0$ igual a 10 dB...	35
<b>Figura 17</b> – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal $R-D$ variável.....	37

## Lista de tabelas

<b>Tabela 1</b> – Parâmetros de simulação (primeira fase da pesquisa).....	31
<b>Tabela 2</b> – Parâmetros de simulação (cenário 1 da segunda fase da pesquisa).....	33
<b>Tabela 3</b> – Parâmetros de simulação (cenário 2 da segunda fase da pesquisa).....	34
<b>Tabela 4</b> – Parâmetros de simulação (cenário 3 da segunda fase da pesquisa).....	37

## Lista de abreviaturas e siglas

AF	<i>Amplify and Forward</i>
AWGN	<i>Additive White Gaussian Noise</i>
BCH	<i>Bose Chaudhuri and Hocquenghen</i>
BER	<i>Bit Error Rate</i>
BPSK	<i>Binary Phase-Shift Keying</i>
CCP	Codificador Convolutacional com Puncionamento
CF	<i>Compress and Forward</i>
CRC	<i>Cyclic Redundancy Check</i>
D	Destino ( <i>Destination</i> )
dB	<i>Decibel</i>
DeF	<i>Detect and Forward</i>
DF	<i>Decode and Forward</i>
DTC	<i>Distributed Turbo Coding</i>
ERB	Estação Radiobase
F	Fonte ( <i>Source</i> )
FFC	<i>Fast Fading Channels</i>
LDPC	<i>Low-Density Parity-Check Codes</i>
LLR	<i>Log-Likelihood Ratio</i>

MAP	<i>Maximum Ratio a Posteriori</i>
MRC	<i>Maximum Ratio Combiner</i>
R	<i>Repetidor (Relay)</i>
RS	<i>Reed-Solomon</i>
SDF	<i>Soft-Decode and Forward</i>
SI	<i>Soft-Information</i>
SISO	<i>Soft-Input Soft-Output</i>
SNR	<i>Signal to Noise Ratio</i>
SPC	<i>Single Parity-check</i>
SPCPC	<i>Single Parity-Check Product Codes</i>
SPCTPC	<i>Single Parity-Check Turbo-Product Codes</i>

## Resumo

Nesta dissertação é proposto um novo esquema de cooperação codificada com códigos produto de paridade simples e decodificação turbo, no qual a informação suave de canal do nó fonte e dos nós repetidores é combinada de uma nova forma no nó de destino: diferentemente das abordagens convencionais que colocam os bits de diversidade nas paridades do código utilizado, aqui os bits de diversidade são colocados na parte referente aos bits de mensagem. Além de apresentar baixa complexidade de codificação e de decodificação, o esquema revela potencial para proporcionar grandes ganhos de cooperação em canais com desvanecimento rápido. Como estudo de caso, o desempenho do esquema proposto é avaliado por simulação computacional, sob a ação de um algoritmo de decisão cega por cooperação. Ganhos atrativos de desempenho são obtidos, dependendo das condições do canal entre o nó fonte e os nós repetidores, e entre os nós repetidores e o nó de destino.

Palavras-chave: Cooperação Codificada, Comunicação Cooperativa, Diversidade de Cooperação, Códigos Produto, Códigos Turbo.

# Abstract

In this dissertation it is proposed a new coded cooperation scheme based on single parity-check turbo-product codes, in which the channel soft-information from the source and the relays are combined in a novel way at the destination: differently from conventional approaches in which the diversity bits are in the parities, here the diversity bits are placed in the message part of the codeword. Besides having simple encoding and decoding, the proposed scheme unveils potential for large cooperation gains in fast fading channels. As a case study, its performance is assessed by computer simulation under the action of a blind decision algorithm for cooperation. Attractive performance gains are achieved, depending on the conditions of the channel between the source node and the relays, and between the relay nodes and the destination.

Keywords: Coded Cooperation, Cooperative Communication, Cooperation Diversity, Product Codes, Turbo Codes.

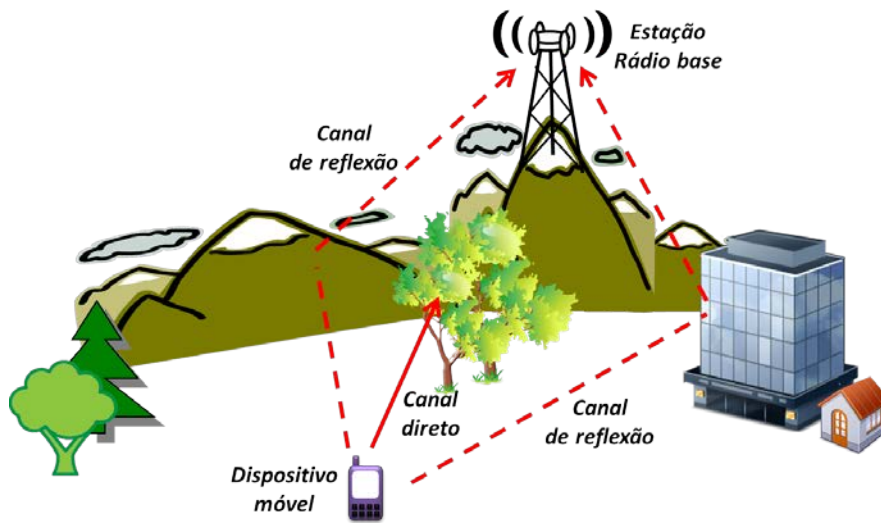
# Capítulo 1 - Introdução

## 1.1 Contextualização e Revisão Bibliográfica

A alta demanda por novas tecnologias, bem como o grande emprego de novos aplicativos que exigem transmissão de informação com altas taxas de dados, requer que os sistemas de comunicação sem fio sejam mais robustos, perenes e confiáveis, o que é essencial para se prover eficiência e qualidade de serviço aos usuários [1] [2]. Em sistemas de rádio móvel, a mobilidade relativa entre o transmissor e o receptor, em meio a obstáculos como edificações, relevo, vegetação e outros, gera efeitos que trazem grandes problemas às transmissões de dados entre os usuários e a estação radiobase, como ilustrado na **Figura 1**. Como exemplo, a propagação de um mesmo sinal por múltiplos percursos pode produzir desvanecimentos que dificultam sobremaneira a sua recuperação com taxa de erro aceitável.

O emprego de técnicas de diversidade tem se mostrado como uma das principais formas de combate às degradações impostas pelos desvanecimentos. Essa diversidade se resume no uso de recursos que permitem o fornecimento de réplicas, ao receptor, do sinal transmitido pela fonte [3] e tem principal aplicação em ambientes de propagação em que há influências descorrelacionadas do canal nas várias réplicas do sinal. Quanto maior a descorrelação entre as réplicas do sinal, melhor o desempenho da diversidade. As técnicas de diversidades operam com o processamento dessas réplicas recebidas com o intuito de reduzir a variabilidade no sinal processado ou, de maneira similar, aumentar a RSR (relação sinal-ruído) média do sinal que será utilizado para que se decida sobre os símbolos de informações transmitidos [4, pp., 273-275].





**Figura 1** – Desvanecimento por múltiplos percursos (*multipath fading*).

Os ganhos de desempenho são progressivamente menores com o aumento da ordem da diversidade, onde essa ordem, representada por  $L$ , equivale às  $L$  réplicas do sinal combinado no receptor de forma a minimizar o efeito do desvanecimento por múltiplos percursos. Grande parte dos sistemas de comunicação utiliza diversidade de ordem 2, em que há uma adequada solução de compromisso em termos de complexidade de implementação e desempenho.

Entre as principais técnicas de diversidade de recepção, tem-se:

*Diversidade espacial*: para essa diversidade são usadas  $L$  antenas separadas adequadamente entre si no receptor, de maneira que as réplicas recebidas em cada antena sejam descorrelacionadas.

*Diversidade em frequência*: o sinal de informação é modulado por meio de  $L$  portadoras de frequências diferentes. As portadoras são devidamente separadas entre si por, pelo menos, da largura de banda de coerência do canal, de modo que as réplicas sofram desvanecimentos aproximadamente independentes, tornando possível a implementação de diversidade na recepção.

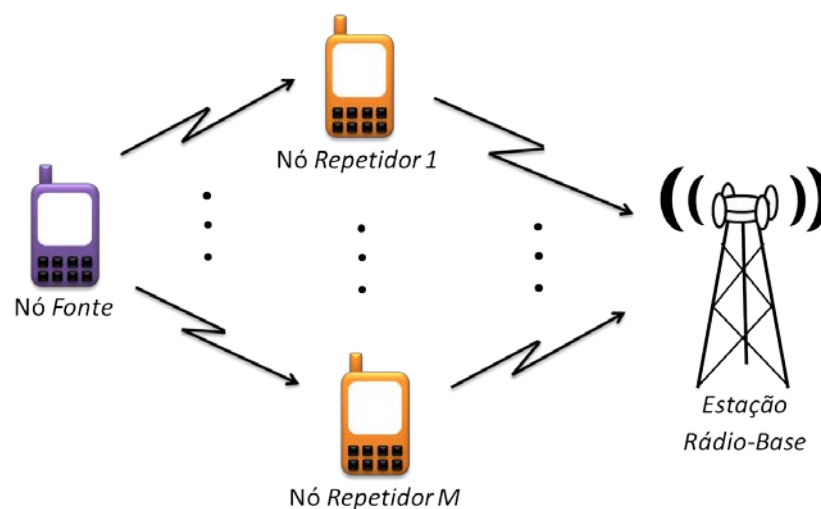
*Diversidade em percursos*: na diversidade em percursos, uma técnica especial de processamento realizada no receptor permite que os sinais oriundos de diferentes

percursos de propagação possam ser discriminados e combinados para prover os efeitos da diversidade.

*Diversidade em polarização:* o sinal a ser transmitido é introduzido em antenas com polarizações cruzadas e ao se propagar pelo canal de comunicação, o sinal com polarização horizontal pode sofrer desvanecimentos descorrelacionados do sinal com polarização vertical. Assim, na recepção é possível implementar a diversidade de polarização de ordem 2 [4, pp., 273-275] [5] [6].

Técnicas de diversidade com múltiplas antenas de transmissão também são exploradas como em [7] [8] [9] [10] e [11], mas para sistemas móveis a limitação física impede o uso de algumas dessas técnicas, por ser inviável o uso de múltiplas antenas na unidade móvel devido à falta de espaço ou ao tamanho impróprio das antenas [1] [6]. Desde 1950, muitos sistemas de comunicação sem fio fazem uso de técnicas de diversidade [6].

Nos últimos anos, técnicas de comunicação cooperativas vêm ganhando espaço onde as técnicas de diversidade convencionais não são facilmente aplicáveis. Em um sistema de comunicação sem fio, a comunicação cooperativa, ilustrada na **Figura 2**, é, então, uma forma de se fazer uso da diversidade por meio da utilização de canais alternativos para a comunicação. Cada uma das conexões entre um usuário e o destino pretendido pode consistir de vários canais físicos independentes que são compartilhados por parceiros de cooperação. Com esta medida, a diversidade no tempo e no espaço podem ser conseguidas mesmo com a ausência de múltiplas antenas de transmissão ou de recepção [12] [13] [14].



**Figura 2** – Sistema de comunicação cooperativa.

Em particular, a comunicação cooperativa pode ser empregada com o uso de diversos tipos de codificação de canal, como os códigos de *Hamming*, *Golay*, *Bose* (BCH, *Chaudhuri and Hocquenghen*), (RS, *Reed-Solomon*), Convolucionais, Turbo, (LDPC, *low-density parity-check codes*), entre outros. Nesse caso tem-se a chamada cooperação codificada (*coded cooperation*). A cooperação codificada teve seu estudo impulsionado a partir do ano 2000 e alguns dos seus maiores objetivos era o tratamento contra a perda na transferência de dados em sistemas multiusuários ou contra a perda de largura de banda total, causada pela retransmissão usada nos sistemas convencionais.

Hunter & Nosratinia, no ano de 2002 [15], tornaram-se pioneiros na criação da técnica de cooperação codificada. Nesta técnica propôs-se um processo de cooperação associada à codificação de canal. O método proposto divide a palavra código de cada usuário em dois conjuntos de dados, resultando dois segmentos. A ideia dessa técnica é utilizar parte do quadro de transmissão do usuário secundário repetidor para a transmissão de bits de paridade gerados no nó de origem fonte, permitindo assim a cooperação com diversidade por meio da transmissão de redundância incremental. Caso essa transmissão não seja possível, o sistema automaticamente se mantém no modo não cooperativo. O processo automático da escolha de cooperar ou não, gerenciado pelo esquema de codificação, sem troca de

informações entre usuários, é o principal fator para a eficiência da cooperação codificada. Outra ideia fundamental da cooperação codificada é que cada usuário recupera a taxa usada por seu parceiro, pois o parceiro contribui com um número igual de bits codificados de volta ao usuário correspondente. Com a técnica de cooperação proposta em [15] e [16], a melhora no desempenho em sistemas de cooperação com códigos turbo é evidente quando comparada com sistemas com códigos turbo não-cooperativos com complexidade computacional equivalente.

Na codificação turbo distribuída (DTC, *distributed turbo coding*), [17] [18], importantes informações suaves (SI, *soft-information*) são perdidas em DTC, uma vez que os repetidores (*relays*) executam decisões abruptas. Para solucionar este problema, uma abordagem de decodificação suave e encaminhamento (SDF, *soft-decode and forward*) foi introduzida em [18]. Em [19], os autores propõem uma retransmissão de decodificação e encaminhamento (DF, *decode and forward*) com codificação de repetição parcial, onde o repetidor (*relay*) repete uma fração da mensagem codificada. O destino, então, realiza a combinação de máxima razão (MRC, *maximum-ratio combining*) da parte comum da mensagem transmitida por ambos, fonte e repetidor.

O sistema considerado neste trabalho utiliza a diversidade produzida pela comunicação cooperativa combinada à codificação de canal, ou seja, uma cooperação por meio de codificação de canal compartilhada, conhecida como cooperação codificada (*coded cooperation*) [20] [21]. Neste trabalho, propõe-se um esquema de cooperação codificada que utiliza códigos produto de paridade simples decodificados iterativamente (SPCTPC, *single parity-check turbo-product code*) a partir de uma abordagem não usual, pelo fato da cooperação gerar redundância utilizando os próprios bits de mensagem, em vez de prover reforço com bits de redundâncias adicionais [22]. Isso difere de técnicas anteriores que usam retransmissão DF (*decode and forward*) [2] [15] [19]. Aqui, no processo de cooperação DF, o agente repetidor (*relay*), no caso colaborador, transmite parte da palavra código recebida do nó usuário ou nó fonte (*source*) ao nó de destino (*destination*), após um processo de recodificação no qual predominam os bits de informação e não os bits de redundância adicional no segmento que é transmitido. No destino, o método de associação das palavras recebidas diretamente da fonte e do

cooperador, para a decodificação, tira proveito da diversidade de bits do segmento recodificado, como será descrito no capítulo 4 desta dissertação. É mostrado em resultados de simulações que com o reforço de informações suaves (SI, *Soft-Information*) obtém-se melhor desempenho atraente, enquanto as complexidades de codificação e decodificação são mantidas baixas, devido ao curto comprimento de bloco e à baixa complexidade de SPCPCs. Aqui também propõe-se um esquema de decodificação cooperativa com um algoritmo de decisão de cooperação cega [15], com o objetivo de explorar os efeitos de uma cooperação simultânea ou não simultânea entre dois nós usuários. A aplicação da estratégia de cooperação cega aqui analisada foi motivada pelo grande potencial de ganho de desempenho revelado com o novo esquema de cooperação proposto.

## 1.2 Estrutura da Dissertação

Os próximos capítulos desta dissertação estão organizados da seguinte forma: o Capítulo 2 apresenta conceitos básicos da comunicação cooperativa. No Capítulo 3 são abordados os métodos utilizados para o processo de codificação e decodificação com SPCTPC, além do esquema base de cooperação codificada. No Capítulo 4 descreve-se o esquema de cooperação codificada proposto, no qual se inclui o algoritmo de decisão de cooperação e a nova maneira na combinação das informações de cooperação no destino. Por fim, o Capítulo 5 apresenta os resultados obtidos com as simulações e as considerações finais são aduzidas.

## 1.3 Publicações

Os estudos realizados para a composição desta dissertação resultaram no seguinte artigo já publicado:

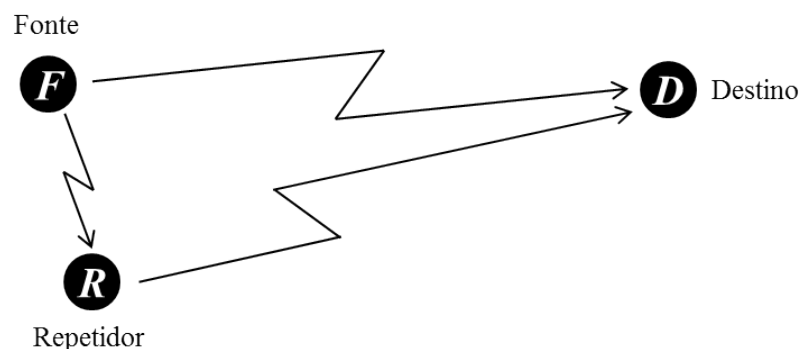
1. D. A. Guimarães, G. G. R. Gomes, G. V. Barbosa and B. F. Uchôa-Filho, “Coded Cooperation with Single Parity-Check Turbo-Product Codes over Fast Fading Channels”, *International Telecommunication Symposium – ITS 2014*, São Paulo, Brazil, Aug. 2014.

# Capítulo 2 - Princípios da Comunicação Cooperativa

O objetivo desse capítulo é introduzir os conceitos básicos de uma comunicação cooperativa, apresentar algumas das principais técnicas de cooperação e, em específico, fornecer uma visão geral da cooperação codificada, que engloba a comunicação cooperativa associada à codificação de canal.

## 2.1. Comunicação Cooperativa

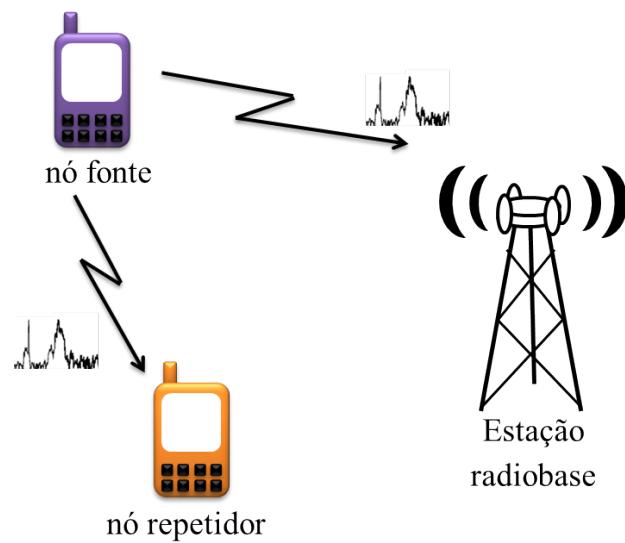
O sistema base considerado nesta dissertação é um sistema de comunicações móveis e, como ilustrado na **Figura 3**, o processo de comunicação cooperativa possui basicamente três partes principais compostas por um transmissor, chamado nesta dissertação de nó usuário fonte ( $F$ ), um retransmissor, como nó secundário repetidor ( $R$ ), e um receptor, como destino ( $D$ ). Como exemplo, os nós fonte e repetidor podem ser terminais móveis de um sistema celular e o nó de destino pode ser uma estação radiobase ( $ERB$ ).



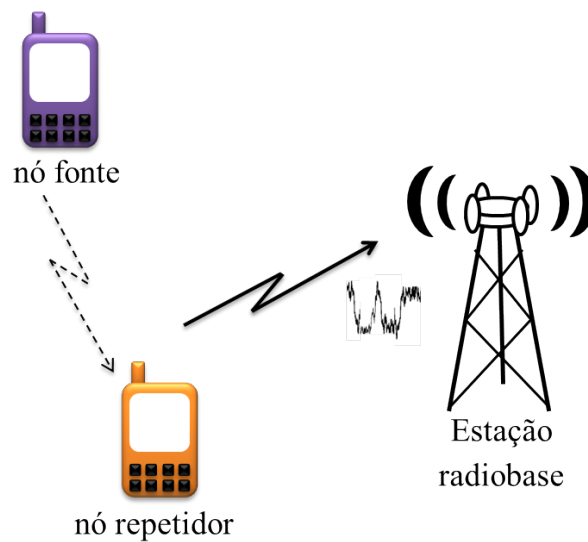
**Figura 3** – Sistema base de comunicação cooperativa.

A comunicação cooperativa oferece benefício ao usuário fonte ao compartilhar os recursos de transmissão de um ou mais nós repetidores que possam estar em melhores condições para transmissão. Primeiro, o nó fonte transmite seu sinal por rádio difusão (*broadcast*). O nó repetidor e o destino recebem uma versão ruidosa deste sinal por canais de comunicação estatisticamente independentes entre si, como ilustrado na **Figura 4(a)**. Em seguida o nó repetidor faz a mediação entre o nó usuário fonte e o destino por um canal alternativo ao enlace de comunicação direta fonte-destino, e possibilita a detecção do sinal de maneira mais confiável no destino, como apresentado na **Figura 4(b)**. Essa maior confiabilidade se dá com o uso de técnicas de estimação de sinal utilizadas pelo nó repetidor, com as quais se torna possível a redução de erros introduzidos no sinal, após este propagar-se pelo canal fonte-repetidor na primeira fase da transmissão [23].

A diversidade espacial é conseguida com a transmissão do sinal pelo caminho alternativo fonte-repetidor-destino, além da transmissão direta pelo canal principal fonte-destino. Isso possibilita diferentes versões ruidosas do sinal provenientes de usuários distintos, emulando assim, do ponto de vista do nó destino, múltiplas antenas independentes para o sistema de transmissão móvel. Com a cooperação do repetidor, na cooperação codificada o destino tira proveito de mais de uma palavra código da mesma informação gerada no nó fonte. Ao associar as palavras codificadas, a probabilidade de sucesso na decodificação aumenta e, conseqüentemente, torna-se melhor a qualidade da comunicação [24].



(a) *Transmissão do sinal do nó fonte (broadcast)*



(b) *Canal alternativo (cooperativo)*

**Figura 4** – Sistema cooperativo (a) Transmissão do sinal do nó fonte para o destino e repetidor (b) Canal alternativo de cooperação.

## 2.2. Protocolos de Cooperação

### 2.2.1. Detecta e encaminha

Na técnica detecta e encaminha (DeF, *detect and forward*) o repetidor tenta detectar frações dos dados transmitidos por usuários fonte para retransmiti-los à estação base, ou destino, em conjunto com parte de seus próprios dados. A função de



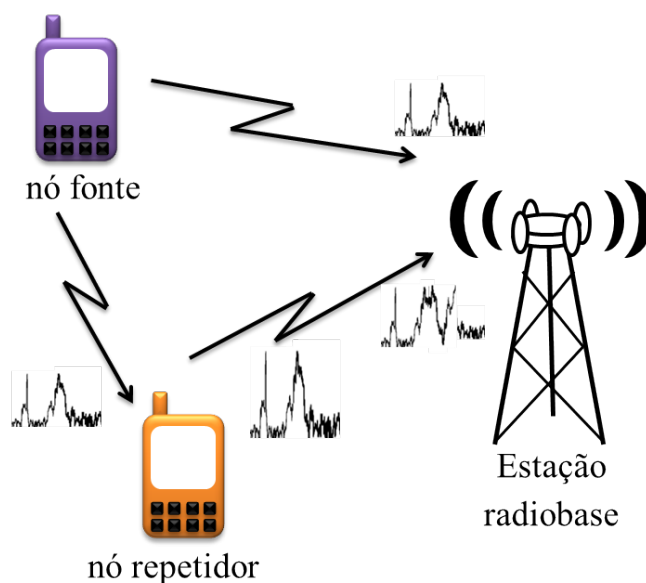
atribuição mútua das parcerias entre os nós usuários pode ser de responsabilidade da estação radiobase, quando não usadas técnicas especiais para essa função. No DeF, mais de um repetidor pode ser usado para estabelecer um caminho alternativo no sistema, além dos nós se comportarem como fonte e repetidor de maneira simultânea. A diversidade espacial é conseguida através desses caminhos alternativos.

A maior parte das atividades de pesquisa nesta área de DeF foi inspirada por Sendonaris et al. em 1998 [2], apud Nosratinia & Hunter em 2004 [25]. De maneira resumida, uma das técnicas consiste em priorizar a cooperação caso o canal entre os usuários seja favorável a uma melhor transmissão de dados, ao passo que, sempre que o canal entre usuários não favorecer a transmissão, há uma priorização da não cooperação. Simplicidade e capacidade de adaptação às condições do meio de transmissão são as principais vantagens. O repetidor pode usar informações de relação-sinal-ruído, (SNR, *signal to noise ratio*), ou  $E_b/N_0$ , para optar pela cooperação, ou seja, se o canal cooperativo, com desvanecimento, possuir um valor de  $E_b/N_0$  alto, o repetidor fará o uso do DeF para a transmissão das frações dos dados de sua fonte parceira; se o canal apresentar um valor de  $E_b/N_0$  baixo, a opção de cooperação é revertida para o modo não-cooperativo. Neste caso, dá-se o nome de DeF híbrido à técnica.

### 2.2.2. Amplifica e encaminha

A técnica amplifica e encaminha (AF, *Amplify and Forward*), também chamada de retransmissão não regenerativa, foi proposta por Laneman em 2001 [26] e é uma técnica simples, na qual o nó repetidor coopera com uma versão amplificada do sinal ruidoso recebido do nó fonte. A simplicidade provém da ausência de tratamentos complexos do sinal, e se atém, basicamente, a um processamento de sinal analógico. A estação base faz a estimativa da informação após combinar o sinal ruidoso amplificado vindo do repetidor, com o sinal ruidoso original vindo diretamente da fonte, como ilustrado na **Figura 5**. No entanto, com a técnica AF o sistema se torna propenso a efeitos de propagação de ruídos por usar apenas a amplificação no tratamento do sinal. Também, devem-se fazer as estimativas dos

ganhos de canal para a decodificação no destino e a amostragem, amplificação e retransmissão de valores analógicos, o que não é trivial. O ganho de desempenho com a técnica AF se restringe a cenários onde o meio de comunicação não tenha degradações severas de sinal e onde a relação sinal-ruído entre usuários seja alta [16] [26] [27] [28].

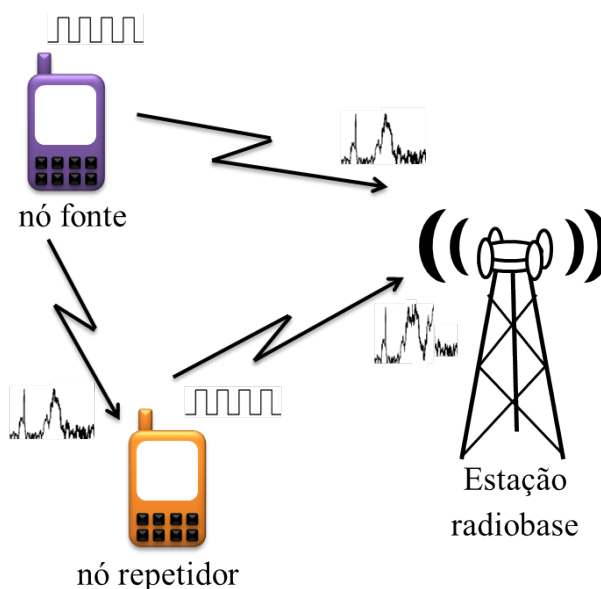


**Figura 5** – Sistema de cooperação com a técnica amplifica e encaminha (*amplify and forward*).

### 2.2.3. Decodifica e encaminha

A técnica decodifica e encaminha (DF, *decode and forward*) se assemelha à técnica AF e possui o mesmo esquema de processamento de sinal quando se trata da geração de dados no nó fonte e da decodificação na estação radiobase, apesar de ser um processamento de sinal digital e não ter problema com propagação de ruído. A principal diferença está no tratamento dos dados no nó repetidor, o qual decodifica o sinal ruidoso, provenientes da fonte, e recodifica-o antes do encaminhamento ao destino, ou estação radiobase. Neste caso há uma regeneração do sinal encaminhado à estação radiobase e, por isso, a DF também pode ser chamada de técnica de retransmissão regenerativa. O decurso do sinal de cooperação pelo enlace cooperativo só é concluído com êxito se o nó repetidor fizer a decodificação com sucesso do mesmo. A estação base faz a decodificação e estimativa da informação

após associar o sinal de cooperação regenerado e ruidoso vindo do nó repetidor ao sinal ruidoso original vindo diretamente do nó fonte. O processo DF é ilustrado na **Figura 6**.



**Figura 6** – Comunicação cooperativa com a técnica decodifica e encaminha (*decode and forward*).

#### 2.2.4. Comprime e encaminha

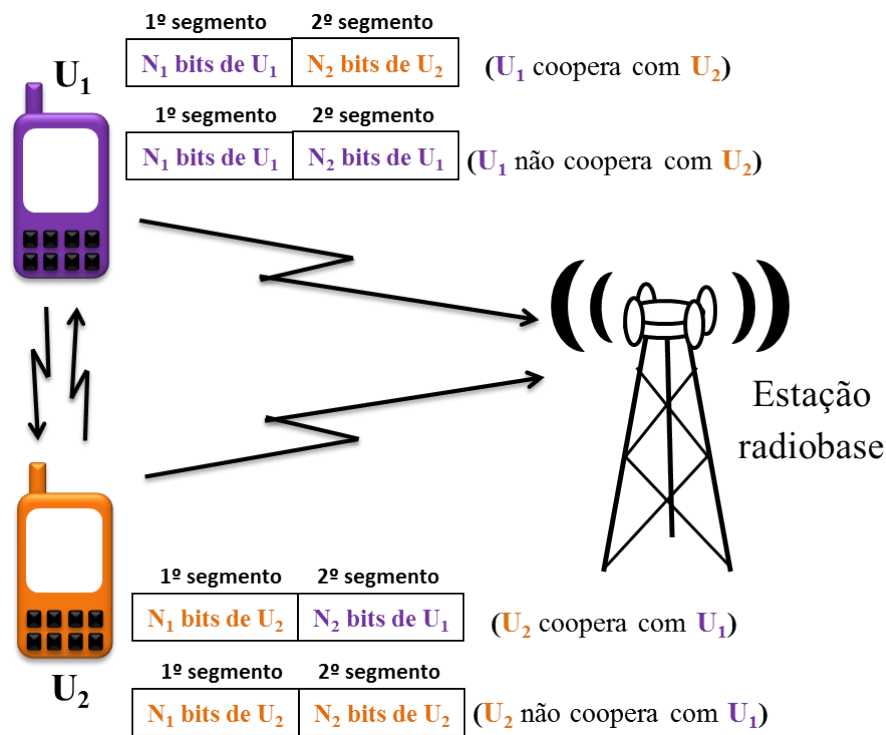
Na técnica comprime e encaminha (CF, *compress and forward*), uma amostra digitalizada do sinal recebido do usuário fonte é retransmitida pelo usuário repetidor sem passar pelo processo de decodificação e regeneração da informação. Neste caso o usuário fonte transmite seu sinal e o repetidor, ao receber esse sinal sob o efeito do canal de transmissão, realiza o processo de demodulação, quantização e compressão do mesmo, antes da retransmissão. Esta compressão se refere a uma das operações da quantização não-uniforme, que é composta pela compressão não linear mais a quantização uniforme. A compressão permite uma quantização não-uniforme mais precisa do sinal. O destino efetua a demodulação e a descompressão dos dados. Por fim, os dados resultantes são usados, em conjunto com os dados originários da transmissão direta pelo canal fonte-destino, para a estimação da informação final [29].

### 2.2.5. Cooperação codificada

De acordo com Hunter & Nosratinia [25], a técnica de Cooperação Codificada (*coded cooperation*) utiliza a codificação de canal para a cooperação. Nessa codificação, redundâncias introduzidas de modo controlado às informações transmitidas pela fonte ajudam a protegê-las durante o processo de transmissão. Porém, o acréscimo de bits ou símbolos de redundância na formação do código limita a largura de faixa útil do sinal transmitido. Para um mesmo alfabeto de entrada e saída do codificador, a taxa de codificação é dada pela razão entre o número de bits de informação e o número total de bits de uma palavra código. A capacidade de correção de erros neste caso é diretamente relacionada à quantidade de redundância acrescida à palavra de informação: quanto maior for a quantidade de redundância adicional à informação, menor será a taxa de codificação, e quanto menor for a taxa de codificação, maior será a capacidade de correção de erros do código. No receptor, a possibilidade de recuperação da informação gerada na fonte aumenta com o processo de decodificação fazendo o uso da redundância adicional contida no código recebido. Com essa redundância no código, a probabilidade de correção do erro introduzido pelo canal aumenta.

No processo de transmissão com cooperação codificada os dados dos usuários são particionados e transmitidos aos receptores em diferentes segmentos. No trabalho apresentado por Hunter & Nosratinia em 2002 [15], no qual se tem dois nós usuários móveis e uma estação radiobase como destino, as palavras código de comprimento  $N$  dos usuários são divididas em dois segmentos, com comprimentos  $N_1$  e  $N_2$ . Consequentemente  $N = N_1 + N_2$ . Cada usuário gera palavras de informação com  $k$  bits e a taxa do código é dada por  $R = k / N$ . No processo de transmissão, o primeiro segmento é composto pela palavra codificada por um codificador convolucional com puncionamento (CCP). O segundo segmento é formado pelo conjunto de bits retirados da palavra código pelo puncionamento. Ambos os usuários  $U_1$  e  $U_2$  transmitem seu primeiro segmento com taxa  $R_1 = N_1$  e  $R_2 = N_2$ , respectivamente, os quais são recebidos pelo destino e também pelo parceiro de cooperação. Se o usuário decodificar corretamente a mensagem de seu parceiro, conforme indicar o código de verificação de redundância cíclica (CRC, *cyclic redundancy check*) em cada

segmento, o usuário calcula e transmite os  $N_2$  bits para o seu parceiro, estabelecendo assim um processo de cooperação. Caso o usuário não consiga decodificar corretamente a mensagem de seu parceiro, os  $N_2$  bits de paridade adicionais de sua própria informação são transmitidos, caracterizando um processo de não cooperação, conforme ilustração na **Figura 7**. A decisão de cooperação ou não cooperação ocorre de forma automática, ou seja, os usuários não têm o conhecimento da cooperação recíproca para agir em seu segundo segmento, determinando, assim, um processo de cooperação cega [30] [31] [32].



**Figura 7** – Estrutura para o protocolo de cooperação codificada.

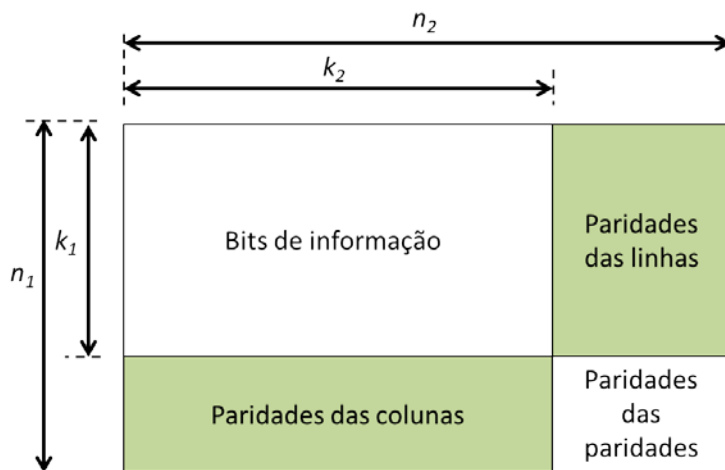
# Capítulo 3 – Codificação e Decodificação Turbo de Código Produto de Paridade Simples Multidimensional

Neste capítulo, o tópico 3.1 aborda os conceitos gerais sobre códigos produto multidimensionais com ênfase aos códigos de paridade simples. Em seguida, no tópico 3.2 é apresentado o processo de decodificação turbo de código produto de paridade simples (SPCTPC).

## 3.1. Códigos Produto de Paridade Simples Multidimensionais

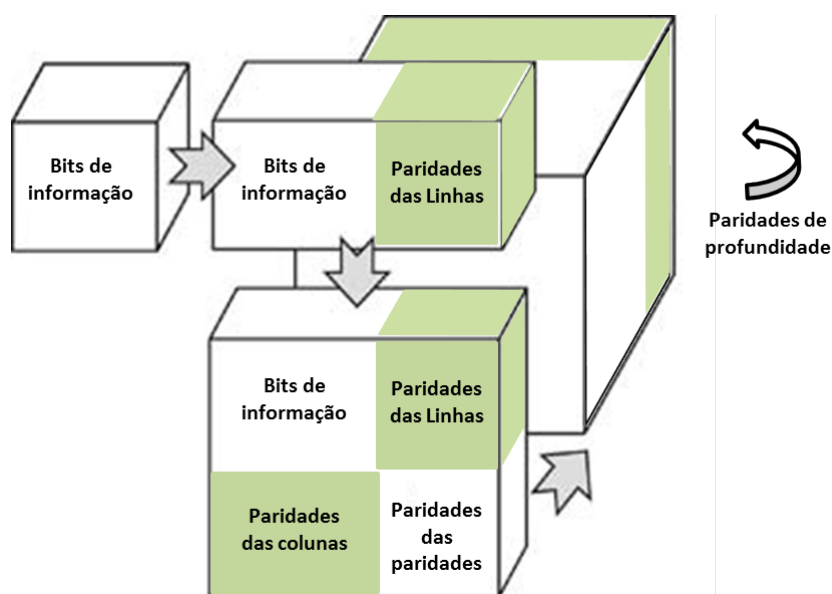
Os códigos produtos foram criados por Peter Elias em 1954 [33] com o objetivo de encontrar uma maneira simples de se obter códigos com a capacidade de correção de erros elevada a partir de códigos componentes simples, visando ainda fácil decodificação. Para uma melhor concepção dos códigos produto, considere dois códigos de bloco linear sistemáticos  $C^1$  e  $C^2$  com parâmetros  $(n_1, k_1, d_{\min_1})$  e  $(n_2, k_2, d_{\min_2})$  respectivamente, os quais, de forma generalizada, são equivalentes a  $(n_d, k_d, d_{\min_d})$ , em que  $n_d$  é o comprimento do código,  $k_d$  é o número de símbolos de informação,  $d_{\min}$  é a distância mínima entre os códigos e  $d$  representa cada uma das dimensão envolvidas na formação do código produto  $C$ . De acordo com a **Figura 8**, um código produto  $C = C^1 \times C^2$  é formado pela distribuição dos bits de informação  $k_1 \times k_2$  em uma matriz com  $k_1$  linhas e  $k_2$  colunas. Esses bits são codificados nos sentidos das linhas e das colunas formando os códigos  $C^1$  e  $C^2$  respectivamente. Os parâmetros do código produto são:  $v = n_1 \times n_2$ ,  $\kappa = k_1 \times k_2$ ,  $\delta_{\min} = d_{\min_1} \times d_{\min_2}$ , e a taxa  $r$  do código é dada por  $r = r_1 \times r_2$ , para  $r_d$  equivalente à taxa dos códigos  $C^d$ . O código produto resultante apresenta características como: uma maior capacidade de

correção de erros, devido ao aumento da distância mínima, uma maior flexibilidade à taxa de codificação e também aos blocos resultantes na saída do codificador.



**Figura 8** – Exemplo da formação de um código produto bidimensional.

Para uma sequência de codificação de um código produto tridimensional, ou seja, com o número de dimensões  $D$  igual a 3, basta seguir o processo de codificação bidimensional ilustrado na **Figura 8** e, em seguida, proceder com a codificação no sentido da profundidade, como ilustrado na **Figura 9**.



**Figura 9** – Exemplo da formação de um código produto tridimensional.

A notação  $(v, \kappa, \delta_{\min})$  corresponde ao código produto resultante, sendo  $v$  o comprimento do bloco resultante,  $r$  a taxa de codificação e  $\delta_{\min}$  a distância mínima, estes dados por:

$$v = \prod_{d=1}^D n_d, \quad (1)$$

$$r = \prod_{d=1}^D r_d, \text{ e} \quad (2)$$

$$\delta_{\min} = \prod_{d=1}^D d_{\min_d}, \quad (3)$$

respectivamente.

No caso específico de códigos de paridade simples  $(n, k, 2) = (n, n-1, 2)$  idênticos para todas as dimensões, a notação  $(v, \kappa, \delta_{\min})$  do código (SPCPC, *single parity-check product codes*) resultante corresponde a  $(n^D, (n-1)^D, 2^D)$ , ou seja,

$$v = n^D, \quad (4)$$

$$\kappa = (n-1)^D, \quad (5)$$

$$\delta_{\min} = 2^D, \quad (6)$$

$$r = \left( \frac{n-1}{n} \right)^D = \left( \frac{\kappa}{v} \right). \quad (7)$$

Com o SPCPC resultante consegue-se maior flexibilidade com relação aos tamanhos de bloco  $\kappa$ ,  $v$ , e à taxa de codificação resultante  $r$ , além de uma maior distância mínima  $\delta_{\min}$ , o que resulta em maior capacidade de correção de erros [34].

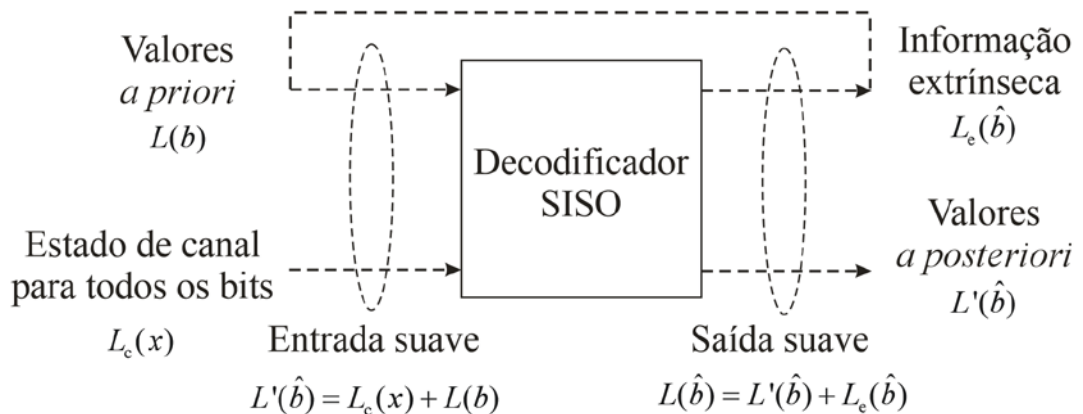
Na construção de um código produto de paridade simples (SPCPC, *single parity-check product code*)  $D$ -dimensional, em cada dimensão  $d = 1, 2, \dots, D$ , um bloco



de informação de  $k_d$  bits é codificado por meio de um código de paridade simples, gerando uma palavra código de comprimento  $n_d = k_d + 1$ . Os códigos componentes em cada dimensão são representados por  $(n_d, k_d, d_{\min}) = (n_d, n_d - 1, 2)$  onde  $d_{\min} = 2$  é a distância mínima do código componente de paridade simples. A codificação em todas as dimensões, incluindo a paridade das paridades (*check on checks*) caracteriza uma concatenação serial de  $D$  códigos separados por entrelaçadores que permitem a interpretação geométrica tradicional do arranjo multidimensional do código resultante. Admitindo códigos de paridade simples  $(n, k, 2) = (n, n - 1, 2)$  idênticos em todas as dimensões, a notação  $(v, \kappa, \delta_{\min}) = (n^D, (n - 1)^D, 2^D)$  corresponde ao código SPCPC resultante, de taxa  $r = \kappa/v = (k/n)^D$  [21] [35] [36] [37].

### 3.2. Decodificação Turbo de Código Produto de Paridade Simples Multidimensionais

De acordo com [38], na decodificação turbo (iterativa) de um código SPCPC utiliza-se um decodificador com entradas suaves e saídas suaves (SISO, *soft-input soft-output*) como ilustrado na **Figura 10**.



**Figura 10** – Valores operados pelo decodificador SISO. Adaptado de [31]

A entrada suave referente ao bit estimado  $\hat{b}$ , denominada razão de verossimilhança logarítmica (LLR, *log-likelihood ratio*) de entrada, está associada à saída  $x$  do detector (filtro casado ou correlador) no receptor, a qual contém a informação de estado de canal para o bit codificado, mais a informação *a priori* do bit de informação  $b$ , ou seja,  $L_c(x) + L(b)$ , respectivamente. Como os códigos componentes considerados são sistemáticos, a informação *a priori* é calculada apenas para os bits de informação e não para todos os bits codificados. Na primeira iteração, os valores de LLR *a priori* não são conhecidos por dependerem da realimentação das informações extrínsecas. Nesta etapa, portanto, esses valores são considerados nulos, o que corresponde às probabilidades *a priori* iguais a 0,5.

Ao considerar um canal com desvanecimento plano do tipo Rayleigh, uma sinalização antipodal com  $b = \pm\sqrt{E}$  e um ganho de canal  $g$ , a entrada suave é dada por

$$L(\hat{b}) = L_c(x) + L(b) = 2 \frac{\sqrt{E}}{\sigma^2} gx + L(b) \quad (8)$$

onde a energia média por símbolo  $E = rE_b$ , sendo  $E_b$  a energia média por bit de informação. A saída do detector,  $x = \pm g\sqrt{E} + \eta$ , sofre a influência do ganho de canal  $g$  e é corrompida pela componente de ruído Gaussiano  $\eta$  com média zero e variância  $\sigma^2 = N_0/2$ , sendo  $N_0$  a densidade espectral unilateral de potência do ruído.

A saída suave do decodificador SISO é denominada LLR *a posteriori*  $L(\hat{b})$ , e é composta por  $L'(\hat{b})$ , que é o valor *a posteriori* da LLR do bit codificado, somado à informação extrínseca  $L_c(\hat{b})$ . A cada iteração os valores de informação extrínseca realimentam o decodificador SISO como novos valores *a priori*  $L(b)$  e aumentam a confiabilidade na estimação do correspondente bit. Em específico, essa informação extrínseca provém de métricas sobre a qualidade da decodificação de um dos códigos componentes, a qual alimenta a entrada suave do processo de decodificação de outro código componente [38]. Em outras palavras, as informações sobre a qualidade da estimativa de um determinado bit são obtidas das várias dimensões nas quais esse bit está envolvido, sendo atualizadas a cada iteração como forma de melhoria sobre a confiabilidade na decodificação. A atualização da informação *a priori*  $L(b)$  referente

a cada bit e em cada dimensão  $d$  é feita pela soma das informações extrínsecas calculadas em todas as dimensões até a dimensão em questão. A decisão suave ou LLR de saída obtida por meio do processo de decodificação SISO é então dada por [39]

$$L(\hat{b}) = L_c(x) + L(b) + L_e(\hat{b}). \quad (9)$$

O algoritmo máximo *a posteriori* (MAP, *maximum a posteriori*) símbolo-a-símbolo no domínio logarítmico das verossimilhanças é considerado neste trabalho para o processo de decodificação dos códigos componentes. Esse algoritmo funciona intercalando cálculos para valores de informação extrínseca com atribuições desses valores como entrada *a priori*,  $D$  vezes por iteração e por um número de iterações predefinido ou determinado conforme algum critério de parada específico. Em seguida há o cômputo da decisão suave de acordo com (9), para o qual a informação extrínseca total referente a um determinado bit é a soma das informações extrínsecas daquele bit, computadas em todas as dimensões na última iteração. Finalmente, a estimação abrupta de cada bit  $b$  é realizada com base na polaridade de  $L(\hat{b})$ .

O cômputo da informação extrínseca leva em conta a estrutura do código, explorando as dependências entre os bits codificados. No caso dos SPCPCs, tal estrutura é estabelecida pela operação soma módulo-2 entre os bits de uma palavra código do código componente. Então, o que o cômputo das informações extrínsecas faz pode ser interpretado como uma tradução dessas operações soma módulo-2 em operações similares com LLRs, as quais comumente se denominam de álgebra das LLRs (LLRs, *log-likelihood álgebra*) [31]. Para símbolos estatisticamente independentes, pode-se mostrar que a LLR da soma (módulo 2) de um número de bits é dada por [20]

$$L\left(\sum_j \oplus b_j\right) = 2 \operatorname{arctanh}\left[\prod_j \tanh\left(\frac{L(b_j)}{2}\right)\right]. \quad (10)$$

Com tal operação, a confiabilidade da decodificação de um determinado bit é dada aproximadamente pela menor confiabilidade dos bits em uma palavra código. Se a paridade entre os demais bits não é verificada, o processo iterativo tenta então forçar a inversão da polaridade da LLR de forma que ao final das interações a paridade seja verificada. Assim age a decodificação iterativa de códigos produto de paridade simples.

Mais detalhes sobre o que nesta seção se resumiu, e também um exemplo numérico didático podem ser obtidos em [36, pp. 810-828] e [38].

## Capítulo 4 - Cooperação Codificada com SPCTPC

Este capítulo apresenta a proposta do trabalho em duas partes: Na primeira parte, Seção 4.1, descreve-se a cooperação codificada em que uma abordagem não usual, de diversidade de informação, é considerada com o método de decodificação turbo-iterativa, além da flexibilidade com opções diferentes para a decodificação das palavras códigos no destino, via um ou dois decodificadores. Na segunda parte, Seção 4.2, sugere-se a inclusão de um esquema de decisão de cooperação, como apresentado por HUNTER & NOSRATINIA em 2002 [40], com o propósito de uma análise mais diligente da cooperação entre fonte e repetidor. Neste caso, um quarto cenário, com cooperação simultânea entre usuários parceiros é considerado. Os resultados de simulações são apresentados na Seção 4.3.

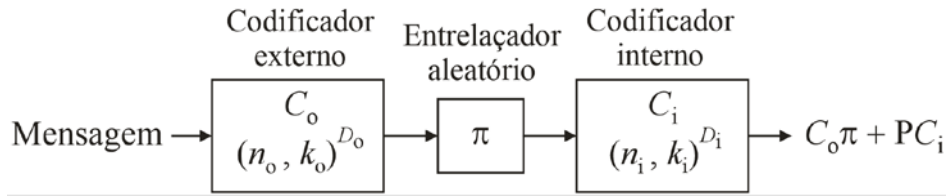
### 4.1. Esquema Base de Cooperação Codificada

Na cooperação codificada aqui proposta utiliza-se a concatenação serial de dois códigos SPCPC separados por um entrelaçador temporal (*interleaver*). No entanto, o que se busca com tal concatenação é mais uma adequação ao cenário de cooperação do que os inerentes ganhos da tradicional concatenação de códigos proposta por Forney em 1996 [41].

Na concatenação serial combina-se um codificador interno (*inner encoder*), que tem a função de permitir a correção da maior parte dos erros introduzidos pelo canal, e um codificador externo (*outer encoder*), o qual permite a redução da probabilidade de erro a um nível desejado. Isso resulta em um código com maior potencial em termos de capacidade de correção de erro, em comparação com um extenso código isolado, além de proporcionar menor complexidade de

implementação [38]. O entrelaçador tem como principal função quebrar eventuais seqüências de erro em rajada produzidas pelo decodificador interno.

No processo de concatenação serial aqui proposto, como ilustrado na **Figura 11**, os códigos SPCPCs vêm separados por um entrelaçador pseudoaleatório. Tradicionalmente, com essa medida se busca aumentar a distância mínima do código turbo, além de se reduzir as correlações entre as informações processadas pelos decodificadores, o que é sabido que traz melhorias ao processo de decodificação iterativa de códigos concatenados. No entanto, por razões que serão elucidadas mais adiante, a decodificação do código concatenado aqui considerado não faz uso de processo iterativo, sendo este apenas aplicado isoladamente a cada código SPCPC que compõe a concatenação.



**Figura 11** – Diagrama de bloco da concatenação serial de códigos SPCPC

De acordo com a **Figura 11**, um bloco de mensagem de comprimento  $k_o^{D_o}$  é aplicado à entrada do codificador SPCPC  $D_o$ -dimensional externo, gerando uma palavra código  $C_o$  de comprimento  $n_o^{D_o}$ . Esta palavra código tem a ordem dos bits permutada segundo o entrelaçador, servindo então como entrada do codificador SPCPC  $D_i$ -dimensional interno, que gera uma palavra código  $C_i$  de comprimento  $n_i^{D_i}$ . Para garantir que a palavra código do código externo tenha o comprimento adequado da palavra de informação do código interno, as seguintes relações devem ser obedecidas:

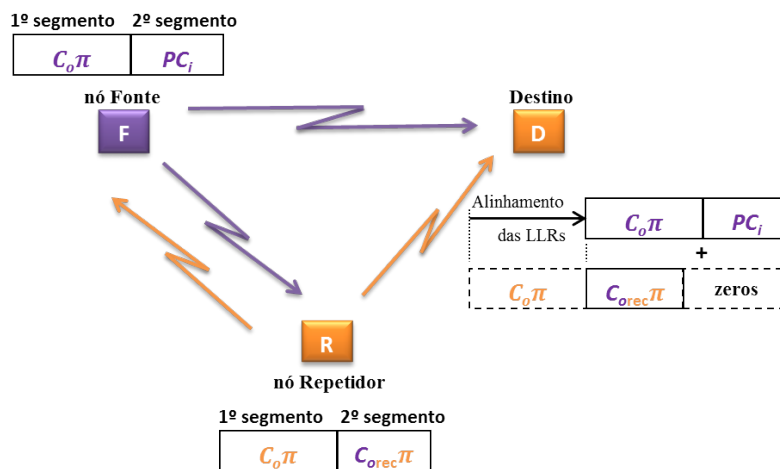
$$\begin{aligned} (n_o, k_o) &= (n_o, n_o - 1), \quad \text{e} \\ (n_i, k_i) &= \left( \sqrt[D_i]{n_o^{D_o}} + 1, \sqrt[D_i]{n_o^{D_o}} \right), \end{aligned} \quad (11)$$

e neste caso a taxa do código resultante será  $r = k_o^{D_o} / n_i^{D_i}$ .

Há ao menos duas maneiras distintas de decodificação iterativa do código concatenado ilustrado pela **Figura 12**. Na primeira, uma palavra código  $D_i$ -dimensional  $C_i$  é decodificada iterativamente pelo decodificador interno e desentrelaçada no tempo, seguindo a decodificação iterativa da palavra código  $D_o$ -dimensional  $C_o$  pelo decodificador externo. Neste caso os valores suaves gerados na saída do decodificador interno são enviados para o decodificador externo apenas uma vez (não há iteração entre as decodificações externa e interna).

Em uma segunda maneira, somente a decodificação de uma fração da palavra código  $D_i$ -dimensional  $C_i$  é feita pelo decodificador interno, sendo esta fração correspondente aos bits codificados em uma dimensão do código produto interno. A saída suave do decodificador interno, depois do adequado desentrelaçamento, serve então como entrada suave para o decodificador externo, mas somente no tocante aos bits codificados naquela dimensão. A saída do decodificador externo é então realimentada à entrada do decodificador interno, como informação *a priori* para decodificação na próxima dimensão do código interno. O processo continua até que todas as dimensões tenham sido decodificadas e repete-se pelo número de iterações desejado.

Como antecipado, a decodificação do código concatenado aqui considerado não faz uso de processo iterativo entre as decodificações interna e externa, sendo este apenas aplicado a cada código SPCPC que compõe a concatenação, o que corresponde à primeira maneira de decodificação supramencionada.



**Figura 12** – Ilustração do esquema de cooperação codificada proposto em.

Considere agora o cenário de cooperação ilustrado na **Figura 12**, no qual o nó fonte transmite uma palavra código composta por dois segmentos, em dois intervalos de tempo. O primeiro segmento é composto por  $C_o\pi$ , que representa uma palavra código  $C_o$  entrelaçada, e o segundo segmento contém  $PC_i$  que corresponde à paridade da palavra código  $C_i$ . O nó repetidor, ou colaborador, recebe o primeiro segmento da fonte e decodifica-o como uma palavra código  $C_o$  do código externo. Em seguida são feitas as verificações de paridade para identificar se houve ou não sucesso na decodificação. Caso tenha ocorrido sucesso, o repetidor recodifica a mensagem, entrelaça o resultado e transmite para o nó de destino, no segundo segmento, parte desta nova palavra código, identificada como  $C_{\text{rec}}\pi$ . No primeiro segmento do nó repetidor é enviada a sua própria palavra código  $C_o\pi$ , dado que o repetidor também pode ser interpretado como um nó fonte.

A razão entre o comprimento do segundo segmento e a soma dos comprimentos do primeiro e segundo segmentos é conhecida como taxa de cooperação do esquema de cooperação codificada, ou seja,  $R_c = 1 - n_o^{D_o} / n_i^{D_i}$ . No esquema de cooperação aqui considerado, define-se a taxa de cooperação efetiva

$$R_{\text{ce}} = \begin{cases} R_c & \text{se } R_c \leq 0,5 \\ 0,5 & \text{se } R_c > 0,5 \end{cases} \quad (12)$$

Adota-se esta definição, pois quando o segundo segmento é menor que ou igual ao primeiro ( $R_c \leq 0,5$ ), somente uma fração da palavra código  $C_o$  recodificada se encaixará no segundo segmento (para  $R_c = 0,5$  essa palavra código se encaixa perfeitamente). Se o segundo segmento é maior que o primeiro, uma palavra código recodificada se encaixa no segundo segmento, mas deixa livres e inutilizadas algumas posições de bits.

Note que os bits de informação sistemáticos gerados pelo nó fonte predominam em número na palavra recodificada. A diversidade nesses bits é então conseguida no destino ao associar a palavra código vinda do nó fonte à fração da palavra  $C_{\text{rec}}\pi$ , recodificada e transmitida pelo nó repetidor. Para essa associação é necessário que o início do primeiro segmento proveniente do nó fonte seja alinhado ao início do segundo segmento transmitido pelo nó repetidor, para que os bits de



diversidade fiquem alinhados. Dessa forma, as LLRs de canal no destino podem ser calculadas pela soma das LLRs dos bits da palavra vinda do nó fonte com as LLRs calculadas apenas para a fração  $C_{\text{rec}}\pi$  recodificada no nó repetidor e transmitida em seu segundo segmento.

O algoritmo de decodificação símbolo-a-símbolo adotado aqui explora apenas as dependências entre os bits codificados dos códigos de paridade simples componentes e, por isso, pode gerar falsas palavras código do código produto. Isto sugere que, se é de interesse elevar a confiabilidade dos bits de mensagem, é intuitivamente satisfatório produzir diversidade onde esses bits estão agrupados. A diversidade nos bits de paridade do código interno, ou seja, no segundo segmento, foi também testada. Contudo, somente ganhos marginais de cooperação foram obtidos, o que é um indicador de que a forma de cooperação aqui descrita é a mais adequada para o código corretor de erro utilizado.

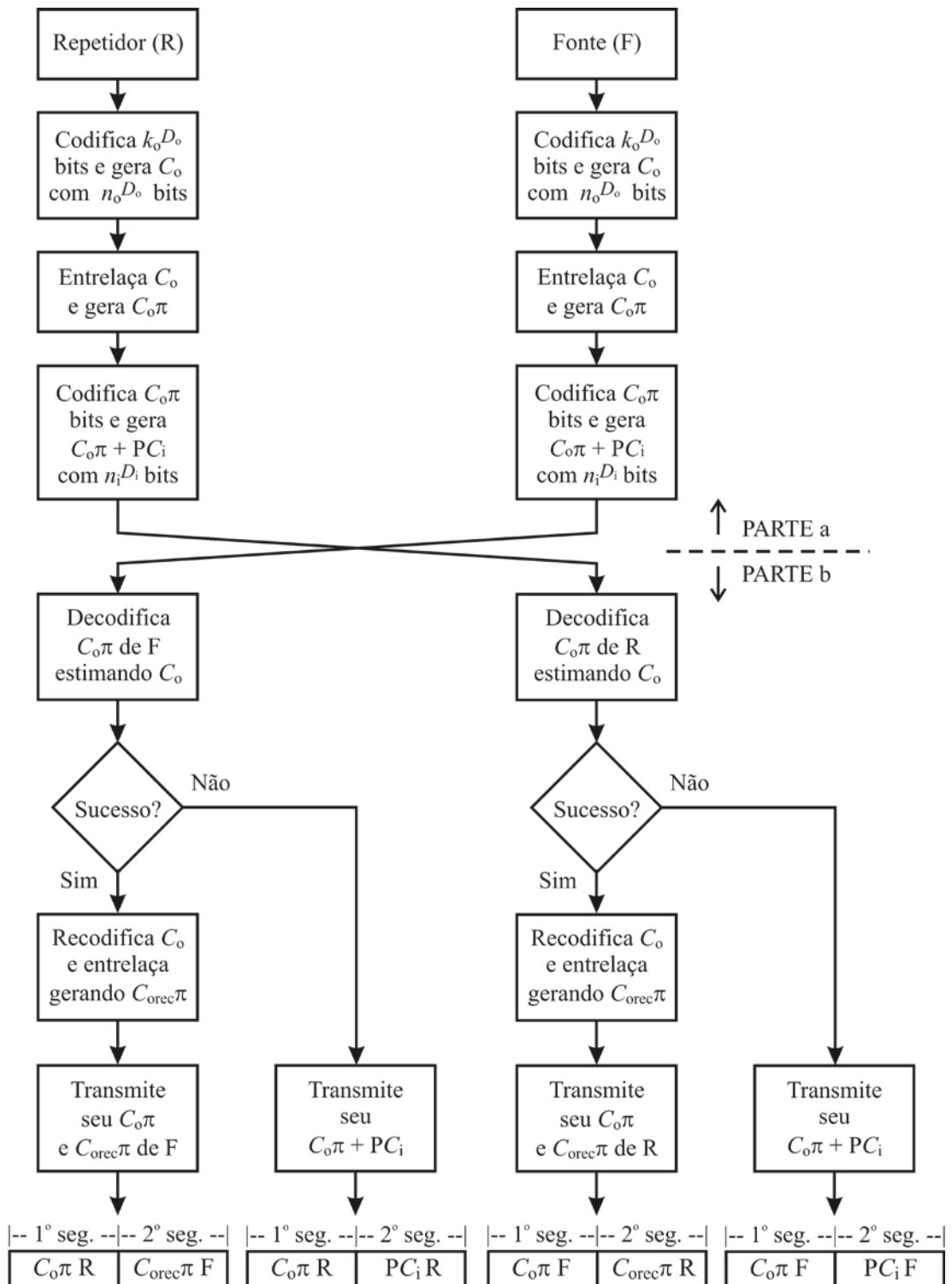
## 4.2. Cooperação Codificada com SPCTPC e Algoritmo de Cooperação Cega

Para a avaliação do desempenho do esquema de cooperação proposto neste trabalho utilizou-se o algoritmo de cooperação cega como proposto em [40], aplicado ao cenário de cooperação ilustrado na **Figura 12**. Neste algoritmo, que é ilustrado na **Figura 13**, não há nó de cooperação dedicado, o que significa que os papéis dos nós fonte e repetidor não são fixos, dado que ambos geram e transmitem sua própria informação e cada um pode ou não cooperar com o outro, dependendo das condições de cooperação estabelecidas pelo algoritmo.

Os nomes fonte ( $F$ ) e repetidor ( $R$ ) serão adotados apenas para identificar que no nó de destino a mensagem de interesse pertence ao nó fonte. A realização da cooperação se dá independentemente de haver ou não a cooperação mútua entre usuários parceiros, diferente de [39] onde a cooperação se realiza apenas mutuamente, e de [22] onde não há cooperação mútua. Por simplificação, mas sem

perda de generalidade, somente dois nós são tomados como referência, sendo que o nó fonte pode cooperar com o repetidor sem ter o conhecimento de que o repetidor irá cooperar com ele, e vice-versa. Daí o termo cooperação cega. A fim de que a cooperação possa ser realizada por parte do repetidor para o nó fonte, é necessário que o repetidor decodifique corretamente o primeiro segmento do quadro enviado pelo nó fonte. Por outro lado, para se ter a cooperação por parte do nó fonte para o nó repetidor é necessário que o nó fonte decodifique corretamente o primeiro segmento transmitido pelo nó repetidor. Caso alguma decodificação não seja bem sucedida, o nó de cooperação envia seu próprio segmento, como ilustrado na parte “b” do fluxograma da **Figura 13**.

Para o processo de verificação de sucesso de decodificação no nó de cooperação é usada a técnica de verificação de paridade par-ímpar. Primeiramente as palavras de informação são codificadas no nó de origem de forma que a soma dos bits que compõem cada palavra componente  $n_d$  resulta um dígito correspondente par. Quando o primeiro segmento é recebido pelo nó de cooperação, é feita a decodificação da palavra código  $C_o\pi$  ruidosa, e em seguida, são feitas as somas dos bits de cada palavra componente do código  $C_o$  estimado em cada uma das dimensões do código externo, para a verificação dos dígitos correspondentes indicadores de erro. Caso haja algum dígito ímpar, considera-se que a palavra código possui erro, e assim o processo cooperativo não se estabelece. Neste caso, o nó de cooperação envia seu próprio segundo segmento. Por outro lado, caso todos os dígitos sejam pares, considera-se a palavra código sem erro, indicando sucesso na decodificação. No entanto, o processo de cooperação é estabelecido com a sequência de recodificação e entrelaçamento de  $C_o$  estimado, para a transmissão de  $C_{orec}\pi$  no segundo segmento ao destino.



**Figura 13** – Fluxograma do Algoritmo de Decisão de Cooperação Cega onde a parte (a) mostra o processo de geração do código em ambos os nós e a parte (b) mostra o processo de decisão de cooperação entre fonte e repetidor.

A função do esquema de decisão de cooperação proposto é justamente fazer com que a escolha por cooperar ou não seja tomada de maneira dinâmica e automática, diferentemente de processos em que após um nó ser identificado como repetidor ele coopera de modo ininterrupto. Isso também vale para o nó identificado como fonte, que a partir de então passa a receber a cooperação ininterruptamente. Observa-se no esquema proposto que quem coopera tem seu desempenho piorado de maneira significativa. Com o esquema de decisão de cooperação aqui considerado é possível que, dentro de um mesmo processo de simulação de transmissão, um determinado nó possa exercer a função de fonte e também de repetidor de maneira dinâmica, de acordo com seu teste de sucesso de decodificação do primeiro segmento. Assim, de fato, permite-se trazer o cenário de simulação para um cenário mais próximo do real e levar em conta, também, os efeitos causados por uma cooperação simultânea.

No algoritmo ilustrado na **Figura 13** pode-se ter quatro possibilidades de cooperação e, conseqüentemente, quatro combinações diferentes de dados para a decodificação no destino. Essas combinações são descritas nos itens a seguir:

**Combinação 1:** A cooperação é feita apenas por parte do nó repetidor. Neste caso, o destino recebe a palavra código final  $C_o\pi + PC_i$  em dois segmentos enviados pelo nó fonte, mais a palavra código recodificada e entrelaçada  $C_{orec}\pi$  enviada pelo nó repetidor, via segundo segmento. Aqui, o destino tem a condição de realizar o processo de decodificação completo, no qual se faz o uso dos dois decodificadores, interno e externo.

**Combinação 2:** Os nós fonte e repetidor cooperam mutuamente e, neste caso, o destino recebe no primeiro segmento a palavra código  $C_o\pi$  do nó fonte, mais a palavra código  $C_{orec}\pi$  do nó repetidor, no seu segundo segmento. A decodificação no destino é realizada apenas pelo decodificador externo.

**Combinação 3:** Os nós fonte e repetidor não realizam a cooperação. Assim, o destino recebe de ambos as palavras código geradas em cada um dos nós, via dois segmentos cada. Como na Combinação 1, o destino realiza a decodificação com os dois decodificadores, interno e externo, mas apenas dos dois segmentos vindos do nó

fonte, já que se está supondo que a informação de interesse é aquela enviada pelo nó fonte.

**Combinação 4:** A cooperação é efetuada somente por parte do nó fonte. Dessa forma o destino recebe a palavra código  $C_o\pi$  do nó fonte, no primeiro segmento apenas. Para a decodificação no destino, apenas o decodificador externo é usado, assim como na Combinação 2.

### 4.3. Desempenhos Obtidos por Simulação Computacional

Mesmo se tendo revelado potenciais ganhos de cooperação com o novo esquema proposto, a adoção de um cenário mais realista com relação à inclusão da cooperação mútua faz-se necessária para que se possa ter a real medida dos ganhos atingíveis. Além disso, com pequenas alterações na plataforma de simulação adotada podem ser avaliados outros esquemas de cooperação diferentes daquele aqui proposto.

Em alguns dos resultados aqui registrados os parâmetros de simulação foram mantidos os mesmos, tanto na cooperação unilateral, como na cooperação com o algoritmo de cooperação cega, permitindo-se ter resultados como referências justas ao se simularem novos cenários. As simulações com o algoritmo de cooperação proposto foram realizadas com o programa Mathcad, considerando um código concatenado  $(n_o, k_o)^{D_o} + (n_i, k_i)^{D_i} = (8,7)^2 + (5,4)^3$ , com taxa do código resultante  $r = 0,392$ , taxa de cooperação  $R_c = 48,8\%$ , e modulação por chaveamento de fase (BPSK, *binary phase-shift keying*) com detecção coerente.

O canal de comunicação entre fonte e destino é um canal com desvanecimento plano e rápido do tipo Rayleigh, com ganhos independentes e identicamente distribuídos símbolo-a-símbolo,  $E\{g^2\} = 1$  e relação sinal-ruído média por bit,  $E_b/N_0$ , variando de 0 a 15 dB.




O canal de comunicação entre fonte e repetidor e entre repetidor e fonte é um canal (AWGN, *additive white gaussian noise*) sem desvanecimento, com  $E_b/N_0$  igual

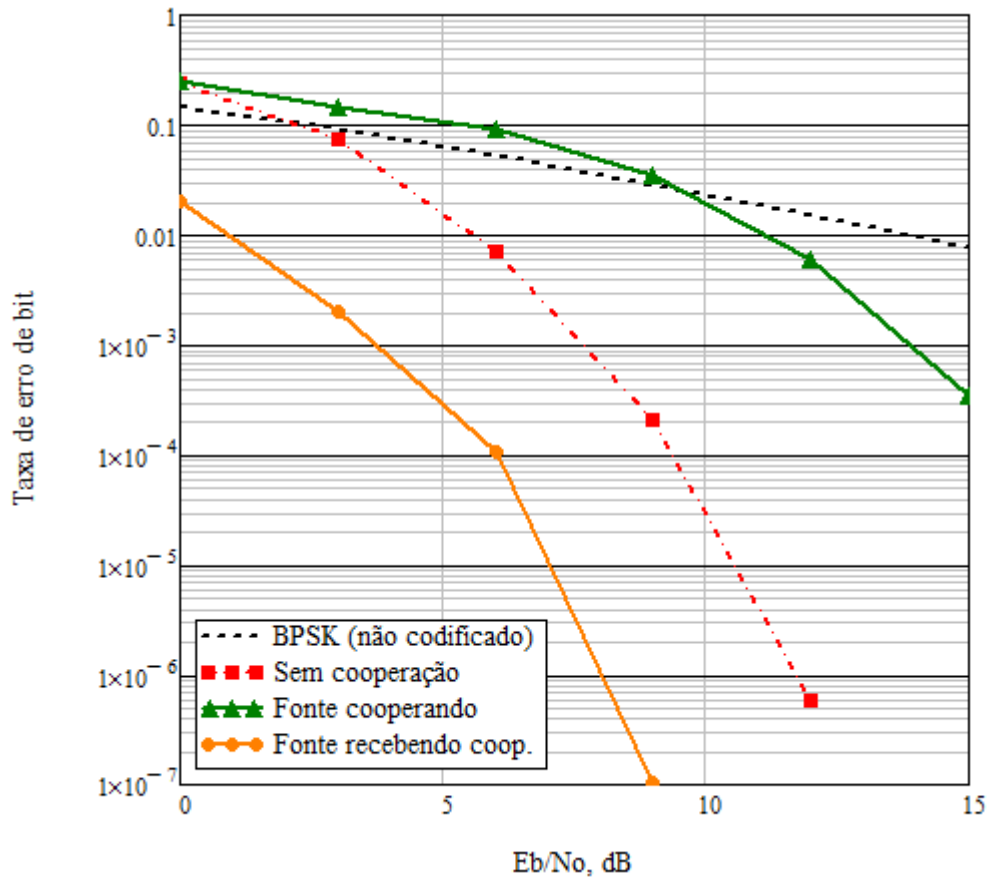
a 30 dB, para a primeira fase de simulação, simulando uma situação de grande proximidade entre tais nós e uma transmissão praticamente livre de erros. Para os cenários 1 e 2 da segunda fase de simulação o canal possui  $E_b/N_0$  igual a 30; 15; 10 e 5 dB e para o cenários 3 da segunda fase de simulação  $E_b/N_0 = 10$  dB.

O canal de comunicação entre repetidor e destino é um canal com desvanecimento plano e rápido do tipo Rayleigh, com ganhos independentes e identicamente distribuídos símbolo-a-símbolo,  $E\{g^2\} = 1$  e  $E_b/N_0 = 5,5$  dB para o primeiro cenário de simulação,  $E_b/N_0 = 10$ dB para o segundo cenário de simulação e  $E_b/N_0$  variável de 0 à 15 dB, com +5 dB em relação à média  $E_b/N_0$  do canal  $F-D$ , para o terceiro cenário de simulação.

Na **Figura 14**, e de acordo com os parâmetros de simulação na tabela **Tabela 1**, a curva laranja com marcadores circulares e a curva verde com marcadores triangulares representam o desempenho no sistema, ora com o nó repetidor dedicado à cooperação ora com o nó fonte dedicado à cooperação, respectivamente. A curva em vermelho, com marcadores quadrados, representa o desempenho do sistema sem cooperação, onde apenas o canal direto fonte-destino é utilizado para a transmissão dos dados da fonte. Já a curva pontilhada, em preto, corresponde à probabilidade de erro teórica para o sistema BPSK não codificado. Esses são os resultados obtidos com cooperação unilateral, no qual o esquema sugerido revelou grande potencial para ganhos de cooperação em canais com desvanecimento rápido. Neste caso, não se utilizou qualquer algoritmo de decisão de cooperação.

**Tabela 1** – Parâmetros de simulação (primeira fase da pesquisa).

Canais de transmissão	Configurações de canal SNR ( $E_b/N_0$ ) em dB	Cenários	Curvas de desempenho (fonte)
fonte-destino	0 – 15	Cooperação unilateral por parte do nó fonte	
fonte-repetidor repetidor-fonte	30 fixo	Sem cooperação	
repetidor-destino	5.5 fixo	Cooperação unilateral por parte do no repetidor	



**Figura 14** – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC.

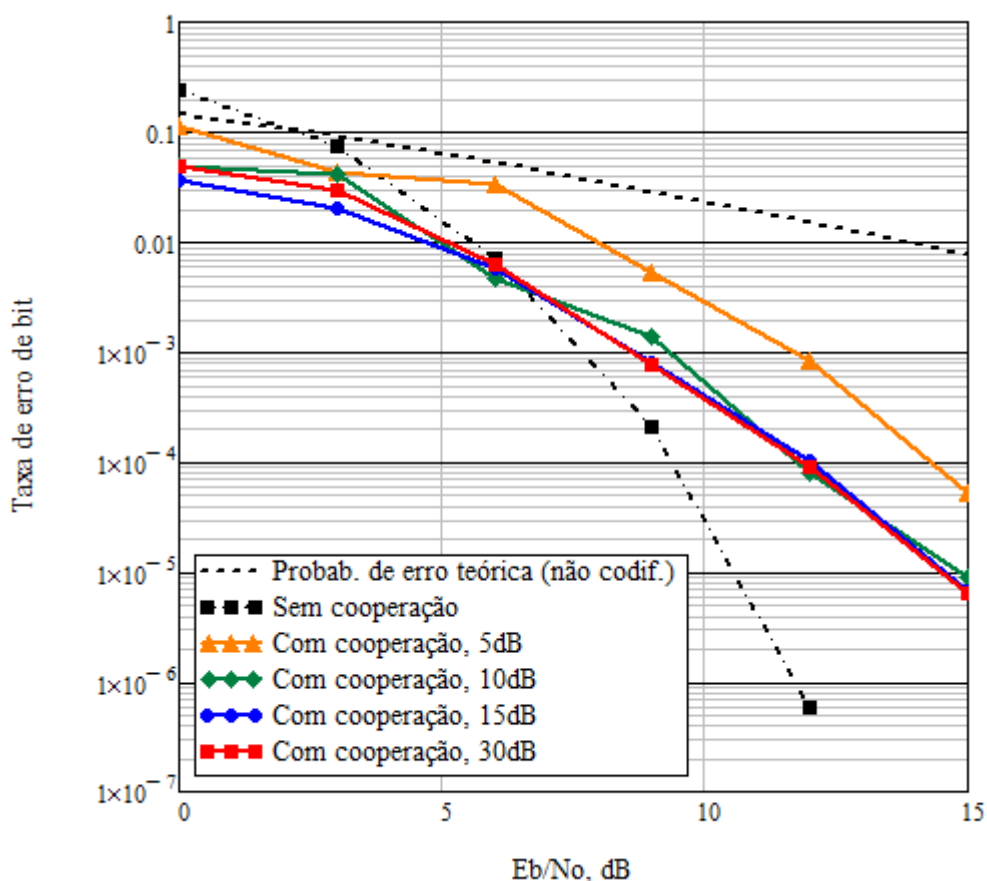
As curvas traçadas na **Figura 15** representam o desempenho do sistema no cenário onde é inserido o algoritmo de cooperação cega proposto, considerando valores fixos de  $E_b/N_0$ , para o canal entre os usuários fonte e repetidor, de 5; 10; 15 e 30 dB. O canal repetidor-destino ( $R-D$ ) é fixado com  $E_b/N_0$  igual a 5,5 dB. Para efeito de comparação, na **Figura 15**, na **Figura 16** e na **Figura 17**, foi traçada a curva em preto pontilhada, com marcadores quadrados, que representa o desempenho do sistema sem cooperação, e a curva de probabilidade de erro de bit teórica para o sistema BPSK não codificado, também em preto e pontilhada, sem marcador.

Percebe-se na **Figura 15** que para as curvas de desempenho com  $E_b/N_0$  fixados em 10; 15 e 30 dB no canal  $F-R$ , há um mesmo padrão de comportamento no desempenho do sistema. A curva de desempenho obtida com  $E_b/N_0$  igual a 5 dB fixo entre usuários revela um comportamento semelhante aos comportamentos obtidos

para valores de  $E_b/N_0$  iguais a 10; 15 e 30 dB, porém, com aproximadamente 3 dB de acréscimo aos valores de  $E_b/N_0$  para se obter a mesma taxa de erro de bit para toda a faixa de observação.

**Tabela 2** – Parâmetros de simulação (cenário 1 da segunda fase da pesquisa).

Canais de transmissão	Configurações de canal SNR ( $E_b/N_0$ ) em dB	Cenários	Curvas de desempenho (fonte)
repetidor-destino	5.5 fixo	-	-
fonte-destino	0 – 15	Sem cooperação	■ ■ ■
fonte-repetidor repetidor-fonte	5 fixo 10 fixo 15 fixo 30 fixo	Cooperação mútua automática	▲ ▲ ▲ ◆ ◆ ◆ ● ● ● ■ ■ ■



**Figura 15** – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal R-D com  $E_b/N_0 = 5,5$  dB.





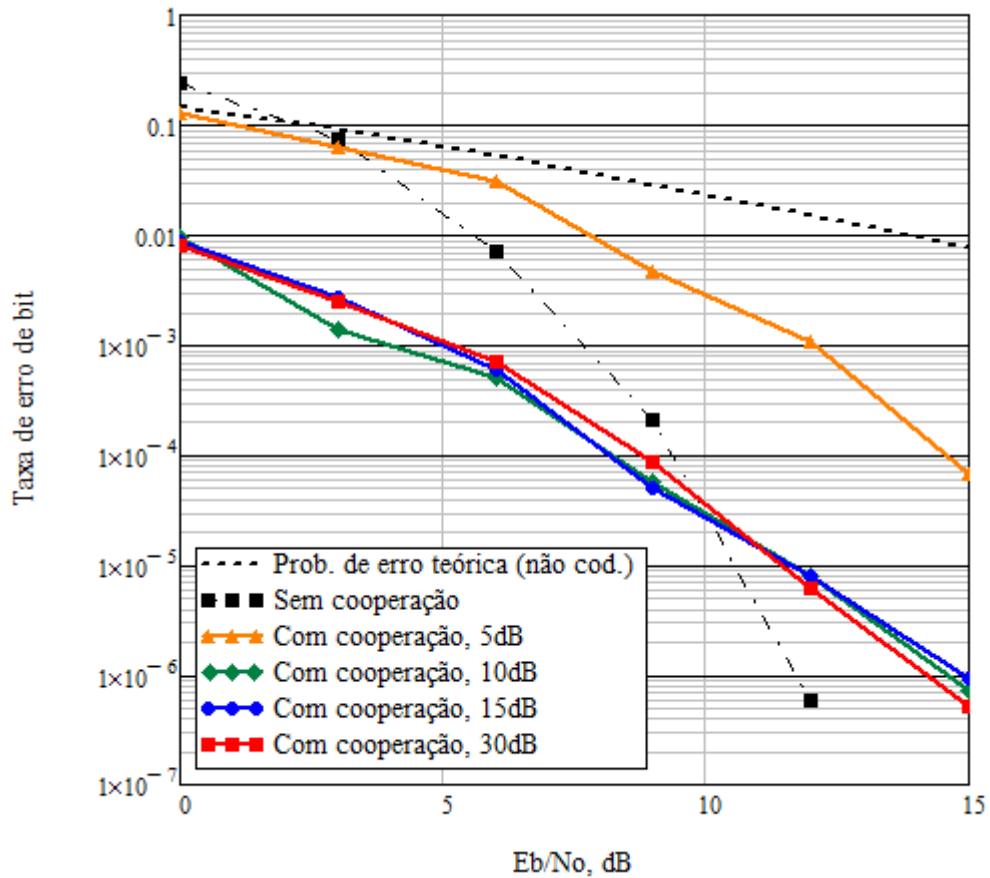
Ainda no cenário da **Figura 15**, uma discreta melhora pode ser observada, quando empregado o algoritmo de decisão de cooperação proposto, com ganho inicial de 3,5 dB em relação à curva de não cooperação, caindo para ganho zero para  $E_b/N_0$  aproximadamente igual a 7 dB (BER, *bit error rate*) igual a  $4 \times 10^{-3}$  quando o desempenho se torna equivalente ao desempenho do sistema sem cooperação. Importante observar que neste ponto de cruzamento, praticamente não há diferença de desempenho para os valores de  $E_b/N_0$  fixos em 10; 15 e 30 dB entre fonte-repetidor. Na faixa acima de  $E_b/N_0 = 7$  dB, o modelo de cooperação apresenta um desempenho inferior ao sem cooperação.

Com base nos resultados de desempenho mostrados na **Figura 15**, pode-se dizer que o sistema de cooperação proposto, empregado aos cenários considerados, não traz ganho significativo de desempenho.

Para obter os resultados da **Figura 16**, um segundo cenário é considerado onde o canal repetidor-destino  $R-D$  é fixado com  $E_b/N_0$  no valor de 10 dB.

**Tabela 3** – Parâmetros de simulação (cenário 2 da segunda fase da pesquisa).

Canais de transmissão	Configurações de canal SNR ( $E_b/N_0$ ) em dB	Cenários	Curvas de desempenho (fonte)
repetidor-destino	10 fixo	-	-
fonte-destino	0 – 15	Sem cooperação	
fonte-repetidor repetidor-fonte	5 fixo 10 fixo 15 fixo 30 fixo	Cooperação mútua automática	



**Figura 16** – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal R-D com  $E_b/N_0$  igual a 10dB.

As curvas de desempenho mostradas na **Figura 16** considerando valores fixos de  $E_b/N_0$  de 5; 10; 15 e 30 dB, para o canal entre os usuários fonte e repetidor, também mantiveram padrão de comportamento semelhante. No novo cenário, tem-se uma melhora com relação à curva de não cooperação, quando empregado o algoritmo de decisão de cooperação cega proposto. Na faixa de observação até 10 dB, aproximadamente, essas curvas correspondem a valores melhores de taxa de probabilidade de erro de bit, e como consequência, valores modestos na média de ganho de cooperação. Não obstante, praticamente não existe diferença em termos de BER para valores de  $E_b/N_0$  iguais a 10; 15 e 30 dB para o canal F-R e R-F, e as três curvas convergem para o desempenho do sistema sem cooperação quando o valor de  $E_b/N_0$  do canal F-D atinge 10 dB. Na faixa acima de 10 dB, o novo modelo apresenta um desempenho inferior ao sem cooperação.

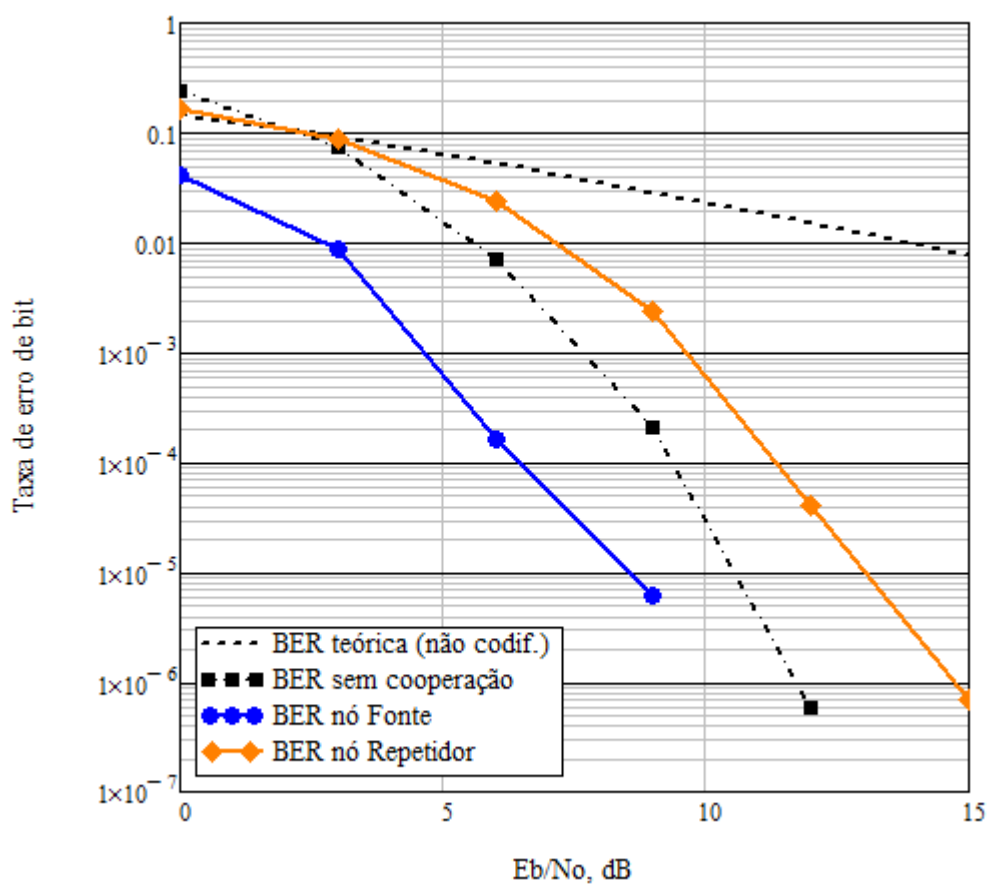
Logo, o novo método não se mostra eficaz nos cenários considerados. No entanto, este resultado sugere que este algoritmo de decisão cega possa ser inadequado para valores de  $E_b/N_0$  maiores do que 7 dB no primeiro cenário e 10 dB no segundo cenário. Desta forma, um algoritmo com realimentação poderia produzir uma curva de desempenho em que tanto o usuário fonte como o usuário repetidor se beneficiariam da cooperação codificada para qualquer valor de  $E_b/N_0$ .

Considerando apenas as curvas de desempenho para a cooperação dedicada mostradas na **Figura 14**, pode-se perceber que com a cooperação apenas por parte do nó fonte, há uma notável degradação no desempenho do nó que coopera, em relação à curva sem cooperação. Portanto ao simular uma transmissão com cooperação simultânea entre fonte e repetidor, a compensação na degradação de desempenho do nó que coopera não se mostra suficiente com o ganho de cooperação simultânea, proporcionado pelo nó parceiro, por este ganho ser relativamente menos expressivo. Ou seja, qualquer nó que esteja cooperando, ao receber cooperação, o ganho com esta cooperação recebida não é o suficiente para resultar uma curva de desempenho melhor que a curva de desempenho do sistema sem cooperação. Essa compensação é obtida de maneira parcial nos resultados da **Figura 15** e **Figura 16**.

Na **Figura 17** os resultados de desempenho foram obtidos com o terceiro cenário no qual se considera o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal  $R-D$  com valores de  $E_b/N_0$  variável, com 5 dB de acréscimo em relação à média de  $E_b/N_0$  do canal  $F-D$ . Os valores de  $E_b/N_0$  dos canais  $F-R$  e  $R-F$  são fixados em 10 dB, como apresentado na **Tabela 4**. A curva azul com marcadores circulares representa o desempenho do sistema com cooperação mútua automática sob o ponto de vista da fonte, ou seja, a informação de interesse é gerada pelo nó fonte. A curva em laranja, com losangos como marcadores, representa o desempenho do sistema também com cooperação mútua automática, porém, sob o ponto de vista do nó repetidor. Neste caso a informação de interesse para o destino é gerada no nó repetidor.

**Tabela 4** – Parâmetros de simulação (cenário 3 da segunda fase da pesquisa).

Canais de transmissão	Configurações de canal SNR ( $E_b/N_0$ ) em dB	Cenários	Curvas de desempenho (fonte)	Curvas de desempenho (repetidor)
fonte-repetidor repetidor-fonte	10 fixo	-	-	-
fonte-destino	0 – 15	Cooperação automática	●●●	◆◆◆
repetidor-destino	+5 variável			



**Figura 17** – Desempenho da Cooperação Codificada com SPCTPC Considerando o algoritmo de decisão de cooperação proposto para o canal R-D variável.

Nota-se na **Figura 17** que no cenário em que se tem um canal cooperativo sempre melhor que o canal principal direto, a melhoria no desempenho do sistema para o nó fonte é de aproximadamente 2 dB em relação ao desempenho no sistema

sem cooperação, ao longo da faixa de observação até 10 dB. Como esperado, o desempenho do sistema mostrado pelo ponto de vista do repetidor também é melhorado, cerca de 4 dB para uma BER de  $3 \times 10^{-4}$ , quando comparado com o desempenho da fonte apresentado na **Figura 14**. Porém, como pode ser visto na **Figura 17**, a melhora não é suficiente para anular a queda de desempenho do usuário que possui um canal de transmissão com menor  $E_b/N_0$  que seu parceiro, quando comparado com a curva de desempenho do sistema sem cooperação.

Um impasse que pode ser observado é na capacidade de detecção e correção de erro, quando se tem a decodificação no destino apenas pelo decodificador externo. Ou seja, em qualquer um dos casos em que o nó gerador das informações faz a cooperação, ou seja, especificamente nas situações descritas na Combinação 2 e Combinação 4. É oportuno ressaltar que com a decodificação apenas pelo decodificador externo, perde-se a função do decodificador interno, que se resume em corrigir a maioria dos erros introduzidos pelo canal.

Embora esses pontos sejam relevantes para o reflexo no comportamento das curvas de desempenho do esquema proposto, o método de cooperação usando símbolos de mensagem como símbolos cooperativos, mostra-se eficiente na simulação com a combinação 1. Pois, o ganho de codificação é de 3,5 dB para uma grande faixa de probabilidade de erro de bit, e pode ser estendido para 6 dB com o sistema onde a fonte recebe cooperação simultânea de dois repetidores, cujos resultados podem ser verificados no artigo apresentado no tópico 1.3 do capítulo 1. O potencial de desempenho com esses ganhos merecem ainda novas abordagens com outros métodos de decisão de cooperação. Por exemplo, o sistema usado em [39].

## Capítulo 5 - Conclusões

Nesta dissertação foi proposto um novo esquema de cooperação codificada com códigos produto de paridade simples e decodificação turbo, no qual a informação suave de canal do nó fonte e dos nós repetidores foi combinada de uma nova forma no nó de destino. Além de apresentar baixa complexidade de codificação e de decodificação, o esquema revelou potencial para proporcionar grandes ganhos de cooperação em canais com desvanecimento rápido. Além da proposta de cooperação codificada em si, o seu desempenho foi avaliado por simulação computacional, sob a ação de um algoritmo de decisão cega por cooperação. Ganhos atrativos de desempenho foram obtidos.

O algoritmo de decisão de cooperação cega não se mostrou totalmente apropriado com o uso do esquema de cooperação codificada proposto, pelo fato de que, com o algoritmo de decisão de cooperação cega, os ganhos de desempenho revelados ocorreram apenas quando um usuário recebe cooperação de outro usuário através de um canal com valores de  $E_b/N_0$  maior. Porém, grande potencial de ganho de cooperação foi revelado com o novo esquema proposto no modo de cooperação unilateral, com ganhos de 3,5 dB quando se tem um repetidor cooperando com o nó fonte.

### 2.3. Oportunidades para novos trabalhos

O novo método de cooperação com bits de mensagem, combinados adequadamente no destino, ainda merece ser explorado em outros cenários e com novas técnicas de decisão de cooperação, por desempenhar seu papel de maneira a obter ganhos com a decodificação no destino tanto com dois segmentos quanto com

um segmento. Há diversas possibilidades de se explorar e melhorar o desempenho do esquema proposto, com isso propõe-se os seguintes trabalhos:

- Com base nos resultados obtidos, fazer com que os codificadores e decodificadores usados no sistema proposto trabalhem com códigos de maior dimensão pode melhorar a capacidade de verificação de decodificação correta e, assim, melhorar o desempenho do sistema.
- Um algoritmo com realimentação também pode ser usado na tentativa de anular o efeito de cruzamento entre as curvas de desempenho do sistema sem cooperação e com cooperação, quando considerado o algoritmo de cooperação cega.
- Outras técnicas de decisão de cooperação também podem ser usadas com o intuito de encontrar um algoritmo de cooperação mais apropriado para ser usado com o sistema proposto. Como exemplo, a técnica de decisão de cooperação proposta por A. Sendonaris et al., 2003 [2] [3]. Ela se mostra com o desempenho melhor em comparação com a cooperação cega usada em [15] adotada para este trabalho. Nessa técnica, apenas cooperações mútuas são estabelecidas evitando cooperações unilaterais.
- Informações sobre o estado de *uplink* de cada usuário também podem ser usadas como diretrizes no auxílio à decisão de cooperação de cada nó [42]. Nesse caso, o destino comanda quem faz a cooperação, uma vez que, apenas um dos usuários receberá o benefício da mesma, por vez.

# Anexo

## Principais rotinas implementadas em Mathcad

**Sub-rotina de interleaving de bloco (linha, coluna) = (X, Y) (dimensões)**

$$\text{Interleaving}(X, Y, \text{Input}) := \left\{ \begin{array}{l} \text{for } j \in 0..X \cdot Y - 1 \\ \text{Output}_j \leftarrow \text{Input}_{\text{mod}[(j) \cdot Y, (X \cdot Y - 1)] + [(j) = (X \cdot Y - 1)] \cdot (X \cdot Y - 1)} \\ \text{Output} \end{array} \right.$$

### Interleaving aleatório

$$\text{Interleaving}_D(A) := \left\{ \begin{array}{l} B_0 \leftarrow \text{round}(1 + \text{rnd}(2^{31} - 1)) \\ \text{for } j \in 0.. \text{last}(A) - 1 \\ B_{j+1} \leftarrow \text{mod}(7^5 B_j, 2^{31} - 1) \\ BS \leftarrow \text{sort}(B) \\ AS_{\text{last}(A)} \leftarrow 0 \\ \text{for } j \in 0.. \text{last}(A) \\ \left\{ \begin{array}{l} \text{Ind}_j \leftarrow \text{match}(BS_j, B)_0 \\ AS_j \leftarrow A_{\text{Ind}_j} \end{array} \right. \\ (AS \text{ Ind})^T \end{array} \right.$$

### De-interleaving correspondente

$$\text{Deinterleaving}_D(X, x) := \left\{ \begin{array}{l} BS \leftarrow \text{sort}(x) \\ AS_{\text{last}(X)} \leftarrow 0 \\ \text{for } j \in 0.. \text{last}(X) \\ AS_j \leftarrow X_{\text{match}(BS_j, x)_0} \\ AS \end{array} \right.$$



## Rotina para geração do código $D$ -dimensional unipolar (comprimento $n$ )

```

CDD(Data, D, n) :=
  for bloco ∈ 0..  $\frac{(n-1)^D}{(n-1)} - 1$ 
  |
  | X ← submatrix[Data, bloco (n-1), bloco (n-1) + (n-1) - 1, 0, 0]
  | C0, bloco ← stack  $\left( X, \text{mod} \left( \sum_{j=0}^{\text{last}(X)} X_j, 2 \right) \right)^T$ 
  |
  | for j ∈ 0.. (n-1)D-1 - 1
  |   Cunblockedj ←  $\left[ \left( C^T \right)_{\text{floor} \left( \frac{j}{n} \right)}^T \right]_{\text{mod}(j, n)}$ 
  |
  | for d ∈ 1.. D - 1
  |   CunblockedInterleaved ← Interleaving  $\left[ (n)^{d-1} (n-1)^{D-d}, n, C_{\text{unblocked}} \right]$ 
  |   for bloco ∈ 0..  $n^d (n-1)^{D-d-1} - 1$ 
  |   |
  |   | X ← submatrix[CunblockedInterleaved, bloco (n-1), bloco (n-1) + (n-1) - 1, 0, 0]
  |   | C10, bloco ← stack  $\left( X, \text{mod} \left( \sum_{j=0}^{\text{last}(X)} X_j, 2 \right) \right)^T$ 
  |   |
  |   | for j ∈ 0..  $(n)^{d+1} (n-1)^{D-d-1} - 1$ 
  |   |   Cunblockedj ←  $\left[ \left( C_1^T \right)_{\text{floor} \left( \frac{j}{n} \right)}^T \right]_{\text{mod}(j, n)}$ 
  |   |
  |   U ←  $\begin{cases} \text{PermutC1} & \text{if } (D = D_o \wedge n = n_o) \\ \text{PermutC2} & \text{otherwise} \end{cases}$ 
  |   for j ∈ 0..  $n^D - 1$ 
  |     Zj ← CunblockedUj
  |
  Z

```

**Rotina de decodificação Turbo do código  $D$ -dimensional com componentes de comprimento  $n$ , a partir da LLR de canal  $L_c$  com iteração**

```

TurboDec(Lc, D, n, I) :=
  B ← | PermutC1 if (D = Do ∧ n = no)
      | PermutC2 otherwise
  Lc ← | BS ← sort(B)
      | ASlast(Lc) ← 0
      | for j ∈ 0..last(Lc)
      |   ASj ← Lcmatch(BSj, B)0
      | AS
  ARRAY ← | for j ∈ 0..nD - 1
          |   Indexj ← j
          |   for d ∈ 0..D - 1
          |     for j ∈ 0..nD - 1
          |       Ad,j ← Indexmod[ $\binom{n}{d}$  j, nD - 1] +  $\binom{n}{n-d-l=j}$   $\binom{n}{n-d-1}$ ]
          |   A
  for d ∈ 0..D - 1
  for j ∈ 0..nD - 1
  | LeDeInterleavedj,d ← 0
  | Ldj,d ← 0
  for i ∈ 0..I - 1
  for d ∈ 0..D - 1
  | Ld ←  $\sum_{h=0}^{D-1} [LeDeInterleaved^{(h)} (LeDeInterleaved^{(h)} \neq LeDeInterleaved^{(d)})]$ 
  | for blk ∈ 0.. $\frac{n^D}{n} - 1$ 
  |   for j ∈ 0..n - 1
  |     Lj ← [Lc(ARRAYd,blk n+j) + Ld(ARRAYd,blk n+j)]
  |     for u ∈ 0..n - 1
  |       TEMP ← Lu
  |       Lu ← ∞
  |       LL(u) ← sort(L)
  |       Leblk n+u ←  $\left[ \prod_{j=0}^{n-2} \text{sign}[(LL^{(u)})_j] \right] \min(\overline{[LL^{(u)}]})$  on error 2  $\text{atanh} \left[ \prod_{j=0}^{n-2} \tanh \left[ \frac{(LL^{(u)})_j}{2} \right] \right]$ 
  |       Lu ← TEMP
  |     for u ∈ 0..nD - 1
  |       LeDeInterleavedu,d ← Lc[ARRAY(mod(D-d, D), u)]
  for u ∈ 0..nD - 1
  | Ltu ← Lcu +  $\sum_{d=0}^{D-1} LeDeInterleaved_{u,d}$ 
  | CodeRxu ← | 0 if Ltu > 0
              | 1 otherwise
  for j ∈ 0..nD - 1
  | CodeRxFj ← CodeRx(Bj)
  | LtFj ← Lt(Bj)
  [submatrix[CodeRxF, 0, (n - 1)D - 1, 0, 0] submatrix[LtF, 0, (n - 1)D - 1, 0, 0] CodeRx CodeRxF]T

```

## Rotina Principal

### Decodificação no nó cooperador:

```

InfoC1srEstimado ← TurboDec ( DeinterleavingD ( submatrix ( Lcsr,0,noDo-1,0,0 ), C1DI1 ), Do, no, Io )0
DecoderC1srOUT ← TurboDec ( DeinterleavingD ( submatrix ( Lcsr,0,noDo-1,0,0 ), C1DI1 ), Do, no, Io )
InfoC1RsrEstimado ← TurboDec ( DeinterleavingD ( submatrix ( Lcrs,0,noDo-1,0,0 ), C1DI1 ), Do, no, Io )0
DecoderC1RrsOUT ← TurboDec ( DeinterleavingD ( submatrix ( Lcrs,0,noDo-1,0,0 ), C1DI1 ), Do, no, Io )
DetecBsr ←  $\left[ \sum_{d=0}^{D_o-1} \sum_{\text{blk}=0}^{n_o^{D_o-1}-1} \left[ \text{mod} \left[ \sum_{u=0}^{n_o-1} (\text{DecoderC1}_{\text{srOUT}})_2 \right]_{\text{ARRAY}_{d,\text{blk}_{n_o+u}}}, 2 \right] = 1 \right] \neq 0$ 
DetecBsrC blocos ← DetecBsr
DetecBrs ←  $\left[ \sum_{d=0}^{D_o-1} \sum_{\text{blk}=0}^{n_o^{D_o-1}-1} \left[ \text{mod} \left[ \sum_{u=0}^{n_o-1} (\text{DecoderC1R}_{\text{rsOUT}})_2 \right]_{\text{ARRAY}_{d,\text{blk}_{n_o+u}}}, 2 \right] = 1 \right] \neq 0$ 
DetecBrsC blocos ← DetecBrs

```

```

C1RsrRec ← CDD ( DecoderC1RrsOUT0, Do, no )
if DetecBrs ≠ 0
  if DetecBsr = 0
    C1srRec ← CDD ( DecoderC1srOUT0, Do, no )
    C1srRecodedDI ← RI ( C1srRec, B )0
    ZniDi-noDo-1 ← 0
    C1rdRecodedDI ← stack ( C1srRecodedDI, Z )-2+1

```

```

for x ∈ 0.. niDi-1
  r1rdx ← C1rdRecodedDIx √Es βrdx + ηrdx
  Lc1rdx ←  $\frac{2 \sqrt{Es} \beta_{\text{csird}}}{\text{var}_{\text{rd}_p}} x r1_{\text{rd}_x} (x < n_o^{D_o}) [x < (n_i^{D_i} - n_o^{D_o})]$ 
  Bitcoop ← 0
otherwise
  for x ∈ 0.. niDi-1
    Lc1rdx ← ( x > niDi )
    Bitcoop ← 0
otherwise
  if DetecBsr = 0
    C1srRec ← CDD ( DecoderC1srOUT0, Do, no )
    C1srRecodedDI ← RI ( C1srRec, B )0
    ZniDi-noDo-1 ← 0
    C1rdRecodedDI ← stack ( C1srRecodedDI, Z )-2+1

```

### Continuação:

```

for x ∈ 0 .. niDi - 1
    r1rdx ← C1rdRecordedDI x √Es βrdx + ηrdx
    Lc31Rrdx ←  $\frac{2 \sqrt{Es} \beta_{csird} x}{\text{var}_{rd_p}}$  r1rdx (x < noDo) [x < (niDi - noDo)]
Lc31sd ← Lcsd
for x ∈ 0 .. niDi - 1
    Lcsdx ← (x > niDi)
Bitcoop ← 1
otherwise
    Lc31sd ← Lcsd
    for x ∈ 0 .. niDi - 1
        Lcsdx ← (x > niDi)
        Lc31Rrdx ← x > niDi
    Bitcoop ← 1

```

### Decodificação no destino:

```

Data2estimado ← if Bitcoop = 0
    SI2D ← DeinterleavingD(TurboDec(Lc1rd + Lcsd, Di, ni, Ii)1, C1DI1)
    TurboDec(SI2D, Do, no, Io)0
    TurboDec(DeinterleavingD(submatrix(Lc31sd + Lc31Rrd, 0, noDo - 1, 0, 0), C1DI1), Do, no, Io)0 otherwise
Dataestimado ← Data2estimado
Cblocos ← Cblocos + 1
Cerros ← Cerros +  $\sum_{j=0}^{\text{last}(\text{SourceData})} (\text{SourceData}_j \oplus \text{Data}_{\text{estimado}}_j)$ 
berp ←  $\frac{C_{\text{erros}}}{k_o^{D_o} C_{\text{blocos}}}$ 

```

ber

## Referências Bibliográficas

- [1] C. Ö.Oruç and Ü.Aygözü, “M-PSK Cooperative Trellis Codes for Coordinate Interleaved Coded Cooperation”, *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking, Special Issue on Cooperative Communications in Wireless Networks*, vol. 2009, Article ID 367097, 2009.
- [2] A. Sendonaris, E. Erkip, and B. Aazhang, “User cooperation diversity. part I. system description”, *IEEE Trans. Commun.*, vol. 51, no. 11, pp. 1927 – 1938, Nov. 2003.
- [3] A. Sendonaris, E. Erkip, and B. Aazhang, “User cooperation diversity. Part II. Implementation aspects and performance analysis”. *IEEE Trans. Commun.*, vol. 51, no. 11, pp. 1939 – 1948, Nov. 2003.
- [4] D. A. Guimarães, R. A. A. Souza, “Transmissão Digital: Princípios e Aplicações”. 2. ed. Revisada, São Paulo: *Editora Érica Ltda.*, pp. 273-275, 2014.
- [5] H. Hourani, “An Overview of Diversity Techniques in Wireless Communication Systems”, Postgraduate Course in Radio Communications, *Helsinki University of Technology, IEEE JSAC*, pp. 1200, no. 5, October. 2004.
- [6] M. K. Simon and M. S. Alouini, "Digital communications over fading channels (M.K. Simon and M.S. Alouini; 2005) [book review]", *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 54, no. 7, pp. 3369 -3370, July. 2008
- [7] A. Sendonaris, E. Erkip, and B. Aazhang, “Increasing uplink capacity via user cooperation diversity,” in *Proc. ISIT*, Aug. 1998.
- [8] J. Nicholas Laneman, “An Efficient Protocol for Realizing Cooperative Diversity in Wireless Networks”, *IST 2001*, Washington, DC, June, 24-29, 2001.
- [9] I. Telatar, “Capacity of multi-antenna Gaussian channels,” *Eur. Trans. Telecommun.*, vol. 10, no. 6, pp. 585–595, Nov./Dec. 1999.

- [10] G. Foschini and M. Gans, “On limits of wireless communications in a fading environment when using multiple antennas,” *Wireless Pers. Commun.*, pp. 311–335, 1998.
- [11] V. Tarokh, N. Seshadri, and A. Calderbank, “Space–time codes for high-data-rate wireless communication: Performance criterion and code construction,” *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 44, pp. 744–765, Mar. 1998.
- [12] E. Van der Meulen, “Three-terminal communication channels,” *Advances in Applied Probability*, vol. 3, pp. 120–154, September. 1971.
- [13] T. Cover, A. E. Gamal, “Capacity Theorems for Relay Channel”, *IEEE Transactions on Information Theory*, Vol. 25, Issue 5, pp. 572- 584, Sep, 1979
- [14] S. Valentin, et al., "Cooperative wireless networking beyond store-and-forward: perspectives for PHY and MAC design", in *Proceedings of the Wireless World Research Forum (WWRF '06)*, WG3 whitepaper, 2006.
- [15] T. E. Hunter and A. Nosratinia, “Cooperation diversity through coding”, in *Proc. ISIT*, p. 220, Jul. 2002.
- [16] A. Nosratinia and T. E. Hunter, A. Hedayat, “Cooperative Communication in Wireless Networks”. *IEEE Communications Magazine*, October, 2004.
- [17] B. Zhao and M. C. Valenti, “Distributed turbo codes: towards the capacity of the relay channel,” in *Proc. VTC-Fall*, vol. 1, pp. 322-326, Oct. 2003.
- [18] E. A. Obiedat and L. Cao, “Soft information relaying for distributed turbo product codes (SIR-DTPC),” *IEEE Signal Proc. Letters*, vol.17, no. 4, pp. 363-366, Apr. 2010.
- [19] M. N. Khormuji and E. G. Larsson, “Cooperative transmission based on decode-and-forward relaying with partial repetition coding,” *IEEE Trans. Wireless Commun*, vol. 8, no. 4, pp. 1716-1725, April 2009.
- [20] D. M. Rankin and T. A. Gulliver, “Single parity check product codes”, *IEEE Trans. Commun.*, vol. 49, no. 8, pp. 1354–1362, Aug. 2001.
- [21] D. M. Rankin, T. A. Gulliver, and D. P. Taylor, “Parallel and serial concatenated single parity check product codes”, *EURASIP J. Applied Signal Proc.*, no. 6, pp. 775–783, 2005.
- [22] D. A. Guimarães, G. G. R. Gomes, G. V. Barbosa and B. F. Uchôa-Filho, “Coded Cooperation with Single Parity-Check Turbo-Product Codes over Fast

- Fading Channels”, *International Telecommunication Symposium – ITS 2014*, São Paulo, Brazil, Aug. 2014.
- [23] V. L. D. Ferro . “Comparação Entre Algoritmos de Decisão em Sistemas de Comunicação com Codificação Cooperativa”. Dissertação de Mestrado, *Instituto Nacional de Telecomunicações – INATEL*, Santa Rita do Sapucaí, MG, Agosto, 2011.
- [24] D. Skraparlis, V.K. Sakarellos, A.D. Panagopoulos, J.D. Kanellopoulos, “Outage performance analysis of cooperative diversity with MRC and SC in correlated lognormal channels”, *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking 2009*, 7 pages. Article ID 707839. 2009.
- [25] A. Nosratinia and T. E. Hunter, “Cooperative Communication in “Wireless Networks”, Adaptive Antennas and MIMO Systems for Wireless Communication, *IEEE Communications Magazine*, October 2004.
- [26] J. N. Laneman, G. W. Wornell, D. N. C. Tse, “An Efficient Protocol for Realizing Cooperative Diversity in Wireless Networks”, in *Proc. IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Washington, D. C., pp. 294. June, 2001.
- [27] J. N. Laneman, D. N. C. Tse; G. W. Wornell, “Cooperative Diversity in Wireless Networks: Efficient Protocol and Outage Behavior”. *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 50, no. 12, pp. 3062-3080, Dec. 2004.
- [28] S. Agnihitri, S. Jaggi and M. Chen; “Amplify-and-Forward in Wireless Relay Networks”; Department of Information Engineering, The Chinese University of Hong Kong; cs.IT; Jun 2011.
- [29] R. Hu and J. Li, “Practical Compress-Forward in User Cooperation: Wyner-Ziv Cooperation,” in *Proc. Int. Symp. Info. Theory*, pp. 489–493, July 2006.
- [30] C. Berrou; “Codes and turbo codes”, *Translated from the French by Janet Ormrod*, p. 280 à 293; Book 2010.
- [31] C. Berrou; A. Glavieux, “Near optimum error correcting coding and decoding: Turbo-Codes”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 44 10, pp. 1261-1271, October 1996.

- [32] Pyndiah, R. M. “Near-optimum decoding of product codes: Block Turbo Codes”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 46 8, pp. 1003-1010, August 1998.
- [33] P. Elias. “Error-free coding”. *IEEE Transactions on Information Theory*, 4(4):29–39, Sept. 1954.
- [34] I. Savorgnan and N. Benvenuto, “Single Parity Check Product Codes”, Corso di Laurea Triennale in Ingegneria Dell’ Informazione, *Università Degli Studi Di Padova*, 2009-2010.
- [35] A. Abbasfar, “Turbo-Like Codes”, Design for High Speed Decoding, p. 5 à 17, Book 2007.
- [36] D. A. Guimarães, “Digital Transmission: A Simulation-Aided Introduction with VisSim/Comm. Berlin-Heidelberg”, *Germany: Springer-Verlag, Inc.*, pp. 806-828, 2009.
- [37] D. A. Guimarães, “Decodificação Turbo de Códigos Produto de Paridade Simples”, *Revista Telecomunicações*, Vol. 5, No. 1, pp. 11-28: Inatel. Santa Rita do Sapucaí, MG, Junho, 2002.
- [38] Guimarães, D. A., “Noções Sobre Decodificação Turbo: Um Estudo de Caso para os Códigos SPC-TPC”, *Revista Científica Periódica - Telecomunicações*, Vol. 08, No. 01, pp. 11-28: Inatel. Santa Rita do Sapucaí, MG, Setembro, 2005.
- [39] A. Stefanov and E. Erkip, “Cooperative coding for wireless networks”, in Proc., *IEEE Transactions on Communications*, vol. 52, no. 9, September. 2004.
- [40] T. E. Hunter and A. Nosratinia, “Cooperative Diversity through Coding”, The University of texas at Dallas, USA, *ISIT 2002*, Lausanne, Switzerland, June – July, 2002.
- [41] G. D. Forney Jr, “Concatenated Codes”, Ph.D. Thesis, Cambridge, Massachusetts Institute of Technology - MIT, USA, 1966.
- [42] V. L. D. Ferro, G. G. R. Gomes and L. L. Mendes, “Comparison between decision algorithms in communication systems with cooperative coding”, *International Workshop on Telecommunications – IWT*, Rio de Janeiro, Brazil, May. 2011.