

**UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA
ELÉTRICA**

Maria Cláudia de Almeida Castro

**TAXAS ALCANÇÁVEIS E PROJETO DE CÓDIGOS
PARA O CANAL DE RETRANSMISSÃO BIDIRECIONAL**

Florianópolis

2016

Maria Cláudia de Almeida Castro

**TAXAS ALCANÇÁVEIS E PROJETO DE CÓDIGOS
PARA O CANAL DE RETRANSMISSÃO BIDIRECIONAL**

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica para a obtenção do Grau de Doutor em Engenharia Elétrica.

Orientador

Prof. Bartolomeu Ferreira Uchôa Filho, Ph.D. - UFSC

Coorientador

Prof. Danilo Silva, Ph.D. - UFSC

Florianópolis

2016

Ficha de identificação da obra elaborada pelo autor, através do Programa de Geração Automática da Biblioteca Universitária da UFSC.

Castro, Maria Cláudia de Almeida

Taxas Alcançáveis e Projeto de Códigos para o Canal de Retransmissão Bidirecional / Maria Cláudia de Almeida Castro ; orientador, Bartolomeu Ferreira Uchôa Filho ; coorientador, Danilo Silva. - Florianópolis, SC, 2016. 78 p.

Tese (doutorado) - Universidade Federal de Santa Catarina, Centro Tecnológico. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica.

Inclui referências

1. Engenharia Elétrica. 2. Canal de retransmissão bidirecional. 3. Redes sem fio. 4. Codificação de rede na camada física. 5. Computa e encaminha. I. Uchôa Filho, Bartolomeu Ferreira . II. Silva, Danilo. III. Universidade Federal de Santa Catarina. Programa de Pós Graduação em Engenharia Elétrica. IV. Título.

Aos meus pais, Fernando e Glória, que sempre me ensinaram agir com respeito, simplicidade, dignidade, honestidade e amor ao próximo.

Aos meus filhos, Bruno e Maria Clara, por me abraçarem, me beijarem e simplesmente me acolherem nos momentos difíceis.

Ao meu marido, Odilson, por simplesmente existir.

AGRADECIMENTOS

Ao Instituto Federal de Santa Catarina (IFSC), especialmente à Área de Telecomunicações do Câmpus São José, pelo apoio e liberação para esta capacitação.

À Universidade Federal de Santa Catarina, ao Departamento de Engenharia Elétrica, ao Laboratório de Comunicações e Sistemas Embarcados e em especial ao Grupo de Pesquisa em Telecomunicações (GPqCom), pela aceitação no Programa de Pós-Graduação e por oferecer as condições necessárias à conclusão do curso.

À Faculdade de Engenharia da Universidade do Porto, pelo apoio e receptividade. Em especial ao Prof. João Barros e o amigo Tiago Vinhoza por sua eterna paciência e sabedoria.

Aos professores membros da Banca Examinadora, pelas excelentes contribuições e produtivas discussões durante a avaliação do trabalho.

Ao meu orientador e amigo Prof. Bartolomeu pelas suas valiosas contribuições, paciência, humildade e por sempre achar tempo para todos.

Ao meu coorientador e amigo Prof. Danilo pelas contribuições e horas dedicadas em tentar me fazer ler, escrever e pensar matemática.

Aos meus amigos do GPqCom, Ricardo e Juliana, pelos almoços no RU, pelas risadas, pelo apoio nos momentos difíceis.

Aos meus amigos do IFSC que serão difíceis de citar nominalmente mas que sempre estiverem ao meu lado, me apoiando, me ajudando no MatLab, no Latex, nas festas, nas gargalhadas. Tenho orgulho de nosso grupo, de nosso trabalho e dedicação. Verdadeiros exemplos de servidores públicos!

Aos meus novos amigos da reitoria, por me aceitarem de coração aberto, acreditarem em mim e estarem presentes nesta reta final com palavras de incentivo. Em especial André, Cristina e Heitor.

Ao meu casal de amigos, Alexandre e Mônica, pela amizade duradoura e por estarem sempre por perto.

Ao meu amigo de estudos, de trabalho, meu caroneiro predileto, Bruno, por suas contribuições fundamentais para a conclusão dessa pesquisa. Você organizava meus pensamentos, muito obrigada por tudo!

À minha amiga Nancy, pelas suas palavras certas nas horas incertas, inúmeros cafés e por estar presente nos momentos mais difíceis de minha vida.

Aos meus médicos, Luciano e Alberto, por devolverem a minha qualidade de vida, pela amizade e pela grande competência.

A todos os que contribuíram, seja tecnicamente ou emocionalmente, o meu muito obrigada! Amo todos vocês.

*“N3o existe um caminho para a felicidade.
A felicidade 3 o caminho.” Mahatma Gandhi*

RESUMO

Esta tese apresenta um estudo sobre o chamado canal de retransmissão bidirecional (TWRC, do inglês *Two Way Relay Channel*) sob diferentes técnicas de transmissão. Como primeira contribuição, é obtido para cada técnica de transmissão o limitante teórico para a taxa efetiva de transferência, em função da relação sinal-ruído (SNR, do inglês *Signal to Noise Ratio*), bem como é indicada a correspondente taxa de mensagem ótima, ou seja, aquela com a qual a máxima taxa efetiva pode ser alcançada. Expressões otimizadas para as duas taxas (ambas expressas em bits por símbolo complexo) são derivadas para o TWRC sob desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh e sob as técnicas de transmissão de roteamento (RO), de codificação de rede (NC) e de codificação de rede na camada física (PNC). Para PNC, foram consideradas as estratégias de retransmissão Decodifica-e-Encaminha (DF) e Computa-e-Encaminha (CF). Além disso, para aumentar a taxa de transferência na técnica PNC, foi considerada a utilização de um *buffer* de pacotes (PB) na estação *relay*. A partir dos resultados numéricos, várias conclusões importantes foram obtidas, como por exemplo que CF-PNC com PB é a melhor técnica para SNR de moderada a alta. Como segunda contribuição desta tese, formas de codificação de canal integrada à codificação de rede na camada física foram consideradas, visando alcançar ou se aproximar da máxima taxa efetiva de transferência e assim validar os limitantes obtidos. Para a estratégia DF-PNC, foram projetados códigos de canal integrados turbo com diferentes taxas de mensagens. A fim de melhorar o desempenho, foram implementadas modificações no algoritmo de decodificação dos códigos turbo propostos. Para a estratégia CF-PNC, a técnica de codificação de rede via reticulados sobre anéis de inteiros, recentemente introduzida por Feng, Silva e Kschischang, foi considerada. Foram projetados códigos de reticulados sobre anéis de inteiros complexos obtidos a partir de códigos turbo binários, fazendo uso da Construção A Levantada. Resultados de simulação envolvendo as duas propostas de codificação de canal integrada à codificação de rede na camada física associadas às técnicas DF-PNC e CF-PNC corroboram os resultados teóricos sobre taxas obtidos na primeira parte desta tese.

ABSTRACT

This Ph.D. dissertation presents a study of the so-called two-way relay channel (TWRC) under different transmission techniques. As a first contribution, the theoretical limit on the effective transfer rate, as a function of the signal-to-noise ratio (SNR), as well as the corresponding message rate (i.e., the information rate at which the maximum effective transfer rate is achieved) are obtained. Optimized expressions for the two rates (both expressed in bits per complex symbol) are derived for the TWRC under quasi-static Rayleigh fading and under three transmission techniques, namely, routing (RO), network coding (NC), and physical-layer network coding (PNC). For PNC, the decode-and-forward (DF) and compute-and-forward (CF) retransmission strategies are considered. Additionally, in order to increase the transfer rate in PNC, the utilization of a packet buffer (PB) is considered in the relay station. From numerical simulation results, several important conclusions are drawn, for instance, that CF-PNC with PB is the best technique for moderate-to-high SNR. As a second contribution of this dissertation, forms of channel coding integrated to physical-layer network coding are considered, aiming at achieving or approaching the maximum effective transfer rate, thus validating the derived limits. For the DF-PNC strategy, integrated turbo channel codes with different message rates are designed. To get a better performance, some modifications are implemented in the decoding algorithms for the proposed turbo codes. For CF-PNC, the technique named network coding via lattices over integer rings, recently introduced by Feng, Silva, and Kschischang, is considered. Lattice codes over complex integer rings obtained from binary turbo codes, making use of Lifted Construction A, are designed. Simulation results for the two proposed channel coding techniques integrated to physical-layer network coding, associated with DF-PC and CF-PNC, corroborate the theoretical results on rates obtained in the first part of the dissertation.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1	Técnicas de comunicação para o TWRC: (A) Roteamento, (B) Codificação de rede e (C) Codificação de rede na camada física.	24
Figura 2	Taxa de mensagem ótima versus SNR para o canal quase-estático com desvanecimento Rayleigh e com <i>buffer</i> de pacotes. ...	39
Figura 3	Taxa-soma efetiva alcançável, R^* (para ótima r^*), versus SNR para o TWRC com RO, NC, DF-PNC, e CF-PNC, para canal com desvanecimento quase-estático Rayleigh.	41
Figura 4	Ganho de SNR obtido com o <i>buffer</i> de pacotes versus taxa-soma efetiva, R^* (para ótima r^*), para o TWRC com CF-PNC e DF-PNC.	42
Figura 5	Modelo do Sistema.	46
Figura 6	Estrutura da treliça produto.	48
Figura 7	Comparação de desempenho da taxa de erro de frame (FER) entre os processos de decodificação XOR- \mathbb{F}_4 e XOR tradicional, para o canal de acesso múltiplo.	52
Figura 8	Taxa-soma efetiva do sistema TWRC com DF-PNC e código turbo.	54
Figura 9	Constelação recebida no <i>relay</i> quando os ganhos de canal são reais e iguais a $h_1 = 1$ e $h_2 = 2$	57
Figura 10	Constelação recebida no <i>relay</i> quando os ganhos de canal são ortogonais.	58
Figura 11	Modelo do codificador Turbo-LNC na fonte S_l	62
Figura 12	Modelo do decodificador para o código Turbo-LNC.	64
Figura 13	FER do código Turbo-LNC no <i>relay</i> com canais sujeitos a desvanecimento Rayleigh.	67
Figura 14	Taxa-soma efetiva do sistema TWRC com CF-PNC e código Turbo-LNC.	68

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 Mapeamento PNC para canais com desvanecimento... 47

LISTA DE ABREVIATURAS

- AF** *Amplify-and-Forward*
- ANC** *Analog Network Coding*
- AWGN** *Additive White Gaussian Noise*
- BC** *Broadcast*
- BPSK** *Binary Phase-Shift keying*
- CF** *Compute-and-Forward*
- CRC** *Cyclical Redundancy Check*
- CsF** *Compress-and-Forward*
- CSI** *Channel State Information*
- DF** *Decode-and-Forward*
- FER** *Frame Error Rate*
- LDPC** *Low-Density Parity-Check*
- LLR** *Log Likelihood Ratio*
- LNC** *Lattice Network Coding*
- MA** *Multiple Access*
- NC** *Network Coding*
- PB** *Packet Buffering*
- PNC** *Physical-Layer Network Coding*
- PP** *Ponto-a-Ponto*
- RO** *Roteamento*
- RSC** *Recursive Systematic Convolutional*
- SNR** *Signal-to-Noise Ratio*
- TWRC** *Two-Way Relay Channel*

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO	21
1.1 MOTIVAÇÃO	23
1.2 OBJETIVOS	26
1.2.1 Objetivo geral	26
1.2.2 Objetivos específicos	26
1.3 ESTRUTURA DO DOCUMENTO	27
2 MODELO DO SISTEMA ADOTADO E REGIÕES DE CAPACIDADE	29
2.1 INTRODUÇÃO	29
2.2 MODELO DO SISTEMA	29
2.3 REGIÃO DE CAPACIDADE PARA OS CANAIS BÁSICOS	31
2.3.1 Canal ponto-a-ponto, de difusão e de acesso múltiplo com Decodifica-e-Encaminha	31
2.3.2 Canal de acesso múltiplo com Computa-e-Encaminha	32
2.4 CONCLUSÕES	33
3 TAXA-SOMA EFETIVA DE TRANSMISSÃO	35
3.1 INTRODUÇÃO	35
3.2 TAXA EFETIVA PARA OS CANAIS BÁSICOS	35
3.2.1 Canal ponto-a-ponto e de Difusão	36
3.2.2 Canal de acesso múltiplo	36
3.3 TAXA-SOMA EFETIVA PARA O TWRC	38
3.3.1 Roteamento	39
3.3.2 Codificação de Rede	40
3.3.3 Decodifica-e-Encaminha	40
3.3.4 Computa-e-Encaminha	40
3.4 RESULTADOS	40
3.5 CONCLUSÕES	41
4 CÓDIGOS TURBO PARA DF-PNC	43
4.1 INTRODUÇÃO	43
4.2 INTEGRAÇÃO DA CODIFICAÇÃO DE CANAL E DE REDE NA CAMADA FÍSICA	43
4.3 CODIFICAÇÃO TURBO	45
4.4 DECODIFICAÇÃO TURBO-XOR	46
4.4.1 Decodificação XOR- \mathbb{F}_4	50
4.5 RESULTADOS	51
4.6 CONCLUSÕES	54

5 CÓDIGOS TURBO PARA CF-PNC SOBRE INTEI- ROS GAUSSIANOS	55
5.1 INTRODUÇÃO	55
5.2 ESTRATÉGIA COMPUTA-E-ENCAMINHA SOBRE ANÉIS	55
5.2.1 Codificação de Rede via Reticulados	58
5.3 CODIFICADOR TURBO SOBRE INTEIROS GAUSSIANOS	61
5.4 DECODIFICAÇÃO TURBO SOBRE INTEIROS GAUS- SIANOS	62
5.5 RESULTADOS	65
5.6 CONCLUSÕES	68
6 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS	69
6.1 DISCUSSÃO DOS RESULTADOS	69
6.2 CONTRIBUIÇÕES	70
6.3 ARTIGOS PUBLICADOS	70
6.4 TRABALHOS FUTUROS	71
REFERÊNCIAS	73

1 INTRODUÇÃO

O Brasil registrou, em março de 2016, 257,81 milhões de linhas ativas na telefonia móvel, de acordo com dados da Agência Nacional de Telecomunicações (Anatel). Aliados ao crescimento no uso de tecnologias móveis, que na verdade é mundial, novos serviços de informação e comunicação estão sendo introduzidos quase que diariamente, e as demandas por maiores taxas de transmissão e capacidade de comunicação continuam a crescer. Investir no setor de telecomunicações, seja na expansão de sua infraestrutura e/ou no incentivo ao desenvolvimento de novas tecnologias, é de fundamental importância para garantir um nível mínimo de qualidade nos serviços prestados. Uma maneira de maximizar o tráfego de informações nas redes existentes e, conseqüentemente, minimizar a demanda por novas implantações, é buscar o aumento da capacidade, com confiabilidade, dos atuais sistemas de telecomunicação através de esforços de pesquisas científicas. Algumas descobertas teóricas foram fundamentais para o desenvolvimento e melhoria dos sistemas de comunicação sem fio, e é neste contexto que insere-se a presente tese.

Em 1948, Shannon [1] lançou as bases da Teoria da Informação. Nela foram estabelecidos os limites teóricos para uma comunicação confiável através de um canal ruidoso. Porém, para alcançar este limite é necessário fazer uso da técnica de **Codificação de Canal**. Resumidamente, esta técnica consiste na introdução de redundância à informação de um modo controlado, a fim de protegê-la contra erros de transmissão. As técnicas de codificação de canal mais poderosas são os códigos turbo [2] e os códigos LDPC (do inglês *Low-Density Parity-Check*) [3].

Por outro lado, visando aumentar o fluxo de informação em uma rede de comunicação, foi introduzida, no ano de 2000, a técnica de **Codificação de Rede**, que tem atraído cada vez mais atenção da comunidade científica, particularmente para os ambientes sem fio. A ideia principal foi proposta inicialmente por Ahlswede *et al.* [4], que mostraram que, se for permitido aos nós intermediários de uma rede combinar as mensagens recebidas, antes de encaminhá-las, o fluxo de informação máxima poderá ser alcançado.

A integração das técnicas de codificação de rede e de canal, objetivando maiores taxas e melhor desempenho, é um tema atual, de grande interesse e que contribui para a melhoria das futuras redes de comunicação.

Em um ambiente sem fio, o conceito de codificação de rede pode ser facilmente entendido através de um sistema com um canal de retransmissão bidirecional (TWRC, do inglês *Two-Way Relay Channel*), estudado inicialmente em [5]. Nesse modelo de transmissão cooperativa, dois usuários trocam mensagens entre si através de um nó intermediário (do inglês *relay*), não havendo comunicação direta entre eles. Uma etapa fundamental na codificação de rede para TWRC é obter, no *relay*, uma combinação linear das mensagens transmitidas (ex., a soma módulo-2) pelos dois usuários. Para isso, os usuários usualmente transmitem suas mensagens em intervalos de tempo distintos, evitando assim a interferência entre os sinais.

No ano de 2006, de forma simultânea e independente, alguns pesquisadores perceberam que essa interferência, até então tratada como um fenômeno destrutivo, poderia ser utilizada de forma benéfica possibilitando uma comunicação mais rápida e eficiente [6–8]. A superposição de sinais, própria do meio sem fio, seria uma forma de codificação de rede que ocorreria naturalmente e que, quando aplicada ao TWRC, faria com que o processo de comunicação acontecesse no menor intervalo de tempo possível. Desta forma, o *relay* não necessitaria mais conhecer as mensagens individuais dos usuários, e seu papel seria extrair diretamente dos sinais sobrepostos recebidos alguma função das mensagens (por exemplo o XOR). Na literatura, esta estratégia é conhecida como **Codificação de Rede na Camada Física** (PNC, do inglês *Physical-Layer Network Coding*) [6].

Apesar de usar a interferência de uma forma benéfica, ainda é preciso lidar com o ruído próprio do canal. E para garantir uma transmissão confiável, o uso de codificação de canal é uma técnica importante. Neste contexto, uma questão interessante que se coloca é como a codificação de canal pode ser eficientemente integrada ao sistema PNC. Segundo Zhang e Liew [9], há duas maneiras para se aplicar codificação de canal em PNC. Uma delas é o **PNC codificado fim-a-fim**, no qual o nó intermediário não realiza qualquer codificação ou decodificação de canal. A outra forma é chamada **PNC codificado link-a-link**, em que não apenas os dois usuários, mas também o *relay* executa codificação/decodificação de canal. Nesta tese será adotada a segunda abordagem, que doravante será chamada simplesmente de **PNC codificado**. O processo mais crítico do PNC codificado é a decodificação conjunta, no *relay*, para inferir uma combinação linear das mensagens diretamente a partir da sobreposição dos sinais codificados desvanecidos e acrescidos de ruído.

Atualmente um grande desafio é conseguir um bom desempenho

com modulações maiores que a binária e múltiplos usuários. Nazer e Gastpar [8, 10, 11] observaram que isso pode ser conseguido com o uso das estruturas de reticulados (do inglês *lattices*) [12].

Recentemente, Feng, Silva e Kschischang apresentaram em [13] uma abordagem algébrica para PNC, denominada *codificação de rede via reticulados* (LNC, do inglês *Lattice Network Coding*), da qual o esquema de Nazer e Gastpar [11] pode ser visto como um caso especial. Eles observaram que o uso de uma estrutura de reticulados sobre anéis é o caminho mais promissor para obter-se o melhor desempenho do PNC codificado, uma vez que evita-se ambiguidades no cálculo da combinação linear.

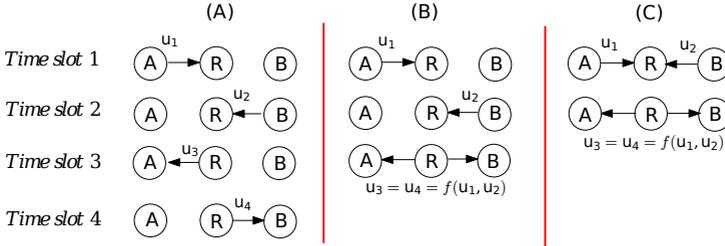
1.1 MOTIVAÇÃO

A comunicação TWRC é uma forma de **comunicação cooperativa**, e como tal explora a natureza de radiodifusão das comunicações sem fio fazendo uso de nós intermediários (*relays*) como retransmissores, para produzir diversidade espacial [6, 7, 14–17]. Essa característica permite um aumento da capacidade e uma melhora no desempenho. Os esquemas de transmissão baseados em *relays* são considerados como uma opção viável para os futuros sistemas sem fio. Algumas vantagens no uso dos *relays* em comparação com a comunicação ponto-a-ponto são:

1. Ganho de diversidade espacial, aumentando a confiabilidade da comunicação através do compartilhamento das antenas da fonte e do *relay*. Desta forma, mesmo equipamentos que possuem apenas uma antena podem obter ganhos de diversidade.
2. Ganhos de potência e eficiência. Supondo que o *relay* esteja posicionado de uma forma apropriada, é muito provável que o *link* ou enlace da fonte para o *relay* seja de melhor qualidade do que o *link* direto entre origem e destino. Nesse caso, o uso do *relay* possibilita taxas de dados mais altas do que a simples comunicação ponto-a-ponto. Além disso, a fonte pode economizar energia de transmissão, o que é especialmente benéfico para dispositivos móveis. Em sistemas celulares também se pode esperar uma área de cobertura maior, devido à utilização de *relays*.

Em uma comunicação TWRC [5], dois nós (fonte) desejam trocar informação através da ajuda de um nó *relay*. Assume-se que os nós fonte são inacessíveis entre si e que todos os nós operam em modo

Figura 1: Técnicas de comunicação para o TWRC: (A) Roteamento, (B) Codificação de rede e (C) Codificação de rede na camada física.



Fonte: própria.

half-duplex. Várias estratégias têm sido propostas para a comunicação através desses canais, ilustradas na Figura 1 e descritas abaixo. A comunicação é baseada em quadros, sendo um *time slot* definido como o período de tempo necessário para a transmissão de um quadro de tamanho fixo. Os usuários compartilham a mesma faixa de frequência de transmissão.

A abordagem mais tradicional com TWRC é uma estratégia de quatro fases (estágios ou *time slots*), aqui chamada de *roteamento* (RO), em que o *relay* recebe e encaminha as mensagens provenientes das fontes através de quatro transmissões ponto-a-ponto (PP) independentes [18].

Outra abordagem, aqui referida como *codificação de rede* (NC do inglês *Network Coding*) [4], é uma estratégia de três fases, na qual o *relay* primeiramente recupera as mensagens das fontes em duas transmissões independentes e, em seguida, transmite, simultaneamente a ambos os nós, uma combinação linear (por exemplo, o XOR) das mensagens de origem aproveitando a natureza de difusão (*broadcast*) (BC) do meio sem fio [5]. As fontes, ao receberem a combinação de mensagens e conhecendo a sua própria, podem extrair o conteúdo desejado.

Uma terceira abordagem, referida aqui como *codificação de rede na camada física* (PNC) [6–8], tem, na primeira fase, as duas fontes transmitindo simultaneamente, através de um canal de acesso múltiplo (MA), com o *relay* tendo o objetivo de (eventualmente) obter uma combinação linear das duas mensagens de origem. Em seguida, o *relay* transmite esta combinação linear para ambos os nós [19, 20].

Dependendo do processamento realizado no *relay*, é possível distinguir entre quatro operações de encaminhamento/decodificação dife-

rentes, que são brevemente descritas como segue.

Amplifica-e-Encaminha (AF, do inglês *Amplify-and-Forward*). No caso AF [15] o *relay* recebe o sinal, amplifica-o e em seguida o sinal é transmitido para o destino. Este método é simples, mas tem o inconveniente de realçar o ruído do *link relay-destino*. Uma versão simplificada de PNC associada ao AF, chamada de Codificação de Rede Analógica (ANC, do inglês *Analog Network Coding*) [21] utiliza essa forma de encaminhamento, onde o *relay* apenas amplifica e encaminha a soma ponderada dos sinais. Essa é uma boa abordagem quando se tem alta SNR.

Decodifica-e-Encaminha (DF, do inglês *Decode-and-Forward*). No caso DF [15] o *relay* demodula e decodifica o sinal recebido. No PNC associado ao DF, o *relay* primeiro decodifica as duas mensagens individuais, a fim de calcular uma combinação linear delas [22]. Sendo a decodificação bem sucedida, a informação será recodificada e transmitida em um segundo *time slot*. Em caso de falha na decodificação, as seguintes opções podem ser adotadas: ignorar a falha, recodificar e transmitir uma mensagem errada, implicando na propagação de erros, ou o *relay* pode permanecer em silêncio e não transmitir nada, a fim de impedir a propagação de erros, descartando assim o sinal recebido. Se houver um canal de retorno *relay-fonte*, o *relay* pode indicar a falha na decodificação e a fonte faria uma retransmissão. O sucesso/falha na decodificação pode ser verificado, por exemplo, através de um verificador de redundância (CRC, do inglês *cyclical redundancy check*).

Comprime-e-Encaminha (CsF, do inglês *Compress-and-Forward*). Em vez de decodificar a informação transmitida pela fonte, o *relay* pode ajudar o destino enviando uma versão compactada do sinal que recebeu [17]. Comparado com DF, apresenta uma complexidade computacional menor, porque não é necessário decodificar o sinal recebido. Apesar de poder ter desempenho melhor que o protocolo AF e o DF, o CsF é menos empregado devido à dificuldade de implementação em sistemas práticos.

Computa-e-Encaminha (CF, do inglês *Compute-and-Forward*). Esta estratégia foi apresentada pela primeira vez no ano de 2008 em [10]. Nela, o *relay* não tem a necessidade de decodificar as mensagens individuais; em vez disso, extrai diretamente do sinal recebido a combinação linear desejada.

Na presente tese, as operações de decodificação no *relay* DF e CF serão utilizadas e investigadas na estratégia de duas fases (PNC), denominadas por DF-PNC e CF-PNC respectivamente.

Inúmeras pesquisas e trabalhos objetivando o aumento da capacidade e a melhora do desempenho de um sistema de comunicação sem fio adotam o TWRC como modelo de canal. Mas como saber se o esquema proposto alcança a melhor taxa efetiva de transmissão possível com um bom desempenho em um TWRC? Até o presente momento não havia sido estabelecido na literatura um limitante para a máxima taxa alcançável no TWRC com PNC.

1.2 OBJETIVOS

1.2.1 Objetivo geral

O objetivo geral desta tese é apresentar os limitantes e diretrizes para selecionar taxas de mensagens ideais e assim projetar códigos adequados para uma comunicação eficiente e confiável no TWRC. Em resumo, esta tese pretende apresentar uma resposta concreta à seguinte pergunta:

Dada uma relação sinal-ruído (SNR), qual a taxa de mensagem ótima, ou seja, que maximize a taxa efetiva de transferência (em bits/símbolo complexo), e como projetar códigos de canal visando uma comunicação eficiente e confiável no TWRC?

1.2.2 Objetivos específicos

Os objetivos específicos desta tese são:

- Derivar expressões para a máxima taxa efetiva de transferência e taxa de mensagem associada (em bits por símbolo complexo) de roteamento, NC e PNC para o TWRC com desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh.
- Obter a taxa de mensagem ótima que alcance uma comunicação eficiente e confiável no TWRC por SNR.
- Desenvolver uma nova técnica de decodificação turbo integrada à codificação de rede na camada física com modulação binária,

que possa ser utilizada para alcançar ou se aproximar da máxima taxa efetiva de transferência com a técnica DF-PNC.

- Desenvolver um esquema de codificação e decodificação para PNC baseado em reticulados sobre inteiros Gaussianos obtidos pela Construção A Levantada, fazendo uso de códigos turbo binários e modulação não binária, que possa ser utilizado para alcançar ou se aproximar da máxima taxa efetiva de transferência com a técnica CF-PNC.

1.3 ESTRUTURA DO DOCUMENTO

O restante deste documento está organizado da seguinte maneira. O Capítulo 2 apresenta o modelo do sistema adotado na tese e a região de capacidade para o canal ponto-a-ponto, de difusão e de acesso múltiplo.

No Capítulo 3 conceitua-se taxa efetiva de transmissão (em bits por símbolo complexo) e derivam-se expressões para maximizá-la. Esses resultados são utilizados como diretrizes para selecionar taxas de mensagens ideais e projetar códigos adequados para uma eficiente e confiável comunicação no TWRC utilizando as técnicas de roteamento, de codificação de rede, e de codificação de rede na camada física, tanto no âmbito da técnica decodifica-e-encaminha (DF-PNC) como na computa-e-encaminha (CF-PNC).

No Capítulo 4 é projetado um código turbo que utiliza a estratégia DF-PNC. Uma contribuição desta tese é a modificação do algoritmo de decodificação BCJR que passa a operar no corpo de Galois \mathbb{F}_4 . Com base no limitante obtido no Capítulo 3, verifica-se que a técnica apresenta um ótimo desempenho para topologias com dois usuários e modulação BPSK, embora em detrimento de um decodificador mais complexo.

O Capítulo 5 apresenta o projeto de um esquema de codificação/decodificação para CF-PNC baseado em reticulados sobre inteiros Gaussianos obtidos pela Construção A Levantada, fazendo uso de códigos turbo binários. Com base no limitante obtido no Capítulo 3, verifica-se o bom desempenho do esquema proposto, com a vantagem de a complexidade de decodificação ser relativamente baixa e independe do número de usuários presentes no sistema.

Para finalizar, no Capítulo 6 são sumarizadas as contribuições desta pesquisa, bem como elaboradas propostas para trabalhos futuros.

2 MODELO DO SISTEMA ADOTADO E REGIÕES DE CAPACIDADE

2.1 INTRODUÇÃO

O objetivo deste capítulo é apresentar o modelo do sistema e as regiões de capacidade para os canais utilizados nesta tese.

As seguintes suposições são feitas:

- somente os receptores possuem o perfeito conhecimento do canal (CSI, do inglês *Channel State Information*);
- a estatística de desvanecimento do canal é conhecida nos receptores e transmissores;
- os ganhos de desvanecimento dos canais permanecem constantes em um período (coerência) de tempo, e mudam de forma aleatória e independentemente de um período para outro;
- os nós da rede operam no esquema *half-duplex*, não sendo capazes de transmitir e receber informações ao mesmo tempo/na mesma frequência;
- a transmissão simultânea de sinais se dá de forma síncrona.

Sob essas premissas, é possível codificar em vários períodos de coerência (modelo de canal de desvanecimento em bloco), objetivando atingir a capacidade ergódica [23]. No entanto, nesta tese, considera-se a abordagem na qual a codificação é realizada de forma independente em cada período de coerência (modelo de desvanecimento quase-estático), de tal modo que o canal de desvanecimento é transformado em um canal com apagamento. Em outras palavras, presume-se que a camada física seja separada de uma camada de nível superior onde a correção de apagamento é realizada, permitindo a adoção de medidas de desempenho como capacidade de *outage* [23] e taxa efetiva de transferência (em bits por símbolo). Esta certamente não é a abordagem ideal, mas é mais atraente do ponto de vista prático.

2.2 MODELO DO SISTEMA

Ao longo da tese, adota-se a seguinte notação. Os vetores linha são representados por letras minúsculas em negrito. As matrizes são

representadas por letras maiúsculas em negrito. O símbolo \oplus representa a operação ou-exclusivo denotada por XOR. A unidade imagiária é dada por $j = \sqrt{-1}$. O posto de \mathbf{A} é representado por $\text{rank}\{\mathbf{A}\}$. O operador esperança matemática é dado por $\mathbb{E}[\cdot]$. E a probabilidade de um dado evento ocorrer é representado por $\mathbb{P}(\cdot)$.

Conforme apresentado no capítulo anterior, a comunicação TWRC se utiliza de uma combinação de três canais base, quais sejam, PP, BC e MA, de acordo com a técnica de transmissão empregada: RO utiliza quatro canais PP independentes, NC utiliza dois canais PP independentes e um canal BC (considerado aqui como dois canais PP independentes com o mesmo sinal transmitido) e, finalmente, CF-PNC e DF-PNC utilizam um canal MA e um canal BC.

A seguir, os quatro enlaces possíveis (pares emissor-receptor) que compõem o TWRC são indexados como 1: $A \rightarrow R$, 2: $B \rightarrow R$, 3: $R \rightarrow A$, 4: $R \rightarrow B$, em que A e B representam os dois nós fonte e R é o nó *relay*, ilustrados na Figura 1.

Antes de transmitir através do enlace $i \in \{1, 2, 3, 4\}$, o nó transmissor codifica sua mensagem, $\mathbf{u}_i \in U$, numa palavra-código, $\mathbf{x}_i \in \mathbb{C}^n$, em que U é algum espaço (algébrico) de mensagens [10]. Para os canais PP e BC, o sinal recebido (um vetor de tamanho n) é dado por

$$\mathbf{y}_i = h_i \mathbf{x}_i + \mathbf{z}_i \quad (2.1)$$

em que $\mathbf{u}_3 = \mathbf{u}_4$ (e $\mathbf{x}_3 = \mathbf{x}_4$) para o caso BC, $h_i \in \mathbb{C}$ é o ganho de canal, e $\mathbf{z}_i \in \mathbb{C}^n$ é o ruído Gaussiano complexo com média zero e matriz de covariância $N_0 \mathbf{I}_n$. Para o canal MA, o sinal recebido é

$$\mathbf{y} = h_1 \mathbf{x}_1 + h_2 \mathbf{x}_2 + \mathbf{z}_1. \quad (2.2)$$

Por simplicidade, a potência média de transmissão, $P \triangleq \mathbb{E}[\|\mathbf{x}_i\|^2]/n$, é assumida independente de i (caso simétrico) para qualquer técnica utilizada. Define-se a relação sinal-ruído média (na ausência de desvanecimento) como $\text{SNR} \triangleq P/N_0$ em que N_0 é a densidade espectral de potência do ruído.

Neste modelo, como o desvanecimento do canal, apesar de ser aleatório, permanece constante durante toda a transmissão e, caso o canal passe por um desvanecimento profundo, qualquer que seja o código utilizado nos transmissores, existirá sempre um erro de detecção no destino. Neste caso, o canal é dito estar em *outage* e a esta probabilidade de falha dá-se o nome de probabilidade de outage p_{out} . Nesta tese trabalhamos com o conceito de probabilidade de sucesso, p_s , dada por $p_s = 1 - p_{\text{out}}$.

Ao enviarem suas informações, todos os nós fonte utilizam a mesma taxa de mensagem $r = k/n$ (em bits de informação por símbolo), em que k (resp., n) é o número de bits de informação (resp., símbolos) por pacote (fragmentos de mensagens). Contudo, o *relay* tem a liberdade de transmitir com uma taxa de mensagem diferente da utilizada pelas fontes.

2.3 REGIÃO DE CAPACIDADE PARA OS CANAIS BÁSICOS

Dada a importância dos canais básicos PP, BC e MA (com DF e com CF) para a comunicação no sistema TWRC, as regiões de capacidade para estes canais serão apresentadas a seguir. Estas são necessárias para os resultados que serão apresentados nos capítulos seguintes.

2.3.1 Canal ponto-a-ponto, de difusão e de acesso múltiplo com Decodifica-e-Encaminha

Para o canal PP, a capacidade instantânea em bits por símbolo é dada por [23]

$$C_i \triangleq \log_2 (1 + |h_i|^2 \text{SNR}). \quad (2.3)$$

E para o canal BC,

$$C_{BC} \triangleq \min(C_3, C_4). \quad (2.4)$$

Note que, para o canal BC, assume-se que somente informação comum é transmitida.

A região de capacidade MA, para dois usuários, é a casca convexa fechada de todos os pares de taxas que satisfaçam as seguintes restrições

$$r_i \leq C_i, \quad i = 1, 2, \quad (2.5)$$

$$r_1 + r_2 \leq C_{\text{sum}} \triangleq \log_2 (1 + \|\mathbf{h}\|^2 \text{SNR}), \quad (2.6)$$

em que $\mathbf{h} = [h_1 \ h_2]$. Como se considera o caso simétrico, o par de taxas assume a forma $(r_1, r_2) = (r, r)$.

Naturalmente, como o transmissor não tem conhecimento do ganho de canal, o par de taxas poderá ser corretamente decodificado somente quando encontrarem-se dentro da região de capacidade [24].

2.3.2 Canal de acesso múltiplo com Computa-e-Encaminha

Em vários cenários, incluindo no TWRC, não é necessário que o *relay* recupere as mensagens das fontes de forma individual; é suficiente recuperar uma combinação linear destas mensagens. Uma técnica eficaz para realizar essa tarefa é CF [10]. Foi demonstrado que, com CF, a máxima taxa de mensagem alcançável para recuperar uma combinação linear de forma confiável é dada pela chamada taxa computacional [10] ($r_i \leq R_{\text{comp}}$)

$$R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}) = \log_2 \left(\frac{\text{SNR}}{\mathbf{a} \mathbf{M} \mathbf{a}^H} \right), \quad (2.7)$$

em que $\mathbf{a} = [a_1 \ a_2] \in \mathbb{Z}[j]^2 = \{\mathbb{Z} + j\mathbb{Z}\}^2$ é o vetor de coeficientes da combinação linear desejada [13] (isto é, o *relay* recupera o pacote $a_1 \mathbf{u}_1 + a_2 \mathbf{u}_2 \in U$) e

$$\mathbf{M} \triangleq \text{SNR} \mathbf{I}_2 - \frac{\text{SNR}^2}{\text{SNR} \|\mathbf{h}\|^2 + 1} \mathbf{h}^H \mathbf{h}, \quad (2.8)$$

em que \mathbf{h}^H é o conjugado transposto ou Hermitiano de \mathbf{h} .

Observa-se que, ao ajustar $\mathbf{a} = [1 \ 0]$, tem-se no canal MA a máxima taxa alcançável para decodificar o usuário A tratando o usuário B como ruído. A prova para esta afirmação é obtida reescrevendo-se a taxa computacional R_{comp} da seguinte forma,

$$R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}) = \log_2 \left(\|\mathbf{a}\|^2 - \frac{\text{SNR} |\mathbf{h}^H \mathbf{a}|^2}{1 + \text{SNR} \|\mathbf{h}\|^2} \right)^{-1}. \quad (2.9)$$

Substituindo $\mathbf{a} = [1 \ 0]$ em (2.9) tem-se que

$$R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}) = \log_2 \left(1 - \frac{\text{SNR} |h_1|^2}{1 + \text{SNR} \|\mathbf{h}\|^2} \right)^{-1}. \quad (2.10)$$

Após algumas manipulações algébricas (2.10) pode ser reescrita como

$$R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}) = \log_2 \left(1 + \frac{\text{SNR} |h_1|^2}{1 + \text{SNR} |h_2|^2} \right)$$

que é exatamente a máxima taxa de mensagem que o usuário A pode

transmitir, quando utiliza-se a técnica tradicional DF no canal de acesso múltiplo, considerando o usuário B como ruído e transmitindo em sua capacidade [23]. Desta forma, verifica-se que a técnica DF é um caso particular da CF.

Considera-se que $\mathbf{a}_1 = [a_{11} \ a_{12}]$ seja o vetor de coeficientes que maximiza R_{comp} , isto é,

$$\mathbf{a}_1 = \arg \max_{\mathbf{a} \in \mathbb{Z}[j]^2} R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}) \quad (2.11)$$

e faz-se $R_{\text{comp}}^+ = R_{\text{comp}}(\mathbf{a}_1, \mathbf{h}, \text{SNR})$. Esta é a máxima taxa de mensagem alcançável quando uma única combinação linear é procurada. Em geral, pode-se estar interessado em extrair *duas* combinações lineares *independentes* de mensagens. A segunda combinação linear ótima tem o vetor de coeficientes $\mathbf{a}_2 = [a_{21} \ a_{22}]$ dado por

$$\mathbf{a}_2 = \arg \max_{\substack{\mathbf{a} \in \mathbb{Z}[j]^2: \\ \text{rank}\{\mathbf{a}_1; \mathbf{a}\}=2}} R_{\text{comp}}(\mathbf{a}, \mathbf{h}, \text{SNR}).$$

Denota-se por $R_{\text{comp}}^- = R_{\text{comp}}(\mathbf{a}_2, \mathbf{h}, \text{SNR})$ a correspondente taxa computacional. Claramente, $R_{\text{comp}}^+ \geq R_{\text{comp}}^-$.

Nota-se que, no caso de dois usuários, se duas combinações lineares independentes são extraídas, então o correspondente sistema de equações 2×2 pode ser resolvido, produzindo as duas mensagens originais.

2.4 CONCLUSÕES

Neste capítulo, as regiões de capacidade para os canais básicos que compõem o sistema TWRC foram obtidas. Conceitos importantes para o estudo desta tese, como a taxa computacional para o canal MA com CF e vetor ou matriz de coeficientes de combinações lineares, foram introduzidos. Esses são elementos fundamentais para o estudo de taxas alcançáveis no TWRC, como será visto a seguir.

3 TAXA-SOMA EFETIVA DE TRANSMISSÃO

3.1 INTRODUÇÃO

Neste capítulo, derivam-se expressões otimizadas para a máxima taxa-soma efetiva de transferência (em bits por símbolo complexo) do roteamento, da codificação de rede (NC), e da codificação de rede na camada física (PNC), tanto no âmbito da técnica decodifica-e-encaminha (DF-PNC) como na computa-e-encaminha (CF-PNC), para o TWRC. Para a técnica PNC, considera-se como uma alternativa para aumentar a taxa de transferência do sistema a utilização de um *buffer* de pacotes (PB), conforme [25]. A partir dos resultados numéricos, várias conclusões importantes são obtidas, por exemplo, CF-PNC com PB é a melhor técnica para SNR de moderada a alta.

3.2 TAXA EFETIVA PARA OS CANAIS BÁSICOS

De acordo com os modelos de canal apresentados no Capítulo 2, define-se a taxa efetiva de transferência (doravante chamada apenas de taxa efetiva) R como a razão

$$R \triangleq \frac{B}{S}, \quad (3.1)$$

em que B é o número total de bits de informação que uma fonte deseja transmitir para um dado destino, e S é o número médio de símbolos que realmente é necessário ser transmitido para que o destino possa recuperar com sucesso esta informação. Assume-se que B seja fixo e igual para ambos os nós fonte.

De forma mais detalhada, tem-se que $B = Kk$, em que K é o número de pacotes de informação a ser transmitido para o destino. Similarmente, tem-se $S = \mathbb{E}[N]n$, em que N é o número de pacotes codificados realmente transmitido até que a informação tenha sido recuperada com sucesso no destino. Utiliza-se o termo pacote para fragmentos de mensagens.

A variável N pode ser modelada como uma variável aleatória discreta que segue a distribuição Binomial negativa [26] com parâmetros K e p , em que p é a probabilidade de sucesso em cada tentativa. Desta forma, o valor esperado de N é dado por $\mathbb{E}[N] = K/p$. E a taxa efetiva

pode ser reescrita como

$$R = \frac{Kk}{Kn/p} = pr. \quad (3.2)$$

Nota-se que a probabilidade de uma transmissão com sucesso, p , depende da taxa de mensagem r . Então, deseja-se maximizar a taxa efetiva R ajustando r .

3.2.1 Canal ponto-a-ponto e de Difusão

Considere que i é o índice da *link*. Para o canal PP, um sucesso é dito ocorrer se a capacidade instantânea em (2.3) é maior do que a taxa de mensagem [23], que acontece com probabilidade

$$p = p_s^{(i)}(r) \triangleq \mathbb{P}(r < C_i). \quad (3.3)$$

A taxa efetiva máxima alcançável e a correspondente taxa de mensagem são dadas por

$$R_{\text{PP}}^* = \max_{r>0} \left\{ p_s^{(i)}(r)r \right\}, \quad (3.4)$$

e

$$r^* = \arg \max_{r>0} \left\{ p_s^{(i)}(r)r \right\} \quad (3.5)$$

respectivamente, em bits por símbolo. De (2.3) e (3.3), nota-se que a taxa de mensagem otimizada, r^* , e, conseqüentemente, R_{PP}^* dependem da SNR.

O número mínimo de símbolos complexos transmitido é dado por

$$S^* = \frac{B}{R_{\text{PP}}^*}. \quad (3.6)$$

Para o canal BC, uma vez que apenas informação comum é transmitida e os canais PP individuais são assumidos serem estatisticamente idênticos, tem-se que $p_s^{(3)}(r) = p_s^{(4)}(r)$. Então, a taxa efetiva máxima R_{BC}^* é a mesma da equação (3.4).

3.2.2 Canal de acesso múltiplo

Como considera-se o caso de taxas simétricas e canais com a mesma estatística, a taxa efetiva para o canal MA é dada de forma

semelhante ao canal PP. Relembrando que podem-se utilizar duas técnicas diferentes para o canal MA: DF ou CF. Para cada caso, considera-se que o nó *relay* pode operar com ou sem *buffer* de pacotes.

Para DF no canal MA, sem *buffer* (SB), o *relay* é capaz de decodificar as duas mensagens, e, portanto, produz imediatamente uma combinação linear útil para a transmissão (tal como $\mathbf{u}_1 + \mathbf{u}_2$), ou uma falha (*outage*) é declarada. Neste caso, a probabilidade de sucesso para o estágio MA é dada por [24]

$$p_s^{\text{DF-SB}}(r) = \mathbb{P}(r < \min\{C_1, C_2, C_{\text{sum}}/2\}). \quad (3.7)$$

Com *buffer*, o *relay* pode se beneficiar da decodificação (e armazenamento) de uma única mensagem individual, com a esperança de decodificar, em alguma rodada futura, outra mensagem individual do outro usuário. Cada par de correspondentes mensagens individuais pode ser combinado para produzir uma combinação linear útil (e, em seguida, removido do *buffer*). Exatamente quais as mensagens são combinadas não é importante (contanto que elas sejam de diferentes utilizadores), dado que sob um esquema ótimo (por um canal de apagamento) um usuário é capaz de decodificar assim que um número suficiente de mensagens do outro usuário é recebido (convém lembrar que o que se chama de *mensagem*, para o canal MA, é na verdade um pacote codificado de um código externo de correção de apagamento que atinge a capacidade). Observe também que quaisquer possíveis cabeçalhos necessários para manter o controle das combinações lineares têm sobrecarga assintoticamente negligenciável.

Sob essas premissas, a probabilidade de sucesso se torna

$$p_s^{\text{DF}}(r) = p_s^{\text{DF-SB}}(r) + \min\{p_1, p_2\} \quad (3.8)$$

em que

$$p_i = \mathbb{P}(C_i < r < C_{\text{sum}} - C_i)$$

é a probabilidade de que a mensagem do i -ésimo usuário *não pode* ser decodificada com sucesso mas a mensagem do outro usuário *pode* ser decodificada tratando o i -ésimo usuário como ruído. A justificativa para esse resultado é que, depois de N transmissões, aproximadamente $\min\{p_1, p_2\}N$ combinações lineares úteis serão produzidas exclusivamente através da combinação de mensagens individuais.

A probabilidade de sucesso do CF no canal MA sem *buffer* é obtida de forma semelhante. Lembre-se que, em CF, é possível decodificar as duas mensagens se $r < R_{\text{comp}}^-$. Por outro lado, se

$R_{\text{comp}}^- < r < R_{\text{comp}}^+$, ainda se pode recuperar uma combinação linear simples (com vetor de coeficiente \mathbf{a}_1). Esta combinação linear é útil para CF sem PB se os coeficientes de \mathbf{a}_1 são ambos diferentes de zero, dando origem à probabilidade de sucesso

$$p_s^{\text{CF-SB}}(r) = \mathbb{P}(r < R_{\text{comp}}^-) + \mathbb{P}(\{R_{\text{comp}}^- < r < R_{\text{comp}}^+\}, \{a_{11} \cdot a_{12} \neq 0\}). \quad (3.9)$$

Com PB, exatamente um dos coeficientes em \mathbf{a}_1 pode ser zero, caso em que uma única mensagem individual é recuperada. Então, a probabilidade de sucesso se torna

$$p_s^{\text{CF}}(r) = p_s^{\text{CF-SB}}(r) + \min\{q_1, q_2\} \quad (3.10)$$

em que

$$q_i = \mathbb{P}(\{R_{\text{comp}}^- < r < R_{\text{comp}}^+\}, \{a_{1i} = 0\}).$$

Da mesma forma, para o DF e CF, as respectivas *taxas efetivas* máximas, R_{DF}^* e R_{CF}^* , são também obtidas a partir da maximização descrita em (3.4). No entanto, a probabilidade de sucesso, $p_s^{(i)}(r)$, é substituída pela expressão apropriada:

- $p_s^{\text{DF-SB}}(r)$ em (3.7) e $p_s^{\text{DF}}(r)$ (3.8), sem e com *buffer* respectivamente para a técnica DF;
- $p_s^{\text{CF-SB}}(r)$ em (3.9) e $p_s^{\text{CF}}(r)$ in (3.10), sem e com *buffer* respectivamente para a técnica CF.

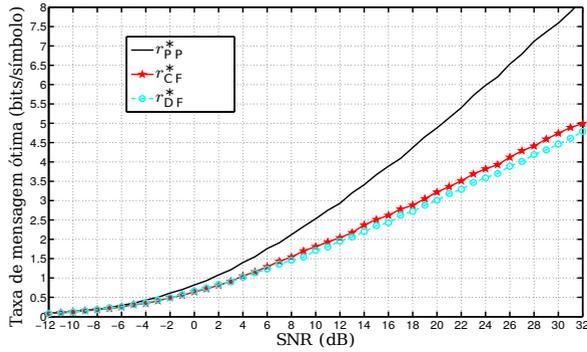
Finalmente, o valor mínimo S^* , para os casos considerados acima, é obtido como em (3.6) com a expressão apropriada para R^* .

A Figura 2 apresenta as taxas de mensagem otimizadas r_{PP}^* , r_{CF}^* e r_{DF}^* para os canais básicos PP (ou BC) e MA: CF e DF, respectivamente, utilizando a metodologia proposta. Observa-se, como esperado, que a taxa de mensagem ótima para o MA é menor do que a obtida para o canal PP.

3.3 TAXA-SOMA EFETIVA PARA O TWRC

Nesta seção, derivam-se as expressões da máxima taxa-soma efetiva para o TWRC sob as diferentes técnicas de transmissão. Neste ponto, deixa-se claro que, ao contrário das seções anteriores, onde DF e CF se referem à transmissão das fontes para o *relay* somente (um intervalo de tempo), nesta seção, considera-se a transmissão fim-a-fim no

Figura 2: Taxa de mensagem ótima versus SNR para o canal quase-estático com desvanecimento Rayleigh e com *buffer* de pacotes.



Fonte: Simulação computacional.

TWRC. Vai-se, portanto, admitir algum abuso de notação, reutilizando as mesmas siglas.

Para o TWRC, sob o pressuposto de simetria discutido no Capítulo 2, a taxa-soma efetiva alcançável é dada por

$$R^* = \frac{2B}{S_{\text{tot}}^*}, \quad (3.11)$$

em que S_{tot}^* é o parâmetro ótimo de S considerando todos os *time slots* utilizados por uma técnica de transmissão em particular. O fator 2 em (3.11) corresponde ao número de fontes.

As taxa-soma efetivas alcançáveis para o TWRC são dadas a seguir.

3.3.1 Roteamento

Uma vez que o roteamento requer quatro *time slots* para completar a transmissão, associada a quatro canais PP independentes, temos $S_{\text{tot}}^* = 4S^*$. A taxa-soma efetiva máxima é dada por

$$R_{\text{RO}}^* = \frac{R_{\text{PP}}^*}{2}. \quad (3.12)$$

3.3.2 Codificação de Rede

Com NC, três *time slots* são requeridos, correspondendo a duas transmissões PP seguidas por uma transmissão BC. Então, tem-se que $S_{\text{tot}}^* = 3S^*$. A taxa-soma efetiva máxima é dada por

$$R_{\text{NC}}^* = \frac{2R_{\text{PP}}^*}{3}. \quad (3.13)$$

3.3.3 Decodifica-e-Encaminha

DF requer somente dois *time slots*, os quais correspondem a uma transmissão MA, seguida por uma transmissão BC. Então, tem-se que $S_{\text{tot}}^* = S_{\text{DF}}^* + S^*$, em que $S_{\text{DF}}^* = B/R_{\text{DF}}^*$, como discutido na seção anterior. A taxa-soma efetiva máxima é dada por

$$R_{\text{DF-PNC}}^* = \frac{2}{(1/R_{\text{DF}}^* + 1/R_{\text{PP}}^*)}. \quad (3.14)$$

3.3.4 Computa-e-Encaminha

O caso de CF para o TWRC é semelhante ao DF. Tem-se $S_{\text{tot}}^* = S_{\text{CF}}^* + S^*$, em que $S_{\text{CF}}^* = B/R_{\text{CF}}^*$. A taxa-soma efetiva máxima é dada por

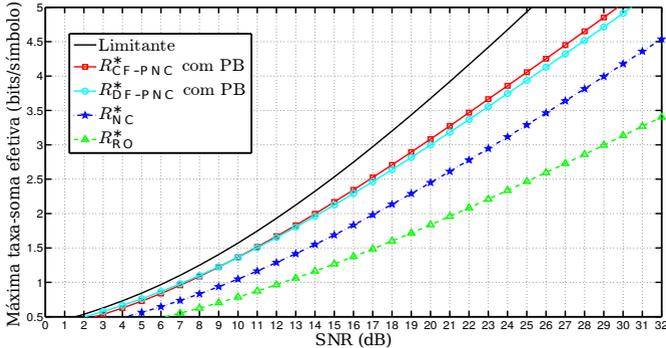
$$R_{\text{CF-PNC}}^* = \frac{2}{(1/R_{\text{CF}}^* + 1/R_{\text{PP}}^*)}. \quad (3.15)$$

3.4 RESULTADOS

Os resultados numéricos para o TWRC utilizando as expressões derivadas na Seção 3.3 são aqui apresentados. Assume-se que o ganho de canal é representado por uma variável aleatória com média zero, variância unitária, distribuição de Rayleigh i.i.d, resultando numa probabilidade de sucesso $p_s^{(i)}(r) = e^{-\frac{2r}{SNR}}$ para os canais PP e BC. Para o uso de PNC, a probabilidade de sucesso é obtida através do método de Monte Carlo, e para isso considerou-se um número $L = 10^5$ de blocos de transmissão.

A Figura 3 apresenta a taxa-soma efetiva alcançável para as quatro técnicas de transmissão no TWRC, onde DF-PNC e CF-PNC con-

Figura 3: Taxa-soma efetiva alcançável, R^* (para ótima r^*), versus SNR para o TWRC com RO, NC, DF-PNC, e CF-PNC, para canal com desvanecimento quase-estático Rayleigh.



Fonte: Simulação computacional.

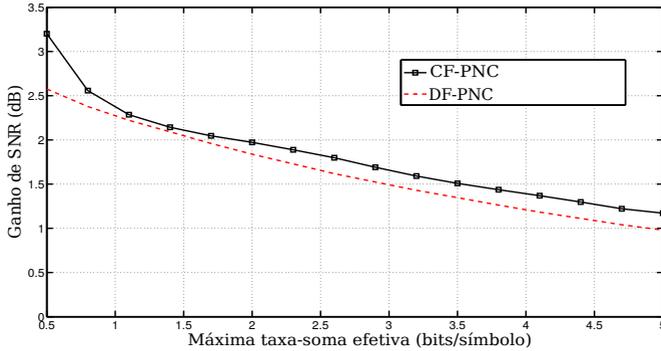
sideram o uso do *buffer* de pacotes (PB). Como esperado, as duas técnicas de transmissão que fazem uso de dois *time slots* têm taxa-soma superior. Mais interessante, CF-PNC é a melhor técnica para SNR variando de moderada a alta (> 10 dB), enquanto que DF-PNC é um pouco maior no regime de baixa SNR.

A vantagem do uso do *buffer* de pacotes é mostrada na Figura 4. Pode ser visto que, para baixa SNR (correspondentemente, baixa taxa-soma), o ganho de SNR obtido com PB é maior uma vez que sob esta condição, o termo $\min\{q_1, q_2\}$ em (3.10), que representa a recuperação de apenas uma única mensagem individual, torna-se dominante. Também é revelado a partir da Figura 4 que a técnica CF-PNC é mais beneficiada pelo uso do *buffer* do que a DF-PNC, para toda a faixa de SNR simulada.

3.5 CONCLUSÕES

Expressões otimizadas para a taxa-soma efetiva alcançável do roteamento, NC, DF-PNC e CF-PNC em um canal de retransmissão bidirecional foram obtidas. Os resultados numéricos revelam que, relativa a esta medida de desempenho, CF-PNC é a melhor técnica para SNR na faixa moderada-alta. Além disso, o *buffer* de pacotes no *re-*

Figura 4: Ganho de SNR obtido com o *buffer* de pacotes versus taxa-soma efetiva, R^* (para ótima r^*), para o TWRC com CF-PNC e DF-PNC.



Fonte: Simulação computacional.

lay revelou-se útil para alcançar taxas efetivas de transferência mais elevadas, especialmente para CF-PNC. Esses resultados devem ser utilizados como diretrizes para selecionar taxas de mensagens ideais e projetar códigos adequados para uma comunicação eficiente e confiável no TWRC. Essa metodologia será validada nos Capítulos 4 e 5 após o desenvolvimeto de códigos turbo que utilizam as técnicas DF-PNC e CF-PNC, respectivamente.

4 CÓDIGOS TURBO PARA DF-PNC

4.1 INTRODUÇÃO

O Capítulo 1 apresentou duas estratégias de encaminhamento no *relay* para implementar a Codificação de Rede na Camada Física (PNC), que são: *decodifica-e-encaminha* (DF) e *computa-e-encaminha* (CF). O presente capítulo se concentrará na estratégia DF-PNC, na qual o *relay* primeiro decodifica as duas mensagens individuais, para então calcular uma combinação linear delas (XOR das mensagens enviadas). Para realizar a decodificação individual das mensagens, propõe-se um esquema de codificação turbo a ser utilizado pelos nós fonte associado a um decodificador utilizado no *relay* que opera em uma treliça produto (operando no corpo de Galois \mathbb{F}_4). Apesar de ser mais complexa, essa decodificação apresenta um excelente desempenho e possibilita a aproximação do limitante obtido no Capítulo 3. Trata-se da primeira forma eficiente de integrar códigos de canal e códigos de rede na camada física proposta nesta tese. Detalhes deste esquema serão vistos mais adiante.

4.2 INTEGRAÇÃO DA CODIFICAÇÃO DE CANAL E DE REDE NA CAMADA FÍSICA

A fim de garantir uma transmissão confiável, o uso de codificação de canal é uma técnica importante. Com a codificação pode-se aumentar a faixa de operação do sistema, reduzir a taxa de erros e diminuir os requerimentos de potência. Nesse contexto, uma questão interessante que se coloca é como a codificação de canal pode ser eficientemente integrada ao sistema PNC.

Segundo Zhang e Liew [9], há duas maneiras para aplicar codificação de canal em PNC. Uma delas é o PNC codificado fim-a-fim, no qual o nó intermediário não realiza qualquer codificação ou decodificação de canal (AF). A outra forma é chamada PNC codificado *link-a-link*, em que não apenas os dois usuários, mas também o *relay* executa codificação/decodificação de canal (DF). A operação crucial é o assim chamado processo de codificação de rede e decodificação de canal (CNC- Channel-Decoding-Network-Coding) [9], e acontece no *relay*, sendo caracterizada pela recuperação da combinação linear das mensagens (por exemplo a operação XOR) a partir da sobreposição dos sinais

codificados e corrompidos. Nesta tese, adota-se a segunda abordagem.

Os códigos de canal propostos para integração ao PNC em [9] são os chamados códigos *repete e acumula* (RA - *Repeat-Accumulate*), que podem ser vistos simultaneamente como uma classe de códigos turbo e uma classe de códigos LDPC (Low-Density Parity-Check). Essas duas classes de códigos correspondem às mais importantes em termos de desempenho em relação ao limite estabelecido por Shannon. Os resultados em [9], porém, são restritos ao canal com ruído aditivo Gaussiano branco (AWGN - Additive White Gaussian Noise), ou seja, os ganhos de canal para todos os *links* foram assumidos constantes em todos os momentos. No presente capítulo, estende-se esse cenário ao caso de desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh e foca-se no código turbo e na integração do PNC no algoritmo de decodificação BCJR [27].

Recentemente, em [28, 29], os autores usaram códigos turbo integrados ao PNC considerando ambos os canais AWGN e com desvanecimento Rayleigh. É relatado que, em seu processo de decodificação turbo, as duas mensagens de dados (associadas aos dois usuários) são recuperadas individualmente e, em seguida, a operação XOR é realizada. Para reduzir a complexidade de decodificação turbo, eles se concentraram na construção de uma treliça com um número reduzido de estados, com base na qual o decodificador turbo é supostamente capaz de recuperar a informação XOR diretamente a partir dos sinais sobrepostos.

Uma proposta de códigos LDPC integrados ao PNC sobre canais sujeitos a desvanecimento foi apresentada em [30]. Um algoritmo soma-produto generalizado operando no corpo de Galois \mathbb{F}_4 foi desenvolvido, e simulações comprovaram um bom desempenho.

Contrastando com [28, 29], neste capítulo propõe-se a utilização conjunta de PNC e de um decodificador turbo com base em uma treliça completa, por meio da qual o *relay* calcula o XOR das mensagens enviadas pelas fontes diretamente a partir dos sinais sobrepostos. Inspirados na ideia de [30], propõe-se a decodificação denotada por XOR- \mathbb{F}_4 , em que interpreta-se de forma distinta a informação que sai dos quatro ramos da treliça produto numa transição de estado, o que pode ser interpretado como a aplicação de uma decisão suave na estimativa do XOR. A decodificação XOR- \mathbb{F}_4 pode ser vista como uma forma de decodificar as mensagens individualmente (DF), porém não tem-se a necessidade de conhecimento do canal no transmissor. Ganhos consideráveis são obtidos em comparação com [28, 29], embora em detrimento de uma maior complexidade de decodificação. Detalhes desta comparação foram apresentados em [31].

4.3 CODIFICAÇÃO TURBO

Assume-se que todos os nós fonte empregam codificação turbo [2] para codificar suas mensagens. O codificador turbo é constituído por dois códigos convolucionais recursivos e sistemáticos (RSC - Recursive Systematic Convolutional) idênticos, operando em paralelo com um entrelaçador entre eles. Para simplificar a exposição, assumimos o código turbo com uma taxa igual a $1/n$. Antes de transmitir através do *link* $i \in \{1, 2, 3, 4\}$, o nó transmissor codifica sua mensagem, $\mathbf{u}_i = [u_i(1), \dots, u_i(k)]$ na sequência codificada $\mathbf{v}_i = [\mathbf{v}_i(1), \dots, \mathbf{v}_i(k)]$ correspondente de tamanho nk bits. Cada bloco codificado $\mathbf{v}_i(t) = [v_i^1(t), \dots, v_i^n(t)]$ é um vetor de n bits e corresponde à saída de um codificador turbo considerando a entrada binária $u_i(t)$ no tempo t . Assumimos um codificador sistemático, de tal forma que $v_i^1(t) = u_i(t)$, para todo t . O bloco codificado é então modulado via BPSK (do inglês Binary Phase-Shift Keying) para produzir \mathbf{x}_i , através da operação $x_i^j(t) = 1 - 2v_i^j(t)$, para $j = 1, \dots, n$. Os canais entre os nós fonte e intermediário são modelados como canais AWGN com desvanecimento quase-estático Rayleigh. O modelo do sistema é mostrado na Figura 5.

O sinal recebido pelo nó *relay* é dado por

$$\mathbf{y}_R = h_1 \mathbf{x}_1 + h_2 \mathbf{x}_2 + \mathbf{z}_1, \quad (4.1)$$

em que $\mathbf{x}_i \in \mathbb{C}^{nk}$ é o vetor transmitido, $h_i \in \mathbb{C}$ é o coeficiente de desvanecimento do canal no *link* i , para $i = 1$ e 2 , e \mathbf{z}_1 é o vetor ruído Gaussiano complexo, com média zero e matriz de covariância $N_0 \mathbf{I}_{nk}$.

Assume-se que o *relay* tenha informação completa sobre o estado do canal, ou seja, conhece h_1 e h_2 .

A operação conjunta de decodificação de canal e codificação de rede na camada física, realizada no *relay* na fase MA, e representada pelo operador $\text{CNC}(\cdot)$, foi descrita em [9]. Este operador produz uma estimativa de $\mathbf{u}_R = [u_R(1), \dots, u_R(k)]$, em que $u_R(t) = u_1(t) \oplus u_2(t)$, baseada no sinal recebido \mathbf{y}_R , ou seja, $\hat{\mathbf{u}}_R = \text{CNC}(\mathbf{y}_R)$. A estimação direta de \mathbf{u}_R através de \mathbf{y}_R obtida pelo decodificador turbo será descrita na Seção 4.4.

Finalmente, no estágio BC, os bits XOR estimados $\hat{\mathbf{u}}_R$ são novamente codificados, com o mesmo código utilizado nas fontes, e remodulados pelo *relay* gerando uma sequência de símbolos \mathbf{x}_R . Essa sequência deve então ser enviada às fontes através dos canais com desvanecimento quase-estático Rayleigh h_3 e h_4 . Essa informação é usada para obter a estimação de $\hat{\mathbf{u}}_R$ com base no sinal transmitido pelo nó *relay*, \mathbf{x}_R .

Tabela 1: Mapeamento PNC para canais com desvanecimento.

Fontes				Relay			
Mensagem		Sinal transmitido		Sinal recebido sem ruído	$u_{\mathbb{F}_4}$	Mapeamento	Sinal transmitido
u_1	u_2	x_1	x_2	$z_R = h_1x_1 + h_2x_2$	$2u_1(t) + u_2(t)$	$u_R = u_1 \oplus u_2$	x_R
0	0	+1	+1	$+h_1 + h_2$	0	0	+1
0	1	+1	-1	$+h_1 - h_2$	1	1	-1
1	0	-1	+1	$-h_1 + h_2$	2	1	-1
1	1	-1	-1	$-h_1 - h_2$	3	0	+1

Fonte: própria.

decorrer do texto.

O trabalho é focado no desenvolvimento de um decodificador para o nó *relay*, que receberá os sinais sobrepostos e desvanecidos, \mathbf{y}_R . Ele deve ter a capacidade de minimizar a probabilidade de erro de bit de $u_R(t) = u_1(t) \oplus u_2(t)$, no tempo t , via decodificação turbo iterativa. Utilizamos o algoritmo BCJR [27] para produzir, de forma independente, estimativas melhoradas das probabilidades *a priori* de $u_R(t)$ com base nos sinais sobrepostos e corrompidos, \mathbf{y}_R . Estas estimativas são expressas através da LLR (do inglês *Log Likelihood Ratio*) *a posteriori*

$$\Lambda(u_R(t) | \mathbf{y}_R) = \ln \left(\frac{P(u_R(t) = 1 | \mathbf{y}_R)}{P(u_R(t) = 0 | \mathbf{y}_R)} \right). \quad (4.2)$$

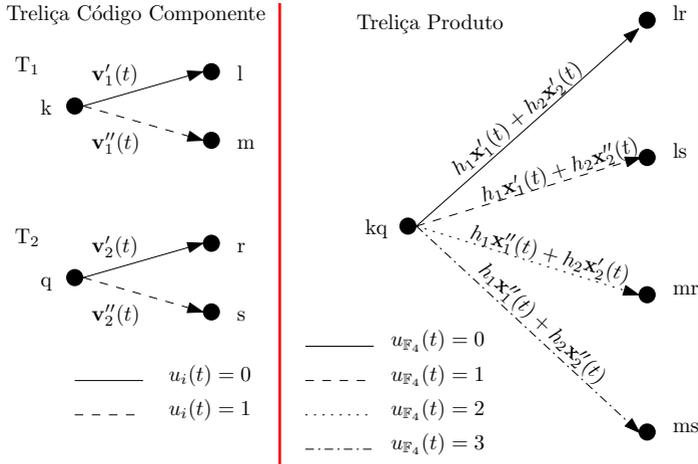
O critério de decisão final sobre o bit $u_R(t)$ é o habitual:

$$\hat{u}_R(t) = \begin{cases} 0, & \text{se } \Lambda(u_R(t) | \mathbf{y}_R) \leq 0 \\ 1, & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

Observando o mapeamento proposto na Tabela 1, verifica-se que o cálculo da LLR *a posteriori* pode ser realizado considerando que $u_{\mathbb{F}_4}$ carrega quatro informações distintas. Nesse caso, existe a necessidade de se calcular três LLRs *a posteriori*. Com esse simples procedimento, conseguimos explorar ao máximo a redundância do código. As LLRs parciais são dadas por

$$\Lambda_j(u_{\mathbb{F}_4}(t) | \mathbf{y}_R) = \ln \left(\frac{P(u_{\mathbb{F}_4} = 0 | \mathbf{y}_R)}{P(u_{\mathbb{F}_4} = j | \mathbf{y}_R)} \right) \quad \text{em que } j = 1, 2 \text{ e } 3. \quad (4.3)$$

Figura 6: Estrutura da treliça produto.



A LLR a *posteriori* final será calculada por

$$\Lambda(u_R | \mathbf{y}_R) = \ln \left(\frac{P(u_R = 1 | \mathbf{y}_R)}{P(u_R = 0 | \mathbf{y}_R)} \right) \quad (4.4)$$

$$= \ln \left(\frac{P(u_{\mathbb{F}_4} = 1 | \mathbf{y}_R) + P(u_{\mathbb{F}_4} = 2 | \mathbf{y}_R)}{P(u_{\mathbb{F}_4} = 0 | \mathbf{y}_R) + P(u_{\mathbb{F}_4} = 3 | \mathbf{y}_R)} \right) \quad (4.5)$$

em que o critério de decisão final sobre o bit $u_R(t)$ é o habitual.

Da Tabela 1 pode-se notar que os quatro possíveis níveis de sinais recebidos sem ruído a partir da equação (4.1) pertencem ao conjunto $\dagger_R = \{h_1 + h_2, h_1 - h_2, -h_1 + h_2, -h_1 - h_2\}$. Essa ideia foi primeiramente proposta para o algoritmo de decodificação soma-produto em [30]. Estende-se seu uso nesse capítulo para o algoritmo BCJR.

No entanto, é necessário modificar o algoritmo de decodificação BCJR para que este possa operar em uma nova treliça, aqui denominada *treliça produto*, projetada para o decodificador turbo-XOR. Tal treliça é construída tendo como base as treliças T_1 e T_2 , que representam as treliças dos códigos utilizados nas fontes A e B aqui representados por S_1 e S_2 , respectivamente. A Figura 6 ilustra essa construção.

Considere a treliça T_i associada ao código utilizado em S_i . Seja $s_i(t)$ o vetor de estado do codificador turbo da fonte S_i no tempo t . A

transição de estado do codificador sobre a recepção do símbolo fonte $u_i(t) = 0$ (resp. $u_i(t) = 1$) é representada por uma linha sólida (resp. tracejada). O codificador convolucional que compõe o codificador turbo possui memória igual a ν_i . Além disso, assuma que, para S_1 , o estado inicial, no tempo $t - 1$, é dado por k , ou seja, $s_1(t - 1) = k$; a transição quando $u_1(t) = 0$ leva ao estado l originando o bloco codificado $\mathbf{v}_1'(t)$ e a transição quando $u_1(t) = 1$ leva ao estado m originando o bloco codificado $\mathbf{v}_1''(t)$. Da mesma forma, para S_2 , temos que o estado inicial, no tempo $t - 1$, é q , ou seja, $s_2(t - 1) = q$; a transição quando $u_2(t) = 0$ leva ao estado r originando a palavra código $\mathbf{v}_2'(t)$ e a transição quando $u_2(t) = 1$ leva ao estado s e palavra código $\mathbf{v}_2''(t)$. Aqui, $k, l, m \in \{1, \dots, 2^{\nu_1}\}$ e $q, r, s \in \{1, \dots, 2^{\nu_2}\}$.

As saídas, $\mathbf{v}_i'(t)$ e $\mathbf{v}_i''(t)$, dos codificadores podem então ser definidas como uma função do estado do codificador e do símbolo de entrada utilizando o mapeamento: $\Gamma[s_i(t - 1), u_i(t)]$.

Considere agora a treliça produto T_p . Seja $s_p(t)$ o vetor de estados do decodificador turbo para o *relay* no tempo t . Os estados de T_p são formados pela concatenação dos estados das treliças dos códigos correspondentes, ou seja, $s_p(t) = s_1(t) \parallel s_2(t)$, em que \parallel denota concatenação. Por exemplo, se o estado de T_1 e T_2 são k e q respectivamente, o estado de T_p é $k \parallel q$ (ou simplesmente, kq). Do estado $s_p(t - 1) = kq$, são possíveis quatro transições, $s_p(t)$, para os estados lr, ls, mr, ms , os quais são combinações de todos os possíveis estados de $s_1(t)$ e $s_2(t)$. Portanto, $lr, ls, mr, ms \in \{1, \dots, 2^{\nu_1 + \nu_2}\}$.

Na treliça produto, as transições entre dois estados são representadas por uma linha que liga os estados. Criamos a variável $u_{\mathbb{F}_4}(t)$, definida como $u_{\mathbb{F}_4}(t) \triangleq 2u_1(t) + u_2(t) \in \{0, 1, 2, 3\}$, para representar esta linha, como mostrado na Figura 6. A saída da treliça produto é também definida como uma função do novo conjunto de símbolos de entrada utilizando o mapeamento $\Gamma'[s_p(t - 1), u_{\mathbb{F}_4}(t)] = h_1 \cdot \Gamma[s_1(t - 1), u_1(t)] + h_2 \cdot \Gamma[s_2(t - 1), u_2(t)]$.

Podemos verificar que na treliça produto as transições entre estados são classificadas de quatro maneiras distintas. Sejam $l' \triangleq s_p(t - 1)$ e $l \triangleq s_p(t)$. Então, para $i = 0, 1, 2, 3$, definimos $\mathcal{R}_i \triangleq \{(l', l) \mid (l', l) \text{ é associado com } u_{\mathbb{F}_4}(t) = i\}$, em que (l', l) denota a transição do estado l' para o estado l .

O decodificador turbo-XOR aqui proposto considera em seu processo iterativo que as regiões \mathcal{R}_i , para $i = 0, 1, 2, 3$, carregam quatro diferentes informações. A subseção que segue apresenta mais detalhes.

4.4.1 Decodificação XOR- \mathbb{F}_4

O processo de decodificação XOR- \mathbb{F}_4 considera que os quatro conjuntos de transição associados aos símbolos $u_{\mathbb{F}_4}(t)$ carregam diferentes informações. Assim, consegue-se explorar ao máximo a redundância do código proposto. Apenas ao final do processo de decodificação iterativa se obtém a estimativa do XOR. Os valores das probabilidades $P(u_{\mathbb{F}_4}(t) = i \mid \mathbf{y}_R)$, para $i = 0, 1, 2$ e 3 , no tempo t , são então calculados como

$$P(u_{\mathbb{F}_4}(t) = i \mid \mathbf{y}_R) = \sum_{(l', l) \in \mathcal{R}_i} P(l', l, \mathbf{y}_R),$$

em que $P(l', l, \mathbf{y}_R) = \alpha_{t-1}(l') \cdot \gamma_t(\mathbf{y}_R(t), l', l) \cdot \beta_t(l)$ para todo $t = 1, \dots, N$. Os valores de α e β são obtidos de forma padrão. Contudo, o cálculo de γ_t dependerá da saída atual do canal bem como das probabilidades de transição da treliça produto e seu valor é dado por

$$\gamma_t(\mathbf{y}_R(t), l', l) = P(u_{\mathbb{F}_4}(t)) \exp \left(- \frac{\sum_{k=1}^n d^2(y_R^k(t), z_R^k(t))}{2\sigma^2} \right)$$

em que $z_R^k(t)$ é o rótulo da transição de estado correspondente, (l', l) , na treliça produto, $d(a, b)$ é a distância Euclidiana entre os pontos a e b , no plano complexo, e σ^2 é a variância do ruído. Antes da primeira iteração, a distribuição de probabilidades *a priori* de $u_{\mathbb{F}_4}(t)$ é uniforme em $\{0, 1, 2, 3\}$, e será obtida e melhorada na saída do decodificador turbo. A expressão da j -ésima LLR *a posteriori* de $u_{\mathbb{F}_4}(t)$ para $j = 1, 2$ e 3 é dada por

$$\Lambda_j(u_{\mathbb{F}_4}(t) \mid \mathbf{y}_R) = \ln \frac{\sum_{(l', l) \in \mathcal{R}_0} P(l', l, \mathbf{y}_R)}{\sum_{(l', l) \in \mathcal{R}_j} P(l', l, \mathbf{y}_R)}.$$

A j -ésima informação extrínseca do decodificador turbo para $j = 1, 2$ e 3 , será

$$\Lambda_{j,e}(u_{\mathbb{F}_4}(t)) = \Lambda_j(u_{\mathbb{F}_4}(t) \mid \mathbf{y}_R) - \Lambda_j - \Lambda_{j,S},$$

em que $\Lambda_j(u_{\mathbb{F}_4}(t) \mid \mathbf{y}_R)$ é a j -ésima LLR *a posteriori* calculada no processo de decodificação atual, Λ_j é a informação *a priori* de $u_{\mathbb{F}_4}(t)$ calculada no processo de decodificação passado e $\Lambda_{j,S}$ representa a parcela da j -ésima LLR *a posteriori*, relacionada apenas com os bits sistemáticos,

$z_R^1(t)$, e é dada por

$$\begin{aligned}\Lambda_{j,S} &= \ln \left(\frac{p(u_{\mathbb{F}_4}(t) = 0 \mid y_R^1(t))}{p(u_{\mathbb{F}_4}(t) = j \mid y_R^1(t))} \right) \\ &= \ln \left(\frac{p(y_R^1(t) \mid u_{\mathbb{F}_4}(t) = 0)P(u_{\mathbb{F}_4}(t) = 0)}{p(y_R^1(t) \mid u_{\mathbb{F}_4}(t) = j)P(u_{\mathbb{F}_4}(t) = j)} \right),\end{aligned}$$

em que, como indicado acima no texto, $P(u_{\mathbb{F}_4}(t))$ é uniforme sobre \mathcal{R}_i antes da primeira iteração. A função densidade de probabilidades da saída y_R^1 dado que a entrada $u_{\mathbb{F}_4}(t)$ ocorreu é dada por

$$p(y_R^1(t) \mid u_{\mathbb{F}_4}(t)) = \frac{E_b}{\sigma\sqrt{2\pi}} \exp \left(-\frac{|y_R^1(t) - z_R^1(t)|^2}{2\sigma^2} \right),$$

em que $|\cdot|$ é a operação módulo e σ^2 é a variância do ruído.

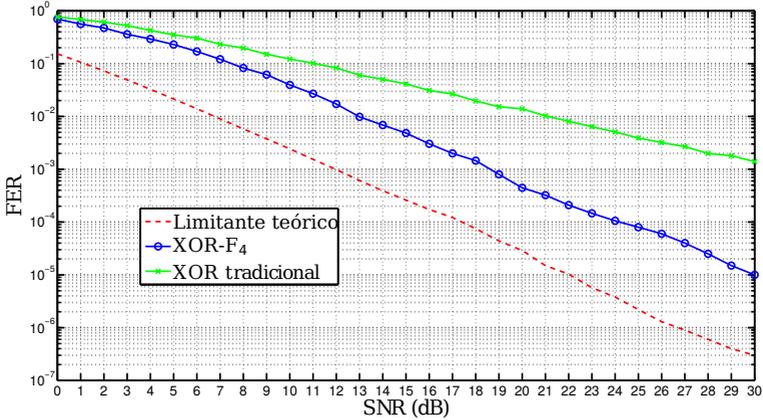
Ao término do processo iterativo, calcula-se a LLR *a posteriori* final da seguinte forma

$$\Lambda(u_R(t) \mid \mathbf{y}_R) = \ln \frac{\sum_{\mathcal{R}_1} P(l', l, \mathbf{y}_R) + \sum_{\mathcal{R}_2} P(l', l, \mathbf{y}_R)}{\sum_{\mathcal{R}_0} P(l', l, \mathbf{y}_R) + \sum_{\mathcal{R}_3} P(l', l, \mathbf{y}_R)}.$$

4.5 RESULTADOS

O desempenho do algoritmo de decodificação XOR proposto é avaliado através de simulações numéricas. As fontes A e B empregam o mesmo codificador turbo, que é composto pela concatenação paralela de dois codificadores recursivos e sistemáticos com comprimento de memória $\nu = 2$ e descritos pela matriz geradora $\mathbf{G}(D) = [1 \ (1 + D^2)/(1 + D + D^2)]$. Este código tem taxa igual a $1/3$. Para aumentar a taxa, removemos alguns dos bits de paridade através da técnica de puncionamento utilizando a matriz $\mathbf{P} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{bmatrix}^T$, em que 0 (zero) indica que o bit foi puncionado e portanto não transmitido. De acordo com este padrão de puncionamento, os bits de paridade dos dois codificadores RSC são alternadamente excluídos. A taxa conseguida por este código puncionado e considerando os bits de cauda, é, portanto, 0,4975. Foram utilizados dois entrelaçadores distintos. Na simulação, o tamanho do vetor mensagem \mathbf{u}_i foi escolhido como 400 bits. O entrelaçador interno que conecta os codificadores convolucio-

Figura 7: Comparação de desempenho da taxa de erro de frame (FER) entre os processos de decodificação XOR- \mathbb{F}_4 e XOR tradicional, para o canal de acesso múltiplo.



Fonte: Simulação computacional.

nais que constituem o código turbo é um entrelaçador aleatório que gera a permutação do bloco de 400 bits. Os canais, das fontes para o *relay* e do *relay* para as fontes, são canais com desvanecimento independentes.

As simulações foram realizadas no final da fase MA, no nó *relay*, uma vez que o processo de decodificação realizado pelas fontes na fase BC é padrão. O número de iterações dos decodificadores turbo, em todas as simulações realizadas nesta tese, foi fixado em 6.

A Figura 7 mostra a FER (do inglês *Frame Error Rate*) do decodificador XOR- \mathbb{F}_4 e do decodificador baseado na treliça dos códigos componentes, aqui denominado XOR tradicional. Como referência, a probabilidade do evento (*outage*) $r + r \geq \log_2(1 + \|\mathbf{h}\|^2 \text{SNR})$, em que $\mathbf{h} = [h_1 \ h_2]$, para a taxa de mensagem $r = 0,4975$ bits por símbolo complexo é também mostrada pela figura. Ela serve como um limitante teórico para a FER do código turbo para DF-PNC.

Para canais independentes sujeitos a desvanecimento, a decodificação baseada na treliça produto oferece ganhos em termos de FER em toda a faixa de SNR simulada. Percebemos o grande potencial do esquema DF-PNC de se aproximar do limite teórico, apesar do aumento da complexidade de decodificação.

Observamos que a maioria dos trabalhos que se utilizam da técnica PNC assumem canais Gaussianos cujo coeficiente de desvanecimento é sempre unitário. Aqui simulamos canais reais sem fio. A referência [29] apresenta uma proposta semelhante à nossa, porém com um desempenho bastante inferior.

O resultado obtido neste capítulo refere-se à transmissão das fontes para o *relay*, i.e., considera-se apenas a etapa de acesso múltiplo. Para verificar se o código desenvolvido alcança a máxima taxa-soma efetiva proposta no Capítulo 3, é necessário considerar uma transmissão fim-a-fim no TWRC.

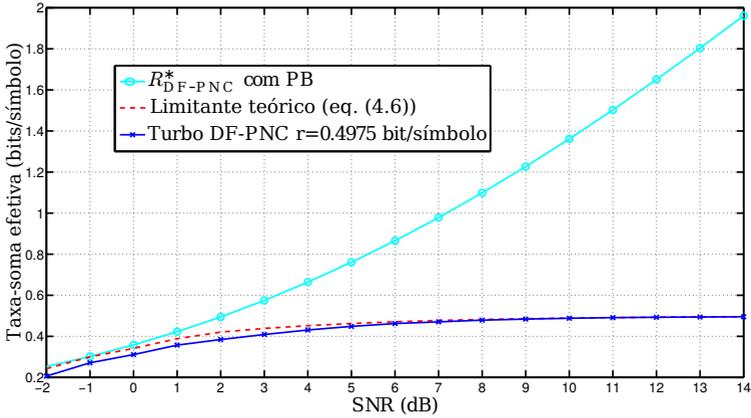
Vai-se, mais uma vez, admitir algum abuso de notação, reutilizando-se as mesmas siglas. Na etapa de difusão, considerou-se a máxima taxa efetiva para o canal PP, sem realizar a codificação de canal. Assim, a taxa-soma efetiva do DF-PNC é dada por

$$R_{\text{DF-PNC}} = \frac{2}{(1/[(1 - \text{FER})r] + 1/R_{\text{PP}}^*)}, \quad (4.6)$$

em que FER é a taxa de erro de quadro, r é a taxa de mensagem em bits por símbolo complexo, fixada em $r = 0,4975$ para a estratégia DF-PNC e R_{PP}^* é a máxima taxa efetiva alcançável para o canal de ponto-a-ponto. O termo $(1 - \text{FER})$ deve ser visto como a probabilidade de sucesso do processo de decodificação.

A Figura 8 apresenta a máxima taxa-soma efetiva alcançável para o DF-PNC com *buffer* (neste caso a taxa de mensagem utilizada é a ótima, da Figura 2, que varia com a SNR), a taxa-soma efetiva obtida para o código turbo DF-PNC (que tem r fixa em 0,4975) e o limitante teórico obtido a partir da equação (4.6) para esta taxa de mensagem fixada. Observando a figura, nota-se que, quando a SNR esta próxima de -1 dB o “gap” entre a curva do esquema turbo DF-PNC, operando com uma taxa de mensagem próxima a 1/2, e a curva da máxima taxa-soma efetiva para DF-PNC é o menor possível. De fato, para uma SNR = -1 dB, o melhor código será aquele que possuir uma taxa de mensagem próxima a 1/2, conforme apresentado na Figura 2 do Capítulo 3. Dessa forma, qualquer código de canal projetado com taxa de mensagem superior ou inferior teria uma menor taxa-soma efetiva de transferência e consequentemente uma comunicação menos eficiente.

Figura 8: Taxa-soma efetiva do sistema TWRC com DF-PNC e código turbo.



Fonte: Simulação computacional.

4.6 CONCLUSÕES

Foram propostas neste capítulo a utilização conjunta de PNC e decodificação turbo com base em uma treliça completa e uma simples modificação no algoritmo de decodificação BCJR para obter a informação XOR diretamente dos sinais sobrepostos. Apesar de esse novo decodificador ser mais complexo, resultados de simulação computacional mostraram que o seu desempenho de erro, em um canal com desvanecimento quase-estático Rayleigh, foi superior à decodificação direta do XOR das mensagens. Como consequência, a taxa-soma obtida com este código aproximou-se do limitante teórico correspondente (máxima taxa-soma efetiva) obtido no Capítulo 3, como observamos na Figura 8.

O uso do esquema DF-PNC em uma topologia que considera múltiplos usuários torna-se proibitiva, pois o processo de decodificação é muito complexo. Nazer e Gastpar em [8, 10, 11] mostraram que para se obter alta confiabilidade em sistemas PNC sem aumento excessivo de complexidade, deve-se fazer uso da estratégia CF. O próximo capítulo é dedicado à construção de códigos de canal integrado a PNC para a estratégia CF.

5 CÓDIGOS TURBO PARA CF-PNC SOBRE INTEIROS GAUSSIANOS

5.1 INTRODUÇÃO

A estratégia CF para PNC, desenvolvida por Nazer e Gastpar em [10], atraiu muita atenção da comunidade científica. A ideia principal é fazer com que o *relay* decodifique uma combinação linear das mensagens recebidas de acordo com os coeficientes de canal observados. Foram utilizados, para isso, códigos de reticulados aninhados nos transmissores, assegurando que combinações lineares inteiras de palavras-código também sejam palavras-código. Consequentemente, a decodificação no *relay* é feita de modo semelhante à de um cenário ponto-a-ponto, independentemente do número de usuários. Este é um aspecto importante de CF, que torna o sistema escalável.

Recentemente, Feng, Silva e Kschischang apresentaram em [13] uma abordagem algébrica para PNC, denominada *codificação de rede via reticulados* (LNC, do inglês *lattice network coding*), da qual o esquema de Nazer e Gastpar [11] pode ser visto como um caso especial. As motivações para essa abordagem bem como o seu detalhamento são apresentados na próxima seção.

Na sequência, a Seção 5.3 apresenta como contribuição original desta tese, o projeto de um esquema de codificação para PNC baseado em reticulados sobre inteiros Gaussianos obtidos pela Construção A Levantada, fazendo uso de códigos turbo binários.

Em seguida, na Seção 5.4, outra contribuição desta tese é apresentada. Trata-se de um algoritmo de decodificação BCJR baseado em uma nova forma de cálculo de métricas, especialmente desenvolvida para o cenário em questão.

Por fim, na Seção 5.5, resultados numéricos e comparações com os limitantes teóricos correspondentes, obtidos no Capítulo 3, comprovam o excelente desempenho do esquema proposto.

5.2 ESTRATÉGIA COMPUTA-E-ENCAMINHA SOBRE ANÉIS

Foi mostrado por Feng, Silva e Kschischang [13] que o uso de códigos de reticulados aninhados com modulações maiores que a binária resulta em ambiguidades na obtenção de uma combinação linear específica com coeficientes em um corpo finito. A solução proposta

em [13] foi adotar a estrutura de anéis de inteiros complexos (ao invés de corpos finitos).

Para ilustrar o que seria essa ambiguidade, suponha que os Usuários 1 e 2 possuam as mensagens $\mathbf{u}_1, \mathbf{u}_2 \in U = \{0, 1\}^k$, respectivamente. As mensagens devem ser mapeadas em sinais $\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2 \in S \subset \mathbb{C}^n$, antes de serem transmitidas. Por questão de simplicidade, suponha que $k = 2$ e $n = 1$. Ou seja, suponha que ambos os usuários adotem a modulação QPSK, com mapeamento $\mathcal{L} : U \rightarrow S$:

$$\mathcal{L}(00) = +1 + j, \mathcal{L}(01) = +1 - j, \mathcal{L}(10) = -1 + j, \mathcal{L}(11) = -1 - j.$$

O mapeamento inverso é indicado por $\mathcal{L}^{-1} : S \rightarrow U$.

O *relay*, através da detecção de máxima verossimilhança, encontra o par ou conjunto de pares $(\hat{\mathbf{x}}_1, \hat{\mathbf{x}}_2) \in S \times S$ tal que

$$(\hat{\mathbf{x}}_1, \hat{\mathbf{x}}_2) = \arg \min_{(\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2) \in S^2} |\mathbf{y}_R - (h_1 \mathbf{x}_1 + h_2 \mathbf{x}_2)|^2 \quad (5.1)$$

em que $\mathbf{y}_R = h_1 \mathbf{x}_1 + h_2 \mathbf{x}_2 + \mathbf{z}$ é o sinal recebido, sendo \mathbf{z} o ruído aditivo.

Ao todo, têm-se 16 pares de sinais distintos no *relay*. Suponha que se deseje obter o XOR entre as mensagens, $\mathbf{u}_R = \mathbf{u}_1 \oplus \mathbf{u}_2$. Estes pares devem então ser mapeados em quatro regiões de decisão (cada uma correspondendo a um valor distinto de XOR das mensagens), agrupadas da seguinte forma

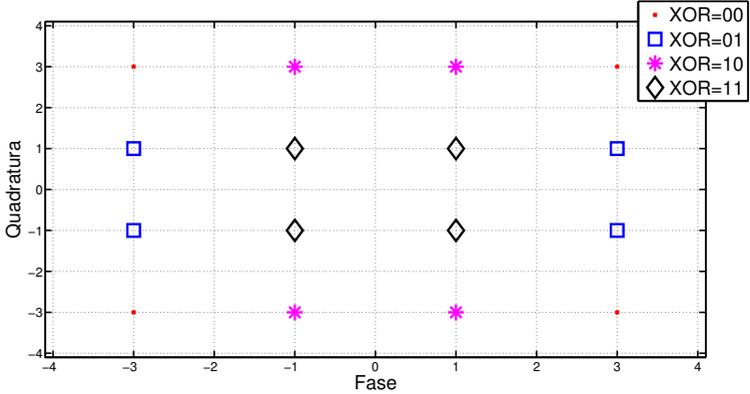
1. $\mathcal{D}(+1 + j, +1 + j) = \mathcal{D}(+1 - j, +1 - j) = \mathcal{D}(-1 + j, -1 + j) = \mathcal{D}(-1 - j, -1 - j) \Rightarrow \text{XOR} = 00$
2. $\mathcal{D}(+1 - j, +1 + j) = \mathcal{D}(+1 + j, +1 - j) = \mathcal{D}(-1 - j, -1 + j) = \mathcal{D}(-1 + j, -1 - j) \Rightarrow \text{XOR} = 01$
3. $\mathcal{D}(-1 + j, +1 + j) = \mathcal{D}(-1 - j, +1 - j) = \mathcal{D}(+1 + j, -1 + j) = \mathcal{D}(+1 - j, -1 - j) \Rightarrow \text{XOR} = 10$
4. $\mathcal{D}(-1 - j, +1 + j) = \mathcal{D}(-1 + j, +1 - j) = \mathcal{D}(+1 - j, -1 + j) = \mathcal{D}(+1 + j, -1 - j) \Rightarrow \text{XOR} = 11$

em que $\mathcal{D}(a, b) = \mathcal{L}^{-1}(a) \oplus \mathcal{L}^{-1}(b)$ e $a, b \in S$.

Deseja-se que os pontos (sinais sobrepostos) recebidos pelo *relay* estejam separados por uma distância mínima que permita identificá-los e que resulte em regiões de decisão bem definidas.

Porém, o posicionamento dos 16 pontos, que serve como referência para que o *relay* consiga realizar o processo de decodificação corretamente, dependerá dos valores assumidos pelos ganhos dos canais, h_1 e h_2 . Algumas realizações de canal fazem com que esses pontos

Figura 9: Constelação recebida no *relay* quando os ganhos de canal são reais e iguais a $h_1 = 1$ e $h_2 = 2$.



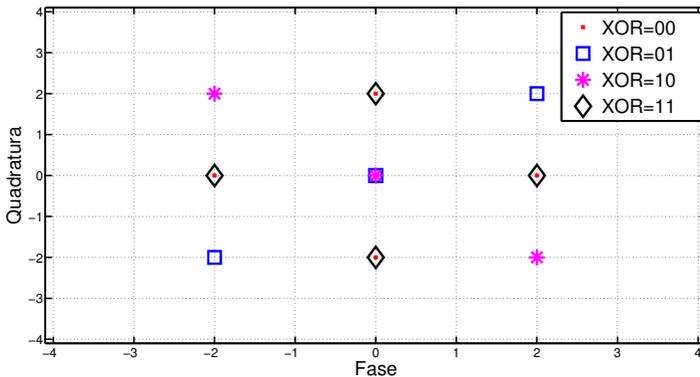
Fonte: Simulação computacional.

recebidos fiquem bastante próximos, ou até mesmo sobrepostos, impossibilitando a identificação correta das quatro regiões de decisão anteriormente definidas. A Figura 9 apresenta a constelação dos possíveis sinais recebidos (supondo ausência do ruído) no *relay* para o caso em que os ganhos de canal são reais e iguais a $h_1 = 1$ e $h_2 = 2$. Pode-se observar que consegue-se decodificar o XOR uma vez que as regiões de decisão são bem definidas.

No entanto, para outros ganhos de canal, como no caso em que há ortogonalidade entre eles, $h_1 = jh_2$, surgem ambiguidades no cálculo do XOR, como pode ser observado na Figura 10. Em [13], é mostrado que nenhuma função linear sobre um corpo finito pode resolver todas as ambiguidades na constelação de recepção, e a solução é o *relay* fazer uso de uma estrutura de reticulados sobre um anel de inteiros gaussianos $\mathbb{Z}[j] = \{\mathbb{Z} + j\mathbb{Z}\}$.

Códigos de reticulados vêm sendo desenvolvidos para sistemas de comunicação desde a década de 80 [12]. Em 2003, começaram a surgir classes de códigos de reticulados associadas a códigos LDPC [32]. Apenas em 2010 eles começaram a ser associados aos códigos turbo [33]. Com o trabalho de Feng, Silva e Kschischang [13] sobre PNC, a construção de sistemas LNC poderosos foi parcialmente explorada em alguns trabalhos recentes [34, 35]. Em [35], os autores utilizaram códigos LDPC em esquemas LNC sobre anéis de inteiros complexos

Figura 10: Constelação recebida no *relay* quando os ganhos de canal são ortogonais.



Fonte: Simulação computacional.

(os inteiros de Eisenstein), e conseguiram um bom desempenho em canais específicos. A complexidade do processo de decodificação, porém, cresce quando aumenta-se o número de usuários do sistema.

Resumindo esta seção, a estratégia CF de Nazer e Gastpar [11] explora a propriedade de que qualquer combinação linear de pontos de um reticulado pertence ao reticulado. Feng, Silva e Kschischang [13] observaram que o uso de CF com modulações maiores que a binária gera ambiguidades na decodificação da combinação linear quando esta é sobre um corpo finito, ao contrário do que acontece quando se considera um anel finito.

Na subseção seguinte, a abordagem LNC proposta em [13] é revista e servirá como base teórica para a construção de um código de reticulados baseado em códigos turbo binários [2]. A Seção 5.3 apresenta o desenvolvimento do codificador turbo sobre inteiros Gaussianos contribuição desta tese.

5.2.1 Codificação de Rede via Reticulados

Na abordagem algébrica LNC em [13] constroem-se reticulados sobre anéis de inteiros complexos com base na *Construção A Levantada* (como referência, ver o artigo [36]). Seja $\mathcal{C} \subset \mathbb{Z}_2^n$ um código turbo

binário. Considere o código levantado $\bar{\mathcal{C}}$ definido por $\bar{\mathcal{C}} \triangleq \{\mathbf{c} + j\mathbf{c}' : \mathbf{c}, \mathbf{c}' \in \mathcal{C}\}$, que é um $\mathbb{Z}_2[j]$ -módulo, sendo $\mathbb{Z}_2[j] = \{0, 1, j, 1 + j\}$ o anel finito de inteiros Gaussianos módulo 2, com $j = \sqrt{-1}$. Defina Λ como sendo o reticulado

$$\Lambda \triangleq \{(2z^1 + \bar{c}_1, \dots, 2z^n + \bar{c}_n) : z^1 \dots z^n \in \mathbb{Z}[j], \bar{\mathbf{c}} = (\bar{c}_1, \dots, \bar{c}_n) \in \bar{\mathcal{C}}\}. \quad (5.2)$$

Dessa maneira, os *cosets* da partição $\Lambda/2\mathbb{Z}[j]^n$ são isomorfos às palavras-código de $\bar{\mathcal{C}}$.

Antes de transmitir sobre o *link* $i \in \{1, 2, 3, 4\}$, de forma resumida tem-se que os nós fonte particionam seu vetor de mensagens $\mathbf{u}_i = \mathbf{u}_i^I + j\mathbf{u}_i^Q \in \mathbb{Z}_2[j]^k$ em $\mathbf{u}_i^I \in \mathbb{Z}_2^k$ e $\mathbf{u}_i^Q \in \mathbb{Z}_2^k$, representando as componentes em fase e em quadratura, e as mapeiam em palavras-código de \mathcal{C} . Em seguida, para minimizar a energia gasta na transmissão das palavras-código, somam-se vetores de *dither*, $\mathbf{d}_i^I \in \mathbb{R}^{nk}$ e $\mathbf{d}_i^Q \in \mathbb{R}^{nk}$, às palavras-código de \mathcal{C} , gerando assim um reticulado deslocado. Os sinais transmitidos são então dados por

$$\mathbf{x}_i = (\mathbf{c}_i^I + \mathbf{d}_i^I) \bmod 2\mathbb{Z} + j(\mathbf{c}_i^Q + \mathbf{d}_i^Q) \bmod 2\mathbb{Z},$$

em que a operação $(x \bmod 2\mathbb{Z})$ retorna o elemento de menor magnitude de $(x + 2\mathbb{Z})$.

Os canais entre os nós fonte e intermediário são modelados como canais com desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh. Assim, o sinal recebido pelo *relay* é dado por

$$\mathbf{y} = h_1\mathbf{x}_1 + h_2\mathbf{x}_2 + \mathbf{z}_1 \quad (5.3)$$

em que $\mathbf{x}_i \in \mathbb{C}^{nk}$ é o vetor transmitido, $h_i \in \mathbb{C}$ é o coeficiente de desvanecimento do canal no *link* i , para $i = 1$ e 2 , e \mathbf{z} é o vetor ruído Gaussiano complexo, com média zero e matriz de covariância $N_0\mathbf{I}_{nk}$. Assume-se que o *relay* tenha informação completa sobre o estado do canal, ou seja, conhece o valor h_i .

O *relay*, após receber o sinal dado pela equação (5.3), e antes de realizar o processo de decodificação, deve realizar os seguintes passos:

1. O sinal recebido é escalonado por um fator α , ou seja, calcula-se $\alpha\mathbf{y}$. O parâmetro α deve ser otimizado em função dos ganhos dos canais, $\mathbf{h} = [h_1 \ h_2] \in \mathbb{C}^2$, do vetor da combinação linear $\mathbf{a} \in \mathbb{Z}[j]^2$, e do valor da SNR, e pode ser interpretado como uma tentativa de aproximar os coeficientes de canal de valores inteiros Gaussianos [13], possibilitando um melhor casamento entre estes

coeficientes. O valor ótimo de α é dado pelo teorema que segue.

Teorema 5.2.1 ([11, 13]) *Para um sistema PNC com vetor de desvanecimento \mathbf{h} , vetor de coeficientes da combinação linear \mathbf{a} e SNR, a seguinte taxa computacional pode ser alcançada*

$$R_{comp}(\mathbf{h}, \mathbf{a}) \triangleq \max_{\alpha \in \mathbb{C}} \log_2 \left(\frac{\text{SNR}}{\|\alpha \mathbf{h} - \mathbf{a}\|^2 \text{SNR} + |\alpha|^2} \right).$$

Esta é maximizada pelo valor ótimo de α , dado por

$$\alpha_{otm} = \frac{\mathbf{a}\mathbf{h}^H \text{SNR}}{\|\mathbf{h}\|^2 \text{SNR} + 1},$$

que resulta em

$$R_{comp}(\mathbf{h}, \mathbf{a}) = \log_2 \left(\frac{\text{SNR}}{\mathbf{a}\mathbf{M}\mathbf{a}^H} \right),$$

em que

$$M = \text{SNR}\mathbf{I}_i - \frac{\text{SNR}^2}{\text{SNR}\|\mathbf{h}\|^2 + 1} \mathbf{h}^H \mathbf{h}$$

e \mathbf{I}_i é a matriz identidade 2×2 .

Note que a minimização do fator $\mathbf{a}\mathbf{M}\mathbf{a}^H$, que aumenta a taxa computacional, R_{comp} , é equivalente ao problema de encontrar o menor vetor de um reticulado com matriz Gram \mathbf{M} [13].

2. O efeito do *dither* deve agora ser removido, resultando no sinal $\tilde{\mathbf{y}}$, que será a entrada para o decodificador:

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{y}} &= \alpha \mathbf{y} - \sum_{i=1}^2 a_i \mathbf{d}_i & (5.4) \\ &= \alpha \sum_{i=1}^2 h_i \mathbf{x}_i + \alpha \mathbf{z} - \sum_{i=1}^2 a_i \mathbf{d}_i \\ &= \underbrace{\sum_{i=1}^2 a_i \bar{\mathbf{c}}_i}_{\text{palavra-código, } \bar{\mathbf{c}}} + \sum_{i=1}^2 \underbrace{(\alpha h_i - a_i) \mathbf{x}_i + \alpha \mathbf{z}}_{\text{ruído efetivo, } \mathbf{n}}. \end{aligned}$$

Desse modo, o *relay* pode recuperar a combinação linear desejada, com probabilidade de erro arbitrariamente baixa, se as taxas associ-

adas às mensagens envolvidas (isto é, aquelas com coeficientes diferentes de zero) forem menores do que a taxa computacional, ou seja, $r < R_{comp}(\mathbf{h}, \mathbf{a})$, conforme apresentado no Capítulo 3.

Observe que a equação acima é equivalente à de uma transmissão em um canal ponto-a-ponto, na qual as mensagens são codificadas através de pontos de um reticulado e, ao serem transmitidas, são corrompidas por um ruído aditivo, que neste caso não é necessariamente Gaussiano. Note também que não é necessário realizar a decodificação individual das mensagens transmitidas. Na estratégia CF, decodifica-se $\bar{\mathbf{c}} = \sum_{i=1}^2 a_i \bar{\mathbf{c}}_i \pmod{2\mathbb{Z}}$ como uma palavra-código válida. E, devido às propriedades algébricas do esquema LNC, garante-se a existência de um homomorfismo $\varphi : \Lambda \rightarrow \mathbb{Z}_2[j]^k$, tal que

$$\varphi(\bar{\mathbf{c}}) = \hat{\mathbf{u}}_R = a_1 \mathbf{u}_1 + a_2 \mathbf{u}_2$$

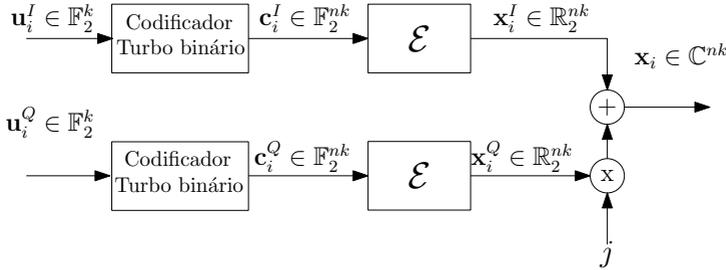
ou seja, a combinação linear das mensagens desejada é prontamente obtida.

5.3 CODIFICADOR TURBO SOBRE INTEIROS GAUSSIANOS

A construção de códigos de reticulados obtida nesta tese, baseada em códigos turbo binários [2], é agora detalhada. Ao longo do trabalho, o código de reticulado obtido com esta construção será denominado código Turbo-LNC. O codificador turbo convencional é constituído por dois códigos convolucionais recursivos e sistemáticos (RSC - *Systematic Convolutional*) idênticos, operando em paralelo com um entrelaçador entre eles. Para simplificar a exposição, assumimos que o código turbo tenha taxa igual a $1/n$. Os nós fonte produzem, de forma independente e paralela, o par de vetores $(\mathbf{u}_i^I, \mathbf{u}_i^Q) \in \mathbb{F}_2^k \times \mathbb{F}_2^k$, representando as componentes em fase e em quadratura da mensagem $\mathbf{u}_i = \mathbf{u}_i^I + j\mathbf{u}_i^Q \in \mathbb{Z}_2[j]^k$. Analogamente, os *cosets* da partição $\mathbb{Z}[j]^k / 2\mathbb{Z}[j]^k$ são isomorfos às mensagens $\mathbf{u}_i \in \mathbb{Z}_2[j]^k$.

Para $i = 1$ e 2 , sejam $\mathbf{u}_i^I = [u_i^I(1), \dots, u_i^I(k)] \in \mathbb{F}_2^k$ e $\mathbf{u}_i^Q = [u_i^Q(1), \dots, u_i^Q(k)] \in \mathbb{F}_2^k$ os dois vetores de mensagem de tamanho k bits cada da fonte S_i . Estes são codificados por dois codificadores turbo independentes, produzindo as respectivas sequências codificadas de tamanho nk bits cada: $\mathbf{c}_i^I = [\mathbf{c}_i^I(1), \dots, \mathbf{c}_i^I(k)] \in \mathbb{F}_2^{nk}$ e $\mathbf{c}_i^Q = [\mathbf{c}_i^Q(1), \dots, \mathbf{c}_i^Q(k)] \in \mathbb{F}_2^{nk}$. Cada bloco codificado $\mathbf{c}_i^j(t) = [c_i^{j,1}(t), \dots, c_i^{j,n}(t)]$ é um vetor de n bits, e corresponde à saída do codifi-

Figura 11: Modelo do codificador Turbo-LNC na fonte S_l .



Fonte: própria.

codificador turbo j , com $j \in \{I, Q\}$, considerando a entrada $u_i^j(t)$ no tempo t . Assumimos um codificador sistemático, de tal forma que $c_i^{j,1}(t) = u_i^j(t)$. O reticulado Λ construído via Construção A Levantada derivado deste código é obtido pela equação (5.2).

Cada fonte é equipada com dois moduladores idênticos, $\mathcal{E} : \mathbb{F}_2^{nk} \rightarrow \mathbb{R}^{nk}$, cada um dos quais mapeia c_i^j em uma palavra-código n -dimensional real $\mathbf{x}_i^j = \mathcal{E}(c_i^j)$. Para realizar uma transmissão quaternária, o sinal transmitido é representado por $\mathbf{x}_i = \mathbf{x}_i^I + j\mathbf{x}_i^Q \in \mathbb{C}^{nk}$. O processo de codificação das mensagens na fonte S_i é representado na Figura 11.

A potência média de transmissão é dada por

$$P \triangleq \frac{1}{nk} E [\|\mathbf{x}_i\|^2],$$

e definimos $\text{SNR} = P/N_0$.

A taxa de mensagem r_i de cada transmissor é dada pelo comprimento da sua mensagem normalizado pelo número de usos do canal: $r_i = 2k/nk \log_2 2 = 2/n$ (medida em bits por símbolo complexo).

5.4 DECODIFICAÇÃO TURBO SOBRE INTEIROS GAUSSIANOS

O processo de decodificação turbo para o código Turbo-LNC desenvolvido nesta tese é realizado de forma independente para as componentes em fase e em quadratura do sinal $\tilde{\mathbf{y}}$, conforme apresentado na Figura 12. Depois de algumas manipulações algébricas, o sinal de entrada para o decodificador, fornecido em (5.4), pode ser desmembrado

em

$$\tilde{\mathbf{y}}^I = \alpha^I \mathbf{y}^I - \alpha^Q \mathbf{y}^Q - \sum_{i=1}^2 \left(a_i^I d_i^I - a_i^Q d_i^Q \right) \quad (5.5)$$

$$\tilde{\mathbf{y}}^I = \mathbf{c}^I + \mathbf{n}^I \quad (5.6)$$

e

$$\tilde{\mathbf{y}}^Q = \alpha^I \mathbf{y}^Q + \alpha^Q \mathbf{y}^I - \sum_{i=1}^2 \left(a_i^I d_i^Q + a_i^Q d_i^I \right) \quad (5.7)$$

$$\tilde{\mathbf{y}}^Q = \mathbf{c}^Q + \mathbf{n}^Q, \quad (5.8)$$

em que

$$\mathbf{y}^I = \sum_{i=1}^2 \left(h_i^I \mathbf{x}_i^I - h_i^Q \mathbf{x}_i^Q \right) + \mathbf{z}^I \quad (5.9)$$

$$\mathbf{y}^Q = \sum_{i=1}^2 \left(h_i^I \mathbf{x}_i^Q + h_i^Q \mathbf{x}_i^I \right) + \mathbf{z}^Q \quad (5.10)$$

e

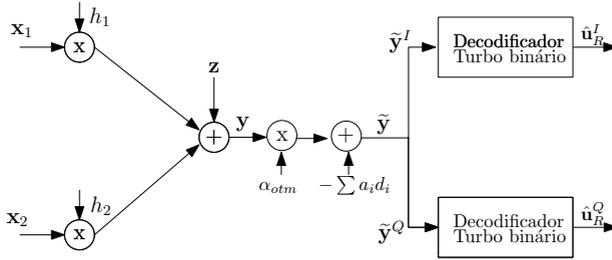
$$\mathbf{c}^I = \left[\sum_{i=1}^2 \left(a_i^I \mathbf{c}_i^I - a_i^Q \mathbf{c}_i^Q \right) \right] \bmod 2\mathbb{Z} \quad (5.11)$$

$$\mathbf{c}^Q = \left[\sum_{i=1}^2 \left(a_i^Q \mathbf{c}_i^I + a_i^I \mathbf{c}_i^Q \right) \right] \bmod 2\mathbb{Z}. \quad (5.12)$$

O processo de decodificação turbo deve ter a capacidade de minimizar a probabilidade de erro do bit $\mathbf{u}_R^j(t) = \sum_{i=1}^2 a_i \mathbf{u}_i^j(t)$ no tempo t via decodificação turbo iterativa, para $j \in \{I, Q\}$. Utilizamos o algoritmo padrão de decodificação BCJR [27] para produzir, de forma independente, estimativas melhoradas das probabilidades *a priori* de $\hat{\mathbf{u}}_R^I(t)$ e $\hat{\mathbf{u}}_R^Q(t)$.

Essas estimativas são expressas através do cálculo de duas LLR's *a posteriori*, representando as componentes em fase e em quadratura do sinal, aqui representadas pelo índice j . Dessa forma, a LLR será

Figura 12: Modelo do decodificador para o código Turbo-LNC.



Fonte: própria.

dada por

$$\Lambda^j(u_R^j(t) \mid \tilde{\mathbf{y}}^j) = \ln \left(\frac{P(u_R^j(t) = 1 \mid \tilde{\mathbf{y}}^j)}{P(u_R^j(t) = 0 \mid \tilde{\mathbf{y}}^j)} \right). \quad (5.13)$$

O critério de decisão final é o usual, dado por:

$$\hat{u}_R^j(t) = \begin{cases} 0 & \text{se } \Lambda(u_R^j(t) \mid \tilde{\mathbf{y}}^j) \leq 0 \\ 1 & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

A treliça decodificadora será a mesma utilizada pelas fontes. Porém, precisaremos ajustar o valor da variância do ruído efetivo, dado em (5.4), que não é necessariamente Gaussiano.

Os valores de $P(u_R^j(t) = 0 \mid \tilde{\mathbf{y}}^j)$ e $P(u_R^j(t) = 1 \mid \tilde{\mathbf{y}}^j)$ no tempo t são então calculados como

$$P(u_R^j(t) = b \mid \tilde{\mathbf{y}}^j) = \sum_{(l', l) \in \mathcal{T}_b} P(l', l \mid \tilde{\mathbf{y}}^j),$$

para $b \in \{0, 1\}$, em que \mathcal{T}_b representa o conjunto de transições de estado, (l', l) , na treliça do decodificador, provocadas por $u_R^j(t) = b$, e $P(l', l, \tilde{\mathbf{y}}^j) = \alpha_{t-1}(l') \cdot \gamma_t(\tilde{\mathbf{y}}^j, l', l) \cdot \beta_t(l)$ para todo $t = 1, \dots, k$. Os valores de α e β do algoritmo BCJR são obtidos da forma padrão [2]. Contudo, o cálculo de γ_t depende da saída atual do canal e das proba-

bilidades de transição da treliça. Com isso, seu valor é dado por

$$\gamma_t(\tilde{\mathbf{y}}^j(t), l', l) = P(u_R^j(t)) \exp \left(- \frac{\sum_{m=1}^n d^2(\tilde{y}^{jm}(t), v^{jm}(t))}{2\sigma^2} \right)$$

em que $v^{jm}(t)$ são os elementos dos vetores dados pelas equações (5.11) e (5.12) associados ao rótulo da transição de estado correspondente (l', l) na treliça, $d(a, b)$ é a distância Euclidiana entre os pontos a e b no plano real, e σ^2 é a variância do ruído efetivo, definido em (5.4). A probabilidade *a priori* de $u_R^j(t)$ é inicializada com $P(u_R^j(t)) = \frac{1}{2}$, e é obtida e melhorada na saída do decodificador turbo.

A variância do ruído efetivo é obtida como

$$\sigma^2 = \mathbb{E} [|\mathbf{n} - \mathbb{E}[\mathbf{n}]|^2].$$

Note que $\mathbb{E}[\mathbf{n}] = 0$ pois, como $\mathbf{z} \sim \mathcal{CN}(0, N_0)$ e $\mathbf{x}_i = \{\pm 0.5 \pm j0.5\}$, tem-se que $\mathbb{E}[\mathbf{z}] = \mathbb{E}[\mathbf{x}_i] = 0$. Dessa forma,

$$\sigma^2 = \mathbb{E} [|\mathbf{n}|^2] \quad (5.14)$$

$$= \frac{1}{2} \sum_{i=1}^2 |\alpha h_i - a_i|^2 + |\alpha|^2 N_0, \quad (5.15)$$

em que $1/2$ é a potência do sinal de dimensão complexa. Podemos ainda rearrumar a equação (5.15) da seguinte maneira:

$$\begin{aligned} \sigma^2 &= N_0 \text{SNR} \sum_{i=1}^2 |\alpha h_i - a_i|^2 + |\alpha|^2 N_0 \\ &= N_0 \left(\text{SNR} \sum_{i=1}^2 |\alpha h_i - a_i|^2 + |\alpha|^2 \right) \\ &= N_0 \mathbf{a} \mathbf{M} \mathbf{a}^H. \end{aligned}$$

5.5 RESULTADOS

O desempenho do algoritmo de codificação/decodificação turbo para LNC sobre inteiros Gaussianos (Turbo-LNC) foi avaliado através de simulações computacionais. Considerou-se que as duas fontes A e B, empregam o mesmo codificador turbo e desejam enviar suas mensagens

\mathbf{u}_1 e $\mathbf{u}_2 \in \mathbb{Z}_2 [j]^k$ para o *relay*. Os codificadores convolucionais binários, recursivos e sistemáticos utilizados para formar o código turbo possuem comprimento de memória $\nu = 2$, matriz geradora $\mathbf{G}(D) = [1 \ (1 + D^2)/(1 + D + D^2)]$ e taxa após punção de $1/2$.

Em conformidade com a Construção A Levantada, foram utilizados em cada fonte dois codificadores turbo em paralelo, um responsável pela codificação da componente em fase e o outro da componente em quadratura do vetor mensagem de tamanho k .

Nas simulações da FER, o tamanho do vetor mensagem por componente em fase ou em quadratura foi escolhido como 400 bits. As seqüências dos coeficientes de canal foram geradas de forma independentes representando variáveis aleatórias Gaussianas complexas de potência unitária.

O número de iterações do decodificador turbo proposto, em todas as simulações realizadas neste trabalho, foi fixado em 6.

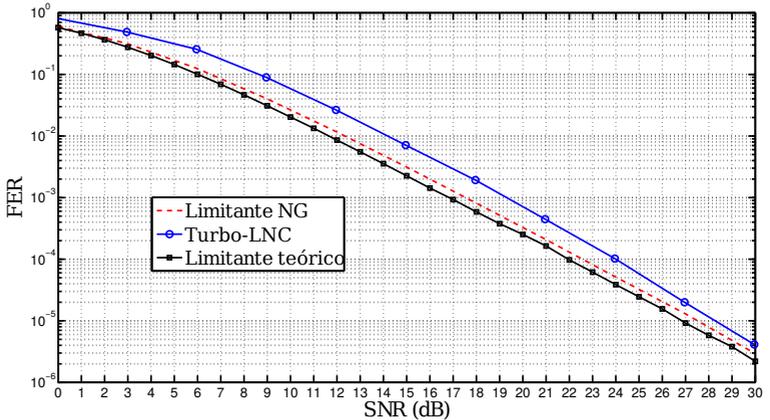
A Figura 13 mostra a FER do decodificador do código Turbo-LNC no *relay*, ou seja, considerando apenas a fase MA. Como referência, a FER (probabilidade de *outage*) do esquema de Nazer e Gastpar (limitante NG), ou seja, a probabilidade do evento $r \geq \log_2(\text{SNR}/\mathbf{aMa}^H)$, para a taxa de mensagem $r = 0,9901$ bits por símbolo complexo, é também mostrada na figura. Essa curva deve servir como limitante para a FER do código turbo desenvolvido. Percebemos o grande potencial do esquema CF-PNC de se aproximar do limitante NG, com uma complexidade de decodificação aceitável.

O limitante teórico que aparece na Figura 13 foi obtido com base na região de capacidade MA “relaxada”. Normalmente, a região de capacidade MA considera que um evento tem sucesso quando consegue-se decodificar corretamente as duas mensagens de forma individual (lembre-se que no MA tradicional não existe o conceito de combinação linear de mensagens). Aqui relaxamos esta característica, ou seja, um evento de *outage* é contabilizado apenas quando não conseguimos decodificar nenhuma das mensagens.

Para verificar se o código Turbo-LNC desenvolvido alcança a máxima taxa-soma efetiva obtida no Capítulo 3, tem-se que considerar uma transmissão fim-a-fim no TWRC. A fim de se calcular a taxa-soma efetiva do CF-PNC, considerou-se na etapa de difusão a máxima taxa efetiva para o canal ponto-a-ponto, sem realizar uma codificação de canal. Assim, a taxa-soma efetiva do CF-PNC é dada por

$$R_{\text{CF-PNC}} = \frac{2}{(1/[(1 - \text{FER})r] + 1/R_{\text{PP}}^*)}. \quad (5.16)$$

Figura 13: FER do código Turbo-LNC no *relay* com canais sujeitos a desvanecimento Rayleigh.



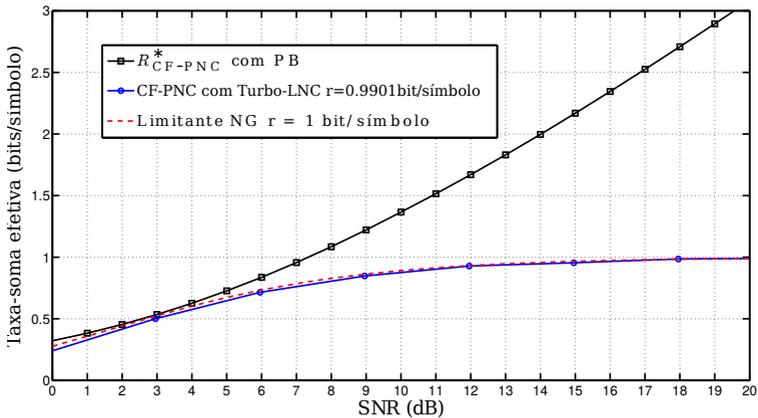
Fonte: Simulação computacional.

em que FER é a taxa de erro de quadro, r é a taxa de mensagem em bits por símbolo complexo, fixada em $r = 0,9901$, e R_{PP}^* é a máxima taxa efetiva para o canal PP. O termo $(1 - FER)$ deve ser visto como a probabilidade de sucesso do processo de decodificação.

A Figura 14 apresenta a máxima taxa-soma efetiva alcançável para o CF-PNC com *buffer* (neste caso a taxa de mensagem utilizada é a ótima, da Figura 2, que varia com a SNR), a taxa-soma efetiva obtida com o código Turbo-LNC e o limitante de Nazer e Gastpar (NG) com uma taxa de mensagem fixa, $r = 1$ bit/símbolo, que é semelhante à taxa utilizada pelo código Turbo-LNC. O limitante NG pode ser visto como o resultado para um código ótimo que considera uma modulação infinita. Ou seja, qualquer código prático desenvolvido deve ter um desempenho abaixo ou muito próximo desta curva como apresentado na figura.

Observando a Figura 14, nota-se que a curva do esquema Turbo-LNC, operando com uma taxa de mensagem próxima à unidade, quase tangencia a curva da máxima taxa-soma efetiva alcançável para o CF-PNC com *buffer* para a SNR = 3 dB. De fato, para uma SNR = 3 dB, o melhor código será aquele que utiliza uma taxa de mensagem próxima à unidade conforme apresentado na Figura 2 do Capítulo 3.

Figura 14: Taxa-soma efetiva do sistema TWRC com CF-PNC e código Turbo-LNC.



Fonte: Simulação computacional.

5.6 CONCLUSÕES

Neste capítulo, para realizar a estratégia CF-PNC, foi projetado um código Turbo-LNC que usa reticulados sobre inteiros Gaussianos e códigos turbo binários. Simulações computacionais demonstraram o bom desempenho do esquema proposto, com a vantagem de a complexidade de decodificação ser relativamente baixa e de sua operação independer do número de usuários presentes no sistema.

Verificou-se que o código proposto, com taxa de mensagem próxima à unidade, apresenta um desempenho ótimo para a SNR = 3 dB, conforme previsto pela teoria desenvolvida no Capítulo 3. Assim, pode-se concluir que se trata de um projeto muito bem sucedido de códigos para a estratégia CF-PNC.

6 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

6.1 DISCUSSÃO DOS RESULTADOS

No Capítulo 2, o modelo do sistema TWRC adotado nesta tese foi apresentado e as regiões de capacidade para os canais básicos foram descritas, visando a obtenção da probabilidade de sucesso necessária para a metodologia proposta no Capítulo 3.

No Capítulo 3, expressões otimizadas para a máxima taxa efetiva de transferência e a correspondente taxa de mensagem ótima (em bits por símbolo complexo) foram derivadas para o TWRC. Consideraram-se as técnicas de roteamento, de NC e de PNC, com desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh. Para PNC, as versões DF-PNC e CF-PNC foram avaliadas. Além disso, introduziu-se um *buffer* de pacotes do *relay* com o objetivo de se alcançar taxas efetivas de transferência mais elevadas, o que se mostrou bastante interessante, sobretudo para CF-PNC.

No Capítulo 4, buscou-se projetar um código de canal que melhorasse significativamente o desempenho de erro em sistemas que utilizam a estratégia DF-PNC. Uma contribuição da tese foi a modificação do algoritmo de decodificação BCJR, que passou a operar no corpo de Galois \mathbb{F}_4 . A técnica apresentou um ótimo desempenho para topologias com dois usuários e modulação BPSK. Fazendo uso da taxa de mensagem ótima para uma $\text{SNR} = -1$ dB, o código turbo DF-PNC quase tangencia a máxima taxa-soma efetiva obtida no Capítulo 3.

O desenvolvimento de um código turbo que utiliza a estratégia CF-PNC com esquema LNC foi apresentado no Capítulo 5. Fez-se uso de reticulados sobre inteiros Gaussianos e códigos turbo binários. As simulações computacionais demonstraram o bom desempenho do esquema proposto, com a vantagem de a complexidade de decodificação ser relativamente baixa e da operação do sistema independer do número de usuários. Com taxa de mensagem próxima à unidade, este código deve ser o de melhor desempenho considerando uma $\text{SNR} = 3$ dB. Qualquer código de canal projetado com taxa de mensagem superior ou inferior teria uma menor taxa-soma efetiva de transferência e consequentemente uma comunicação menos eficiente.

6.2 CONTRIBUIÇÕES

As principais contribuições desta tese de doutorado consistem nas seguintes constatações:

- PNC codificado melhora o desempenho no TWRC.
- As expressões otimizadas para a máxima taxa-soma efetiva de transferência (em bits por símbolo complexo) apresentadas no Capítulo 3 devem ser utilizadas como limitantes para esquemas que utilizam PNC para o TWRC com desvanecimento quase-estático do tipo Rayleigh.
- Dada uma relação sinal-ruído (SNR), obtém-se a taxa de mensagem ótima e, a partir dela, projetam-se bons códigos de canal visando uma comunicação mais eficiente e confiável no TWRC.
- A utilização de um *buffer* de pacotes no *relay* aumenta as taxas efetivas de transferência alcançáveis, notadamente para CF-PNC.
- Para uma SNR = -1 dB, o esquema de codificação/decodificação para PNC, DF-PNC, operando no corpo de Galois \mathbb{F}_4 , com taxa de mensagem $r = 1/2$ (bit/símbolo) e com modulações binárias, apresenta um desempenho de erro do sistema superior ao da decodificação direta do XOR das mensagens. No entanto, ocorre um aumento na complexidade de decodificação no TWRC.
- Com modulações não binárias, o esquema de codificação/decodificação para CF-PNC baseado em reticulados sobre inteiros Gaussianos, LNC, aproxima-se de seu limitante teórico. O uso da taxa de mensagem ideal para uma SNR = 3 dB ($r \approx 1$ bit/símbolo) prova o ótimo desempenho do código proposto, com complexidade de decodificação aceitável no TWRC.

6.3 ARTIGOS PUBLICADOS

As publicações decorrentes diretamente desta tese foram:

- CASTRO, M. C. et al. Decodificação turbo integrada à codificação de rede na camada física. XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, p. 1-5, set. 2012a [37].

- CASTRO, M. C. et al. Improved joint turbo decoding and physical-layer network coding. *IEEE Information Theory Workshop*, v. 1, p. 532–536, set. 2012b [31].
- CASTRO, M. C.; UCHÔA-FILHO, B. F.; SILVA, D. Códigos turbo para codificação de rede na camada física sobre inteiros gaussianos. *XXXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, v. 1, p.1–5, set. 2013 [38].

Encontra-se em fase de submissão para o periódico *Physical Communication* o artigo intitulado *On the Achievable Sum-Throughput in the Two-Way Relay Channel Without Transmit CSI*.

6.4 TRABALHOS FUTUROS

Como trabalhos futuros, sugere-se inicialmente uma ampliação da topologia adotada. Considerar cenários mais realísticos, com mais usuários e *relays*, é de grande interesse.

Sobre a obtenção das expressões otimizadas para a máxima taxa efetiva de transferência (em bits por símbolo complexo), foram consideradas várias hipóteses, a saber:

- taxas de mensagem simétricas;
- mesmo tamanho de pacote transmitido entre as fontes;
- canais simétricos;
- transmissão simultânea de sinais realizada de forma síncrona.

Derivar expressões de taxa efetiva para sistemas mais genéricos, removendo as restrições supramencionadas, representaria uma grande contribuição.

Outra questão importante que deve ser considerada é igualar o gasto energético entre as técnicas de roteamento, codificação de rede e codificação de rede na camada física. Dessa forma será possível realizar uma comparação mais justa, uma vez que um menor gasto energético certamente é uma vantagem, assim como maior taxa.

Considerar sistemas mistos, cujas restrições topológicas requeiram o uso conjunto dos esquemas DF-PNC (para $\text{SNR} < 10 \text{ dB}$) e CF-PNC ($\text{SNR} > 10 \text{ dB}$), também pode ser de grande valor. Um exemplo de tais sistemas é uma rede veicular, na qual pode existir a ausência de linha de visada entre uma parte dos usuários.

REFERÊNCIAS

- 1 SHANNON, C. E. A mathematical theory of communication. *Bell Systems Technical Journal*, v. 27, p. 379–423 e 623–656, 1948.
- 2 BERROU, C.; GLAVIEUX, A.; THITIMAJSHIMA, P. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes. *Proc. IEEE International Conference on Communications*, v. 2, n. 1, p. 1064–1070, 1993.
- 3 GALLAGER, R. Low-density parity-check codes. *IRE Transactions Information Theory, IT-8*, p. 21–28, 1962.
- 4 AHLISWEDE, R. et al. Network information flow. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 46, n. 4, p. 1204–1216, jul. 2000.
- 5 WU YUNNAN, P. A. C.; KUNG, S.-Y. Information exchange in wireless networks with network coding and physical-layer broadcast. In: *Proc. of the Conference on Information Sciences and Systems, The Johns Hopkins University*. [S.l.: s.n.], 2005. v. 78.
- 6 ZHANG, S.; LIEW, S. C.; LAM, P. P. Hot Topic : Physical-Layer Network Coding. In: *Proc. of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 358–365.
- 7 POPOVSKI, P.; YOMO, H. Bi-directional amplification of throughput in a wireless multi-hop network. *IEEE Vehicular Technology Conference*, v. 2, p. 588–593, maio 2006.
- 8 NAZER, B.; GASTPAR, M. Computing over multiple-access channels with connections to wireless network coding. *IEEE International Symposium on Information Theory*, p. 1354–1358, jul. 2006.
- 9 ZHANG, S.; LIEW, S. C. Channel coding and decoding in a relay system operated with physical-layer network coding. *IEEE Selected Areas in Communications*, v. 27, n. 5, p. 788–796, jun. 2009.
- 10 NAZER, B.; GASTPAR, M. Compute-and-forward: Harnessing interference through structured codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 57, n. 10, p. 6463 – 6486, out. 2011a.

- 11 NAZER, B.; GASTPAR, M. Reliable physical layer network coding. *Proceedings of the IEEE*, v. 99, n. 3, p. 438–460, mar. 2011b.
- 12 CONWAY, J. H.; SLOANE, N. J. A. *Sphere packings, lattices and groups*. [S.l.: s.n.], 1998.
- 13 FENG, C.; SILVA, D.; KSCHISCHANG, F. R. An Algebraic Approach to Physical-Layer Network Coding. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 59, n. 11, p. 7576–7596, nov. 2013. ISSN 0018-9448.
- 14 SENDONARIS, A.; ERKIP, E.; AAZHANG, B. User cooperation diversity: Part i and part ii. *IEEE Transactions on Communications*, v. 51, n. 11, p. 1927–1948, nov. 2003.
- 15 LANEMAN, J. N.; TSE, D. N. C.; WORNELL, G. W. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 50, n. 12, p. 3062–3080, dez. 2004.
- 16 HUNTER, T. E.; NOSRATINIA, A. Cooperative diversity through coding. *Proc. IEEE International Symposium on Information Theory*, p. 220, 2002.
- 17 KRAMER, G.; GASTPAR, M.; GUPTA, P. Cooperative strategies and capacity theorems for relay networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 51, n. 9, p. 3037–3063, set. 2005.
- 18 RANKOV, B.; WITTNEBEN, A. Achievable rate regions for the two-way relay channel. In: IEEE. *Information Theory, 2006 IEEE International Symposium on*. [S.l.], 2006. p. 1668–1672.
- 19 LIEW, S. C.; ZHANG, S.; LU, L. Physical-layer network coding: Tutorial, survey, and beyond. *Physical Communication*, Elsevier, v. 6, p. 4–42, 2013.
- 20 ZHANG, S.; LIEW, S. C.; LU, L. Physical layer network coding schemes over finite and infinite fields. In: IEEE. *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008*. IEEE. [S.l.], 2008. p. 1–6.
- 21 KATTI, S.; GOLLAKOTA, S.; KATABI, D. Embracing wireless interference: analog network coding. *ACM SIGCOMM'07*, p. 397–408, 2007.

- 22 KNOPP, R. Two-Way Radio Networks with a Star Topology. In: *2006 International Zurich Seminar on Communications*. [S.l.: s.n.], 2006. p. 154–157.
- 23 GOLDSMITH, A. *Wireless communications*. [S.l.]: Cambridge university press, 2005.
- 24 NARASIMHAN, R. Individual outage rate regions for fading multiple access channels. In: *Proc. of the IEEE International Symposium Information Theory*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1571–1575.
- 25 YANG, H. J.; LEE, B. S.; JUNG, B. C. Buffer-aided two-way relaying with lattice codes. In: *Proc. of the International Conference on Information and Communication Technology Convergence*. [S.l.: s.n.], 2014. p. 500–502.
- 26 HILBE, J. M. *Negative binomial regression*. [S.l.]: Cambridge University Press, 2011.
- 27 BAHL, L. et al. Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate (Corresp.). *IEEE Transactions on Information Theory*, v. 20, n. 2, p. 284–287, mar. 1974.
- 28 LU, S.; LI, Y.; CHENG, J. Low-complexity turbo decoding scheme for two-way relay network. *International Conference on Wireless Communications and Signal Processing (WCSP)*, p. 1–5, out. 2010.
- 29 TO, D.; CHOI, J. Reduced-state decoding in two-way relay networks with physical-layer network coding. *IEEE Information Theory Workshop (ITW)*, p. 1–5, 2010.
- 30 WUBBEN, D.; LANG, Y. Generalized sum-product algorithm for joint channel decoding and physical-layer network coding in two-way relay systems. *IEEE Global Telecommunications Conference*, p. 1–5, dez. 2010.
- 31 CASTRO, M. C. et al. Improved joint turbo decoding and physical-layer network coding. *IEEE Information Theory Workshop*, v. 1, p. 532–536, set. 2012.
- 32 SADEGHI, M.; PANARIO, D. Low density parity check lattices based on construction d cycle-free tanner graph. *DIMACS 2003*, v. 68, p. 86–90, 2003.

- 33 SAKZAD, A.; SADEGHI, M.; PANARIO, D. Construction of turbo lattices. *Fiftieth Annual Allerton Conference*, p. 14–21, set. 2010.
- 34 BELFIORE, J.-C. Lattice codes for the compute-and-forward protocol: The flatness factor. *IEEE Information Theory Workshop*, p. 1–4, 2011.
- 35 TUNALI, N. E. et al. Lattices over eisenstein integers for compute-and-forward. *Fiftieth Annual Allerton Conference*, p. 33–40, out. 2012.
- 36 SILVA, D. Codificação de Rede na Camada Física via Reticulados. In: *XXXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT 2013*. [S.l.: s.n.], 2013.
- 37 CASTRO, M. C. et al. Decodificação turbo integrada à codificação de rede na camada física. *XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, p. 1–5, set. 2012.
- 38 CASTRO, M. C.; UCHÔA-FILHO, B. F.; SILVA, D. Códigos turbo para codificação de rede na camada física sobre inteiros gaussianos. *XXXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, v. 1, p. 1–5, set. 2013.