

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA

DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

***ESTUDO DA VIABILIDADE DA UTILIZAÇÃO DE CÓDIGO
DE REED SOLOMON NA CODIFICAÇÃO DE CANAL
MÓVEL TDMA.***

RIVAEEL STROBEL PENZE

ORIENTADOR: PROF.Dr. RENATO BALDINI FILHO



Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação - FEEC, da Universidade Estadual de Campinas – Unicamp, como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de MESTRE EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Lee Luan Ling (FEEC/UNICAMP).

Prof. Dr. Carlos Eduardo Câmara (USF).

Prof. Dr. Dalton Soares Arantes (FEEC/UNICAMP)

Para

Meus Pais Thomaz Aquino e Nelia

Meus Irmãos Helmann e Zelmann

Minha Esposa Rosana

E minhas filhas Raphaela e Raissa

AGRADECIMENTOS

- Ao Professor Doutor Renato Baldini Filho, pela sua orientação eficiente e segura, fator importante na realização deste trabalho.
- Aos Professores da Banca Examinadora : Prof.Dr. Lee Luan Ling (FEEC-UNICAMP), Prof.Dr. Carlos Eduardo Câmara (USF) e Prof. Dr. Dalton Soares Arantes (FEEC-UNICAMP).
- A FAPESP (Fundação de Amparo à pesquisa do Estado de São Paulo) pelo suporte financeiro através de bolsa de estudo.
- Aos colegas de graduação que contribuíram muito na realização deste trabalho, de modo particular, aos amigos Saulo Roberto Sodré dos Reis, José Carlos da Silva, Jeferson Luiz Benitez e Leandro Paccola Danelon, Fabiano Leôncio de Padua, Carlos Henrique (Romeu), Luis Faray de Aquino , Magno Rocha, Mauricio Gomes Duarte, Dionne, Daniela Fiorenzano.
- Aos colegas do Departamento de Comunicações, que estiveram sempre presentes, contribuindo com amizade e companheirismo.
- Aos meus pais Thomaz Aquino Penze, Nelia Strobel Penze e meus irmãos Helmann e Zelmann, a quem dedico todo esse trabalho.
- A Amauri Barbosa Leite e Joanna Sanches Barbosa Leite, pessoas a quem tenho muito respeito e admiração.
- A minha Esposa Rosana, pelo amor, carinho e por estar sempre presente dividindo as alegrias e tristezas da vida, mas crescendo e aprendendo juntos.
- A minhas filhas Raphaela e Raissa, que chegaram para alegrar ainda mais a minha vida.

- As minhas cunhadas Elizete e Sandra a quem tenho muito respeito e admiração.
- Aos meus familiares e amigos que confiaram em mim, na realização deste trabalho.
- Aos professores da UFMT, em especial ao Professor Arnulfo que sempre me incentivou e acreditou em mim.
- Agradeço principalmente a Deus por mais esta caminhada que estou concluindo com sucesso em minha vida.

RESUMO

Este trabalho objetiva o estudo da viabilidade da utilização de código de Reed – Solomon na codificação de canal móvel TDMA. Códigos de bloco aparentam ser mais adequados para a estrutura dos slots temporais do quadro TDMA. Além disso, procurou-se utilizar um código RS (Reed-Solomon) que apresentasse uma melhor capacidade de correção de erros em surto, minimizando o número de bits redundantes introduzidos. Uma proteção adicional é também dada aos 12 bits perceptualmente mais significativos, utilizando um codificador de Golay ou BCH (Bose, Chaudhuri, Hocquenghem) para minimizar o número de transições entre estados no procedimento de mascaramento de quadro de fala ruim. A performance do sistema é calculada para um canal AWGN com desvanecimento Rayleigh.

ABSTRACT

This study aims to investigate the use of Reed-Solomon codes in the channel coding of the TDMA IS-136 system. Block codes seem to be more suitable to the time slot structure of the TDMA frame. Moreover, the choice of a Reed-Solomon code was based on the best capability and the minimization of the redundant bits introduced by the actual convolutional encoding scheme. An additional protection is also given to the 12 perceptually most significant bits of the speech frame by using a Golay or shortened BCH encoding process. The error performance of the proposed encoding system is evaluated by AWGN with Rayleigh fading.

CONTEÚDO

Agradecimentos	III
Resumo	VI
Abstract	VII
Glossário	X
1 Introdução	1
1.1 Histórico da telefonia celular.....	1
1.2 Organização da Tese	3
2 Sistema de transmissão da Recomendação IS-136	4
2.1 Introdução	4
2.2 Descrição do canal de tráfego do sistema TDMA IS-136	7
2.2.1 Estrutura do canal de tráfego digital (DTC).....	7
2.2.2 Estrutura do Quadro TDMA	8
2.3 Descrição do transmissor da estação móvel do sistema IS-136.....	12
2.3.1 Digitalização do sinal de voz.....	12
2.3.2 Codificação de fala (taxa plena)	12
2.3.3 Codificação de canal	13
2.3.4 Modulação	18
2.4 Descrição do Receptor da estação móvel do sistema TDMA IS-136.....	22
2.4.1 Demodulação	22
2.4.2 De-entrelaçamento	23

2.4.3	Decodificação convolucional	24
2.4.4	Verificação de redundância cíclica (CRC)	24
2.4.5	Mascaramento de quadro ruim	25
2.4.6	Decodificação de fala	26
3	Codificação de canal utilizando código de Reed – Solomon.....	27
3.1	Introdução	27
3.2	Processo de codificação de canal utilizando o codificador de Reed – Solomon (31,17) associado a um codificador de Golay (23,12) ou a um codificado de bloco BCH (35,12).....	29
3.3	Resultados obtidos.....	33
4	Conclusão e trabalhos futuros.....	35
4.1	Conclusão	35
4.2	Trabalhos futuros	36
Apêndice A	37
A.1	Modelo de canal	37
A.2	Aspectos de simulação das variáveis aleatórias	38
Apêndice B	43
B.1	Códigos de Reed – Solomon	43
B.2	Código de Golay.....	44
B.3	Código BCH.....	45
Apêndice C	46
C.1	Algoritmo de Berlekamp - Massey.....	46
Bibliografia	51

GLOSSÁRIO

AMPS	<i>Advanced Mobile Phone System</i> (Sistema de Telefonia Móvel Avançada).
AWGN	<i>Additive White Gaussian Noise</i> (Ruído Gaussiano Branco Aditivo).
BCH	Bose, Chaudhuri, Hocquenghem.
CRC	<i>Cyclic Redundancy Code</i> (Código de Redundância Cíclica)
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i> (Acesso Múltiplo por Divisão Temporal).
CDVCC	<i>Coded Digital Verification Color Code</i> (Códigos de Cores de Verificação Digital Codificado).
CDL	<i>Coded Digital Control Channel Locator</i> (Localizador do canal de controle Digital Codificado).
CELP	<i>Code Excited Linear Predictive Coding</i> (Codificação Preditiva Linear com Código de Excitação)
VSELP	<i>Vector-Sum Excited Linear Predictive Coding</i> (Codificação Preditiva Linear de Soma de Vetores de Excitação).
D-AMPS	<i>Digital Advanced Mobile Phone System</i> (Sistema Avançado de Telefonia Móvel Digital).
DCCH	<i>Digital Control Channel</i> (Canal de Controle Digital).
DTC	<i>Digital Traffic Channel</i> (Canal de Tráfego Digital).
FACCH	<i>Fast Associated Control Channel</i> (Canal de Controle Associado Rápido).
SACCH	<i>Slow Associated Control Channel</i> (Canal de Controle Associado Lento).
RAC	<i>Row And Column</i> (Linha e Coluna).
RSVD	<i>Reserved</i> (Reservado).

<i>SPC</i>	<i>Single Parity Check</i> (Verificação de Paridade Simples).
E_b/N_0	Relação de energia média de bit por ruído.
$G(X)$	Polinômio Gerador.
$GF(q)$	Corpo de Galois de ordem q
(n,k)	Código de bloco linear de comprimento n e dimensão k .
t	Capacidade de correção de um código.
$v(x)$	Vetor código transmitido.
$r(x)$	Vetor código recebido.
$e(x)$	Padrão de erro.
S_i	Síndrome.
$\sigma(x)$	Polinômio localizador de erro.
μ	μ -ésimo termo.
I_μ	Termo de discrepância.
$n(t)$	Vetor ruído.
<i>BER</i>	<i>Bit Error Rate</i> (taxa de erro de bit).
<i>RS</i>	Codificador de Reed-Solomon.

CAPITULO 1

Introdução

1.1- Histórico da telefonia celular

Embora o rádio móvel já esteja em uso por aproximadamente 70 anos e o conceito de rádio celular tenha sido concebido na década de 40, a telefonia móvel celular pública só foi introduzida nos EUA a partir do ano de 1983. Entretanto, o primeiro sistema celular a entrar em operação foi inaugurado no dia 1º de setembro de 1981, na Arábia Saudita. Este sistema era fundamentado no padrão nórdico, seguindo os parâmetros da NMT (*Nordic Mobile Telecommunications*). Um mês mais tarde, este sistema começou também a ser operado na Suécia. No Brasil, a telefonia móvel foi implantada primeiro no Rio de Janeiro, em novembro de 1990, seguido por Brasília, em dezembro de 1991. Logo depois, foi a vez de Londrina, em novembro de 1992 e em Porto Alegre, em dezembro de 1992. O padrão tecnológico introduzido no Brasil foi o analógico, conhecido como AMPS (*Advanced Mobile Phone System*). Através deste padrão, foi criado no país o maior sistema de *Roaming* automático do mundo. Nenhum outro país possui um sistema de *Roaming* que abranja em extensão, a mesma área coberta pelo sistema brasileiro.

O sistema analógico divide a faixa de frequência disponível para telefonia celular em canais de rádio de 30 kHz. Cada canal, quando em operação, serve a um único usuário. Este tipo de divisão de canais de rádio é conhecido como acesso múltiplo por divisão em frequência (FDMA – *Frequency Division Multiple Access*). Existem dois tipos de canais no sistema AMPS: os canais de controle dedicados e os canais de voz modulados em FM. Os canais de controle dedicados utilizam modulação por deslocamento de frequência (FSK – *Frequency Shift Keying*) e enviam mensagens digitais a uma taxa de 10 kbps. Estes canais de controle enviam mensagem de *paging* (busca de estações móveis) e coordenam o acesso ao sistema. Após o canal de controle

ter coordenado o acesso ao sistema, é alocada a um canal de rádio à estação móvel, que usa modulação FM para transportar os sinais de voz.

A limitação do espectro de frequências disponível em conjunto com a ascensão do mercado de telecomunicações fez com que o sistema de telefonia móvel analógico evoluísse para os sistemas digitais de segunda geração. Nos sistemas digitais, técnicas de compressão do sinal de voz e codificação são usadas para fornecer uma maior eficiência na utilização do espectro de frequência e, assim, permitir um aumento do número de usuários e/ou de serviços. O sistema digital permite a padronização do sinal transmitido, a possibilidade de utilização de códigos corretores e/ou detectores de erro, maior número de serviços disponíveis e maior imunidade ao ruído e interferências.

Um destes esquemas digitais de comunicações móveis de 2ª geração é baseado na tecnologia TDMA (*Time Division Multiple Access* – Acesso Múltiplo por Divisão Temporal), padronizado pela Recomendação IS-136 da *Telecommunications Industry Association*. No sistema IS-136 TDMA, os canais digitais de tráfego são divididos em quadros (*frames*) com 6 *slots* temporais. Cada canal de comunicação consiste de 2 canais de 30 kHz, um canal direto (na direção da estação radiobase para a estação móvel) e um canal reverso (da estação móvel para a estação radiobase). Os *slots* temporais entre os canais direto e reverso são relacionados de tal forma que o telefone móvel não transmite e recebe simultaneamente.

O TDMA realiza portanto uma divisão temporal de um canal de voz analógico, com largura de faixa de 30 kHz, por vários usuários (geralmente de 3 a 6 ligações simultâneas). Apesar do aumento da eficiência da utilização de canal produzido pelo sistema TDMA sobre o sistema AMPS, na concepção deste esquema digital os sinais de controle e redundância inseridos pela codificação de canal aparentam não terem sido otimizados. Sendo assim, pode-se oferecer uma melhoria na qualidade do sinal de voz recebido pelo usuário através de uma proteção adicional aos bits de maior relevância na saída do codificador de voz do sistema móvel TDMA. Esta possibilidade de melhoria da qualidade do sinal de voz motivou esta pesquisa.

Existe outras tecnologias de múltiplos acesso, tais como CDMA (*Code Division Multiple Access*) e GSM (*Global System for Mobile communications*). O acesso Múltiplo por Divisão de Código é um método que combina todos usuários em uma mesma frequência separados apenas por um código digital, enquanto que o GSM Sistema Global para comunicações Móveis, possui como característica trabalhar num espectro de frequência de 900MHz, onde, cada portadora é dividida em 200 kHz para 8 *time slots*, as mensagens de voz e dados são criptografadas, possui compatibilidade com ISDN (*Integrated Services Digital Network*) para serviços complementares.

1.2 Organização da Tese

Este trabalho utiliza códigos de Reed-Solomon como uma alternativa ao código convolucional que é usado na codificação de canal no sistema IS-136 TDMA, para com isso tentar obter uma melhor eficiência na utilização do canal de tráfego digital. A tese foi organizada em 4 capítulos, sendo que o primeiro faz um breve histórico sobre o sistema móvel celular.

No **Capítulo 2**, introduzimos o conceito do sistema TDMA, suas características gerais, enfocando o canal de tráfego digital [IS-136.2] e a codificação de canal.

No **Capítulo 3**, apresentamos o modelo alternativo proposto descrevendo os novos esquemas de codificação de canal, os resultados obtidos para o canal AWGN (*Additive White Gaussian Noise* - Ruído Gaussiano Branco Aditivo) com desvanecimento *Rayleigh*.

No **Capítulo 4**, são apresentadas as conclusões e trabalhos futuros.

CAPITULO 2

SISTEMA DE TRANSMISSÃO DA RECOMENDAÇÃO TDMA IS-136

2.1- INTRODUÇÃO

TDMA para telefonia móvel digital é uma técnica de múltiplo acesso onde todos os usuários estão associados a uma mesma portadora em diferentes intervalos de tempo (*time slots*) com duração de 40 ms. Cada canal de 30 kHz pode ser compartilhado por três ou seis usuários. Isto é possível devido à divisão do canal em frequência e no tempo, como pode ser visto na figura 2.1, de forma que cada usuário tenha o uso total do canal por um tempo determinado. Desta forma, a capacidade da rede TDMA é aumentada em relação ao sistema celular analógico existente.

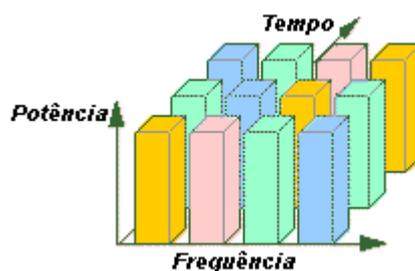


Figura 2.1-Técnica de múltiplo acesso TDMA

A crescente utilização deste esquema devido à expansão do mercado de telecomunicações, trouxe a necessidade de uma padronização que permitisse a interconexão e a compatibilidade dos diversos sistemas. A evolução da especificação de um sistema celular digital parte do padrão EIA-553 AMPS, até o padrão IS-136. A figura 2.2 mostra esta evolução.

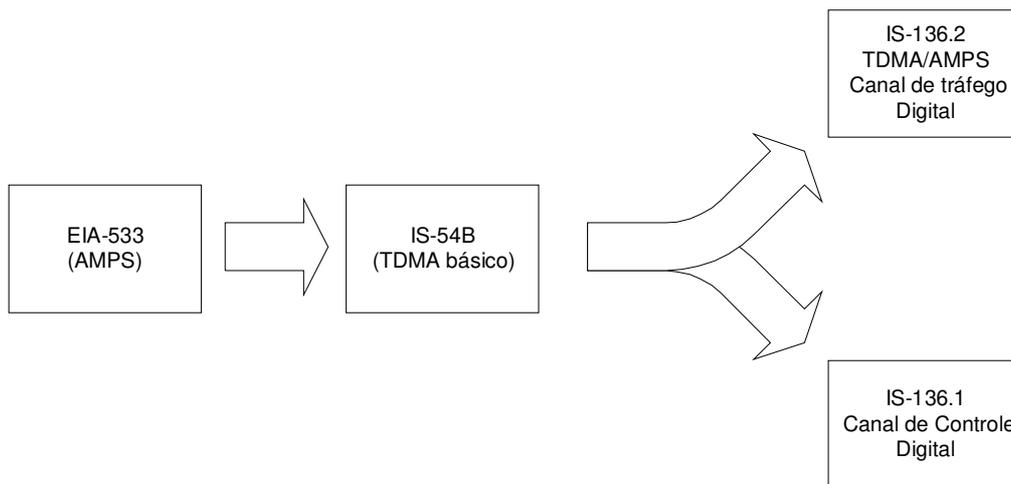


Figura 2.2- Evolução dos Padrões até a IS-136

O padrão IS-136 apresenta em sua documentação uma grande quantidade de especificações técnicas de forma a garantir a compatibilidade entre sistemas de comunicações móveis baseados em TDMA, na faixa de 800 MHz, e serviços de comunicação pessoal, PCS (*Personal Communications Services*), na faixa de 1900 MHz. São estabelecidas normas que propiciam ao provedor, a prestação de serviços de voz e dados garantindo que a estação móvel tenha acesso a qualquer sistema celular desenvolvido de acordo com essas especificações. Esta padronização não define critérios de desempenho para equipamentos e procedimentos de medição, ou seja, a qualidade do serviço é papel do provedor.

A principal evolução do padrão IS-136 de Múltiplo Acesso por Divisão Temporal em relação ao padrão anterior IS-54B (padrão ANSI TIA/EIA 627) foi a introdução de um canal de controle digital, DCCH (*Digital Control Channel*). O canal de controle digital é uma coleção de canais lógicos transmitidos por canais de rádio usando modulação $\pi/4$ -DQPSK e tem a finalidade de transmitir informações de controle e mensagens de dados curtas entre as estações base e móvel. Esta modificação faz da especificação IS-136 uma poderosa tecnologia de comunicação pessoal capaz de prover uma grande quantidade de serviços operando tanto na frequência de 800 MHz quanto na de 1900 MHz.

As principais vantagens da introdução do DCCH são:

- ✓ Maior duração da bateria através do processo chamado *sleep mode*;
- ✓ Suporte para múltiplos vocoders (codificadores de voz), podendo acompanhar a evolução tecnológica;
- ✓ Possibilidades de transmissão de dados e aplicativos de e para o aparelho celular móvel (identificadores de chamadas, por exemplo);
- ✓ Uma hierarquia macrocélula microcélula fornecendo um suporte para a operação microcelular;
- ✓ Habilidade para incorporar rapidamente serviços avançados satisfazendo as necessidades dos usuários;

Outra característica primária da especificação da IS-136 é a compatibilidade com os sistemas AMPS existentes. Os canais de rádio IS-136 mantêm a mesma largura de faixa de 30KHz do sistema AMPS e ambos os serviços são oferecidos em um mesmo sistema e células. Para conseguir tal compatibilidade muitas características da primeira geração TDMA (IS-54B) foram mantidas na IS-136, tais como, a estrutura do *slot*, a modulação, processamento de uma ligação e a utilização da mesma codificação do canal tanto para o DCCH como para o Canal de Tráfego Digital (DTC - *Digital Traffic Channel*). Isso faz com que a migração do AMPS para o TDMA seja feita de forma gradativa sem que prejuízos sejam causados aos usuários do sistema analógico.

2.2- DESCRIÇÃO DO CANAL DE TRÁFEGO DO SISTEMA TDMA IS-136

2.2.1- Estrutura do Canal de Tráfego Digital (DTC)

O canal de tráfego digital é usado para transportar de forma bidirecional, informação de usuário ou de controle entre a estação base e a estação móvel. A figura 2.3 mostra a estrutura do canal de tráfego digital.

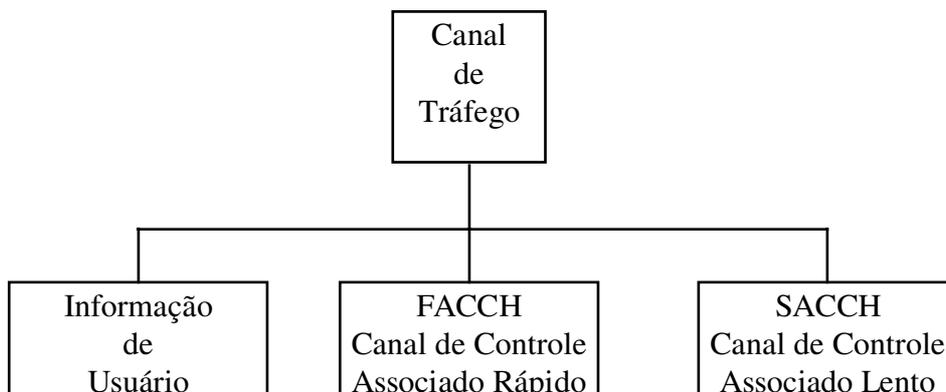


Figura 2.3 - Estrutura do canal de tráfego digital

O sistema TDMA permite a utilização de um canal de rádio de largura de faixa 30 kHz do sistema AMPS, de forma compartilhada no tempo por vários usuários. No sistema TDMA IS-136, os canais digitais são *duplex* em frequência, isto é, a transmissão e a recepção são realizadas em frequências distintas, de forma a diminuir os efeitos de interferências.

Os canais direto e reverso são separados em frequência por 45 MHz. A faixa de 869 a 894 MHz é utilizada pelo canal direto, ou seja, para a comunicação no sentido estação base para estação móvel, enquanto que a faixa de 824 a 849 MHz é utilizada pelo canal reverso, ou seja, para a comunicação no sentido estação móvel para estação base. A tabela 2.1 mostra o número do canal e a frequência central correspondente para o canal direto e reverso.

Tabela 2.1- Número e frequência central correspondente dos canais direto e reverso

Transmissor	Número do Canal	Frequência Central (MHz)
Móvel	$1 \leq N \leq 799$	$825 + 0,030N$
	$990 \leq N \leq 1023$	$825 + 0,030(N - 1023)$
Base	$1 \leq N \leq 799$	$870 + 0,030N$
	$990 \leq N \leq 1023$	$870 + 0,030(N - 1023)$

Existe também um deslocamento temporal entre a transmissão e recepção dos sinais de modo a evitar interferência entre os canais direto e reverso. Este deslocamento temporal (*time offset*) é de 45 períodos de símbolo na IS-136.

2.2.2- Estrutura do Quadro TDMA

Cada canal digital é dividido em quadros de duração de 40 ms, que corresponde a 1994 bits ou 972 símbolos da modulação $\pi/4$ -DQPSK. Os quadros são subdivididos em 6 subblocos temporais (*time slots*) de duração igual a 6,67 ns, que corresponde a 324 bits ou 162 símbolos. A figura 2.4 ilustra a estrutura do quadro TDMA.

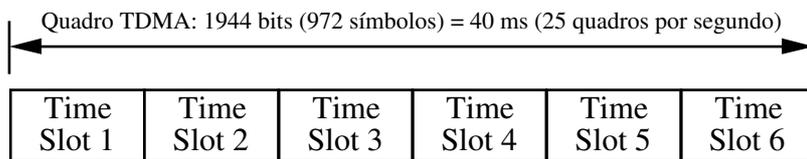


Figura 2.4- Formato da estrutura de quadro

Os *time slots* podem estar ativos ou inativos, dependendo se existe uma ligação telefônica em curso ou não. Existem várias estruturas de *time slots* na Recomendação IS-136. Na figura 2.5 apresentamos dois formatos de *time slots* para o canal de tráfego digital. A primeira estrutura da figura 2.5 é denominada de *slot de dados reverso* e é utilizada para transferir dados ou sinal de voz da estação móvel para a estação base. Esta estrutura contém 244 bits dedicados ao assinante. Os bits desta estrutura são numerados de 1 a 324.

A segunda estrutura apresentada na figura 2.5 é a do *slot de dados direto* que é utilizada para transferir dados ou sinais de voz da estação base para a estação móvel. Nesta estrutura 260 bits são destinados ao assinante. O primeiro bit a ser transmitido é o bit numerado como 1 do campo SYNC e o último bit a ser transmitido corresponde ao último bit do campo CDL, ou seja o bit com numeração 324.

FORMATO DE SLOT DA ESTAÇÃO MÓVEL → ESTAÇÃO BASE

G	R	PREAM	SYNC	DATA	SACCH	CDVCC	DATA
6	6	16	28	122	12	12	122

FORMATO DE SLOT DA ESTAÇÃO BASE → ESTAÇÃO MÓVEL

SYNC	SACCH	DATA	CDVCC	DATA	RVSD=1	CDL
28	12	130	12	130	1	12

Figura 2.5- Formatos do slot temporal

O campo **G** é denominado de tempo de guarda e tem duração de 125 μ s (6 bits) e tem por função evitar que haja sobreposição entre *time slots* adjacentes transmitidos no sentido da estação móvel para a base. O transmissor da estação móvel permanece desligado neste campo.

O campo **R** de duração igual a 6 bits, é o tempo de subida (rampa) de potência, isto é, o transmissor da estação móvel é ativo progressivamente para minimizar interferências.

O campo **PREAM** é composto de 16 bits (8 símbolos) e permite que a estação base recupere a sincronização de símbolo e realize um treinamento.

Os 28 bits do campo **SYNC** são utilizados para a sincronização e identificação do *time slot* e treinamento do equalizador. Ao todo 6 palavras de sincronismo são utilizadas. As palavras de sincronismo devem apresentar boas propriedades de autocorrelação e de correlação cruzada para facilitar a sincronização e treinamento. A tabela 2.2 apresenta as palavras (seqüências) de sincronismo utilizadas na Recomendação IS-136 As palavras de

sincronismo são especificadas por mudanças de fase (rad) da portadora da modulação $\pi/4$ -DQPSK.

Tabela 2.2-Sequências de Sincronização

SYNC 1:	$-\pi/4$	$-\pi/4$	$-\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$-\pi/4$	$-\pi/4$
SYNC 2:	$-\pi/4$	$-\pi/4$	$-\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$-\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-\pi/4$	$-\pi/4$
SYNC 3:	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$
SYNC 4:	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$-\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$
SYNC 5:	$\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$-\pi/4$	$\pi/4$	$-\pi/4$	$\pi/4$	$-3\pi/4$	$-3\pi/4$	$3\pi/4$	$\pi/4$	$3\pi/4$
SYNC 6:	$3\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$-\pi/4$	$-3\pi/4$	$-\pi/4$	$-3\pi/4$	$\pi/4$	$\pi/4$	$3\pi/4$	$-3\pi/4$	$3\pi/4$

A maneira como são utilizadas as seqüências de sincronismo nos *time slots* que compõem um quadro, identifica o tipo de ocupação destes *slots*.

O campo denominado de **DATA** carrega informação do usuário ou sinalização de controle a altas taxas FACCH (*Fast Associated Control Channel* - Canal de Controle Associado Rápido), transmitido a uma taxa de 3,25 kbps.

O campo **SACCH** (*Slow Associated Control Channel*), ou canal de controle associado lento, é composto de 12 bits que são transmitidos a uma taxa de 300 bps. Este campo carrega informação de controle.

O campo **CDVCC** (Código de Cores de Verificação Digital Codificado) é constituído de 12 bits, sendo 8 de informação e 4 de paridade, que permite 255 valores distintos. O mesmo **CDVCC** pode ser usado por todas as transmissões da base e do móvel na mesma célula ou setor. A função deste código é similar a função do SAT (*Supervisory Audio Tone*) para o sistema AMPS, onde cada célula é referenciada por um único identificador. O **DVCC** (Código de Cores de Verificação Digital) é uma palavra de 8 bits que é codificada por um código (15, 11) de Hamming encurtado para um código (12, 8) para formar o Código de Cores de Verificação Digital Codificado (**CDVCC**).

O campo **RSVD** contém apenas um bit e é reservado para utilização futura.

O campo **CDL** denominado Localizador de Canal de Controle Digital Codificado, contém uma versão codificada dos valores de localização de canal de controle digital (**DL**) e fornece informação que pode ser utilizada pela estação móvel para ajudar na localização de um Canal de Controle Digital. Um valor **DL** decodificado apropriado indica que um canal de controle digital pode ser encontrado no número de canal de RF na faixa de $(8*DL + 1)$ a $(8*DL + 8)$, desde que o número de canal de RF seja válido. Os números de canal de RF válidos são os apresentados na tabela 2.1.

O formato do *time slot* do canal reverso apresentado na figura 2.5 é denominado **Normal**. Um outro formato possível é a forma **encurtada** deste *slot* temporal. O *slot* encurtado é utilizado quando a estação móvel se encontra operando em células de grande cobertura ou logo após a realização de uma operação de *hand-off* entre células de diferentes áreas de cobertura. Nestas situações, a estação móvel envia *slots* encurtados até que o sincronismo seja adquirido, evitando-se assim que haja a sobreposição de surtos adjacentes devido a atrasos de propagação dos sinais de rádio no sentido estação móvel para estação base. É importante ressaltar que os *slots* encurtados não carregam informação de usuário, apenas informações de controle necessárias para a obtenção do sincronismo com o sistema.

Em algumas situações, mensagens urgentes mas não freqüentes ou cíclicas de controle devem ser mandadas dentro do *time slot*. Assim, de forma a acomodar estas informações de controle, pode-se substituir os dados de fala do campo **DATA** por estas informações. Esta estrutura é denominada de Canal de Controle Associado Rápido (**FACCH – Fast Associated Control Channel**) e sua identificação é feita através de um código corretor de erro diferente. Quando o *slot* é decodificado, ele é sempre considerado como sendo de fala, portanto se o FACCH estiver presente ocorrerá uma falha de decodificação, sendo assim possível determinar que se trata de informação de controle.

2.3- DESCRIÇÃO DO TRANSMISSOR DA ESTAÇÃO MÓVEL DO SISTEMA TDMA IS-136

A tecnologia de rádio utilizada no sistema IS-136 fornece um canal com serviços avançados e melhora a eficiência do sistema através da digitalização da voz, da compressão de fala, da codificação de canal, de uma modulação digital eficiente, de um controle de potência de RF e da utilização flexível do espectro disponível.

2.3.1- Digitalização do Sinal de Voz

O primeiro passo de um sistema celular é a conversão do sinal de voz para um sinal digital. Um filtro primeiro remove as frequências abaixo de 100 Hz e acima de 3 kHz antes de qualquer processamento. O sinal filtrado é então convertido para um sinal digital a uma taxa de amostragem de 8 kHz. Cada amostra é em seguida associada a uma sequência binária de comprimento igual a 8 bits. A taxa de bits resultante para o sinal de voz é de 64 kbps.

2.3.2- Codificação de Fala (Taxa Plena)

Após a digitalização do sinal de voz, o sistema IS-136 utiliza a compressão dos dados de fala. Isto é realizado pelo codificador de fala que caracteriza o sinal de áudio digitalizado e tenta ignorar padrões que não são característicos da voz humana. O resultado é um sinal digital que representa o conteúdo da voz humana. Quando este sinal comprimido é recebido o decodificador de fala recria o sinal original. O codificador de fala analisa a informação de fala de 64 kbps e caracteriza-a pelo *pitch*, volume e outros parâmetros.

O algoritmo de codificação de fala é um membro da classe de codecs de fala conhecido como “Codificação Preditiva Linear de Código de Excitação” (CELP), Codificação Estocástica ou Codificação de Fala de Vetor de Excitação. Estas técnicas

utilizam codebooks para quantizar vetorialmente o sinal de excitação (residual). O algoritmo de codificação de fala é uma variação do CELP denominado de “Codificação Preditiva Linear de Soma de Vetores de Excitação” (VSELP). O VSELP utiliza um codebook que possui uma estrutura pré-definida tal que os cálculos necessários para o processo de busca no codebook podem ser significativamente reduzidos.

2.3.3- Codificação de Canal

Após a compressão do sinal digital de fala são adicionados bits de controle para proteção contra erros introduzidos pelo canal.

O controle de erro de canal para os dados do codec de fala emprega 3 mecanismos para mitigar os erros de canal. O primeiro utiliza um código convolucional de taxa 1/2 para proteger os bits mais vulneráveis na seqüência de dados do codec de fala. O segundo mecanismo entrelaça os dados transmitidos para cada quadro do codec de fala sobre dois *slots* de tempo para mitigar os efeitos do desvanecimento Rayleigh. O terceiro mecanismo emprega o uso de um código de verificação de redundância cíclica sobre alguns dos bits perceptualmente mais significativos da saída do codec de fala. Após a correção de erro ser aplicada no receptor, estes bits de redundância cíclica são verificados para ver se os bits perceptualmente mais significativos foram recebidos apropriadamente. A figura 2.6 mostra como é feita a codificação de fala e de canal.

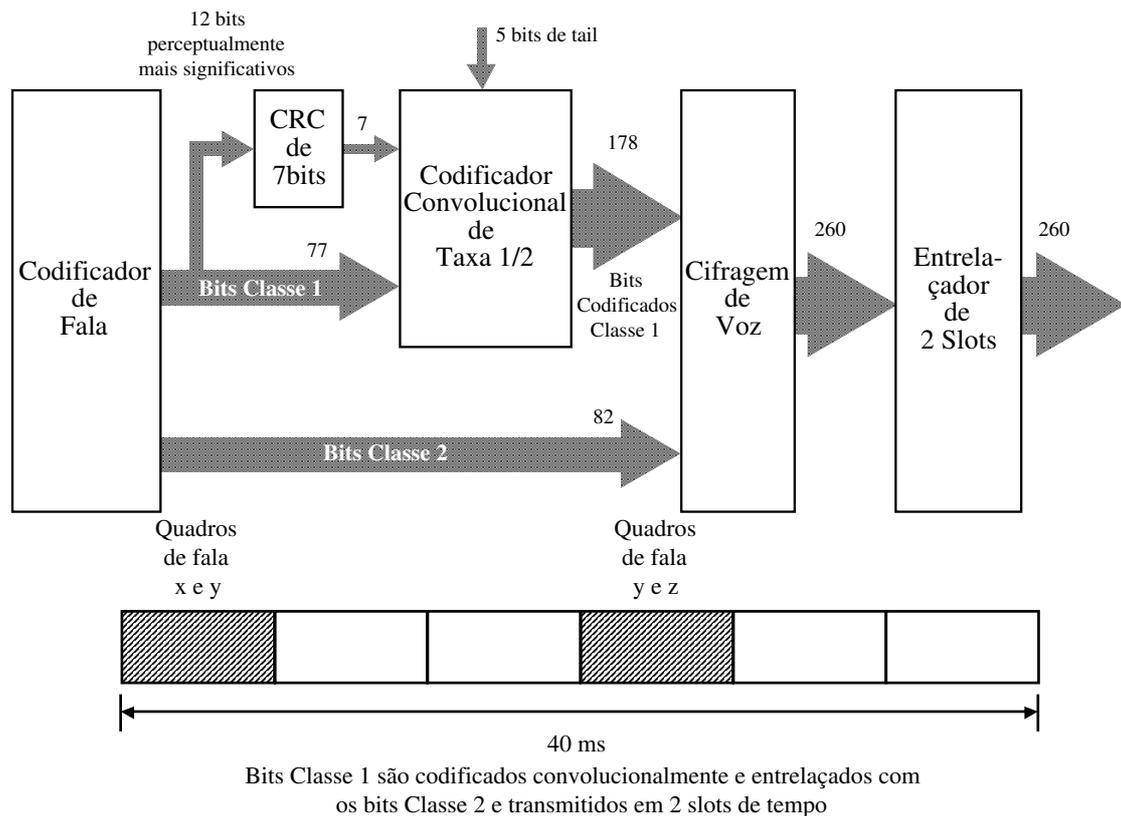


Figura 2.6- Estrutura de proteção desigual contra erros de canal da IS-136.

O primeiro passo do processo de codificação de canal divide a informação de quadro de fala de comprimento igual a 159 bits em duas classes:

Classe 1: composta de 77 bits e representa a porção da seqüência de dados de fala na qual a codificação convolutacional é aplicada. Um codificador de redundância cíclica (CRC) que produz em sua saída 7 bits de redundância é usado para propósito de detecção de erro, onde estes bits são calculados tomando os 12 bits perceptualmente mais significativos dos bits da classe 1 para cada quadro.

Classe 2: composta de 82 bits que são transmitidos sem qualquer proteção contra erro.

Código de Verificação de Redundância Cíclica (CRC):

O código de redundância cíclica acrescenta 7 bits aos 12 bits perceptualmente mais significativos do quadro de fala. O polinômio gerador deste código é dado por:

$$g_{CRC}(X) = X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1 \quad (2.1)$$

Se os 12 bits perceptualmente mais significativos que saem do codec de fala forem representados na forma polinomial: $a(X) = a_{11}X^{11} + a_{10}X^{10} + \dots + a_1X^1 + a_0$, então o polinômio de paridade $b(X)$ pode ser calculado através da seguinte expressão:

$$\frac{a(X)X^7}{X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1} = q(X) + \frac{b(X)}{X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1}$$

$$a(X)X^7 = q(X)(X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1) + b(X) \quad (2.2)$$

$$a(X)X^7 + b(X) = q(X)(X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1)$$

onde $q(X)$ é o quociente e $b(X)$ é o resto da divisão de $a(X)X^7$ pelo polinômio gerador $g_{CRC}(X)$. Somente os bits de paridade identificados pelo polinômio $b(X)$ são relevantes, sendo $q(X)$ descartado.

Codificação Convolutional:

A entrada do codificador convolutional é uma seqüência de 89 bits contendo:

- 77 bits pertencentes à classe 1 do codec de fala .
- 7 bits pertencentes à saída do codificador CRC.
- 5 bits zeros (*tail bits*) necessários para que o decodificador de Viterbi na recepção retorne ao estado zero e possa assim, decodificar todos os bits de informação.

O código convolutional da Recomendação IS-136 possui taxa R igual a 1/2 e memória m igual a 5. Existem portanto, $2^m = 2^5 = 32$ estados para este código. Os polinômios geradores do código convolutional são definidos como:

$$g_0(D) = 1 + D + D^3 + D^5$$

$$g_1(D) = 1 + D^2 + D^3 + D^4 + D^5 \quad (2.3)$$

A saída do codificador convolucional alterna entre estes dois polinômios começando por $g_0(D)$ em cada *slot* de tempo. A distância livre (d_{free}) deste código é 8, o que permite a correção de até 3 bits errados. O diagrama do codificador convolucional é apresentado na figura 2.7.

Codificador Convolucional de Taxa 1/2 e $m = 5$

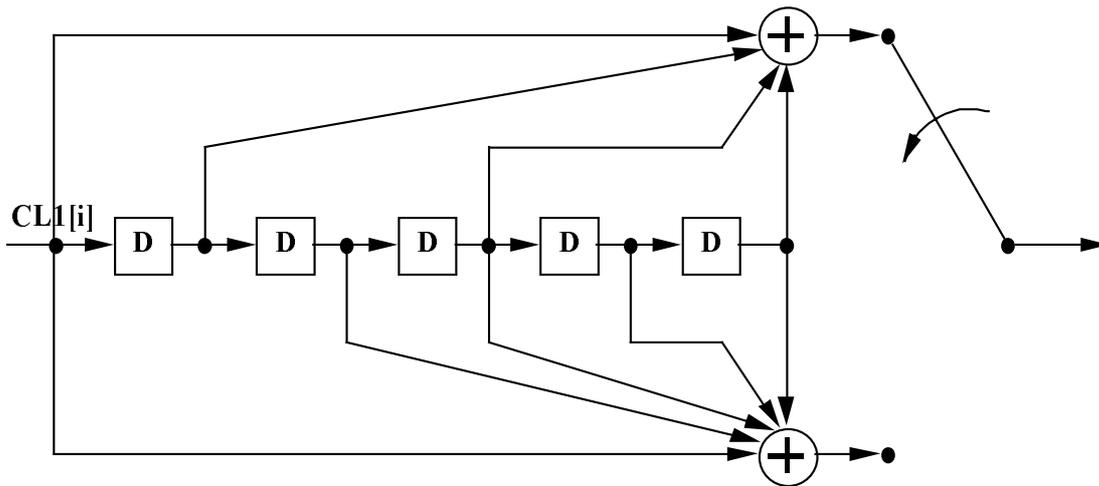


Figura 2.7- Estrutura do Codificador Convolucional de taxa 1/2 e memória igual a 5.

Entrelaçamento:

Antes de serem transmitidos, os dados de um quadro de fala são entrelaçados em dois *slots* de tempo com os dados de quadros de fala adjacentes. Ou seja, cada *slot* de tempo contém informação de 2 quadros provenientes do codec de fala. Os dados de fala são entrelaçados segundo o seguinte arranjo de 26 linhas por 10 colunas:

$$\begin{bmatrix}
 0x & 26x & 52x & 78x & 104x & 130x & 156x & 182x & 208x & 234x \\
 1y & 27y & 53y & 79y & 105y & 131y & 157y & 183y & 209y & 234y \\
 2x & 28x & 54x & 80x & 106x & 132x & 158x & 184x & 210x & 235x \\
 \vdots & \vdots \\
 12x & 38x & 64x & 90x & 116x & 142x & 168x & 194x & 220x & 246x \\
 13y & 39y & 65y & 91y & 117y & 142y & 169y & 195y & 221y & 246y \\
 \vdots & \vdots \\
 24x & 50x & 76x & 102x & 128x & 154x & 180x & 206x & 232x & 258x \\
 25y & 51y & 77y & 103y & 129y & 155y & 181y & 207y & 233y & 259y
 \end{bmatrix} \quad (2.4)$$

Os dados entram coluna-a-coluna e são lidos linha-a-linha. Os dois quadros de fala distintos são referenciados pelo x e y, onde x é o quadro de fala anterior e y é o quadro atual.

Os dados são colocados no arranjo de entrelaçamento de modo a haver uma mistura entre os bits de classe 2 do codec de fala com os bits da classe 1 codificados convoluçionalmente. Os bits não codificados da classe 2 são seqüencialmente colocados no arranjo e ocupando as seguintes localizações:

0, 26, 52, 78
 93 a 129
 130, 156, 182, 208
 223 a 259

Os bits codificados da classe 1 ocupam seqüencialmente o restante do arranjo de entrelaçamento.

Geralmente, os códigos corretores de erros utilizados em transmissão digital são projetados supondo que os erros introduzidos pelo canal são estatisticamente independentes. Entretanto, em sistemas de comunicações móveis o canal de rádio caracteriza-se pelos multipercursos e pelo desvanecimento do sinal transmitido. Este desvanecimento do sinal transmitido pode fazer com que seu nível de potência se reduza a um valor abaixo do nível da potência do ruído, causando assim um surto de bits errados. Este surto de erros correlacionados torna os códigos corretores de erro pouco eficientes. Assim, a função do entrelaçador é justamente descorrelacionar os erros, esparramando-os

dentro de um certo comprimento de bloco, para alcançar a máxima capacidade de correção do código corretor de erro.

2.3.4- Modulação

Após a realização dos processos codificação e o entrelaçamento, os dados binários provenientes do codec de fala são modulados em fase, onde os bits são convertidos em deslocamentos da fase do sinal de radiofrequência (RF). A modulação utilizada é a denominada de $\pi/4$ -DQPSK (*Differentially Quadrature Phase Shift Keying*). Esta modulação codifica diferencialmente a informação e mapeia os bits em transições entre fases ao invés de fases absolutas. A figura 2.8 apresenta a constelação da modulação $\pi/4$ -DQPSK com todas as suas possíveis transições.

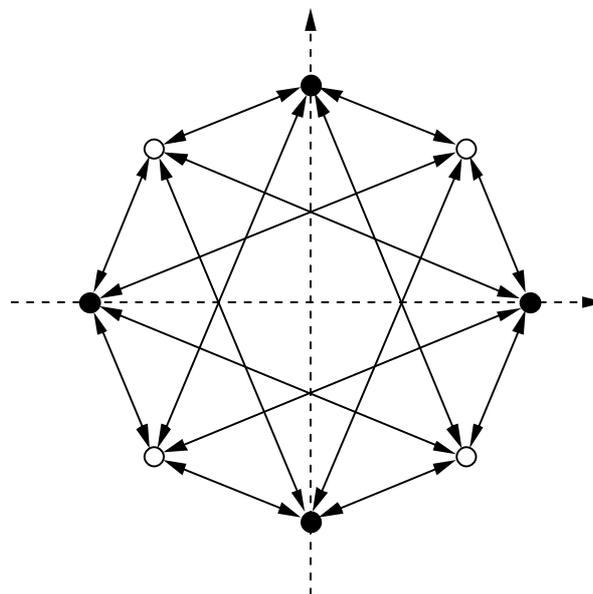


Figura 2.8- Constelação $\pi/4$ -DQPSK

O diagrama da constelação $\pi/4$ -DQPSK apresentada na figura 2.8, mostra que apenas quatro deslocamento de fase são possíveis $\{\pm\pi/4, \pm 3\pi/4\}$ a partir de uma dada fase absoluta. Entretanto, o conhecimento das fases absolutas da modulação não se faz

necessário, pois a informação encontra-se nas transições, ou seja, na diferença de fase entre o sinal atual e o anterior.

A partir de uma dada fase absoluta, a cada mudança de fase são associados dois bits, seguindo o mapeamento do código de Gray. O mapeamento pelo código de Gray faz com que duas mudanças de fases adjacentes difiram em um único bit, contribuindo assim para a minimização da taxa de erro de bit na recepção.

Note que a constelação da figura 2.8 pode ser dividida em dois subconjuntos com 4 fases cada um, ou seja, duas constelações QPSK defasadas de $\pi/4$ radianos, uma representada pelos pontos pretos e a outra pelos pontos brancos. Observe também que dada uma fase absoluta de uma das modulações QPSK constituintes, as transições a partir desta fase é para os pontos da outra constelação QPSK e vice-versa.

A seqüência binária b_m proveniente do entrelaçador sofre uma conversão série-paralelo para duas seqüências binárias X_k e Y_k , como mostrado na figura 2.9. Nesta conversão os bits são numerados a partir de 1, portanto os bits ímpares são associados à seqüência X_k e os pares à seqüência Y_k . Os bits X_k e Y_k são então codificados diferencialmente de acordo com as seguintes expressões:

$$\begin{aligned} I_k &= I_{k-1}\cos[\Delta\phi(X_k, Y_k)] - Q_{k-1}\text{sen}[\Delta\phi(X_k, Y_k)] \\ Q_k &= I_{k-1}\text{sen}[\Delta\phi(X_k, Y_k)] + Q_{k-1}\cos[\Delta\phi(X_k, Y_k)] \end{aligned} \quad (2.5)$$

onde I_{k-1} e Q_{k-1} são os sinais gerados no período anterior. A mudança de fase $\Delta\phi$ é determinada de acordo com a seguinte tabela 2.3.

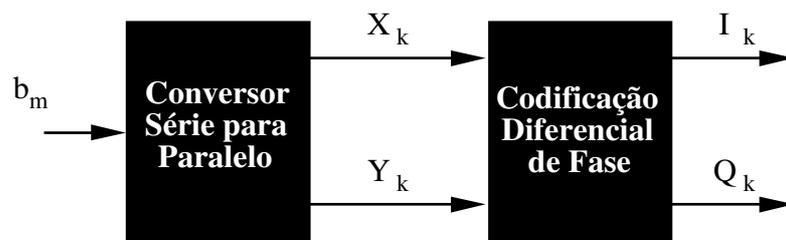


Figura 2.9- Conversor Série-Paralelo e Codificador Diferencial

Tabela 2.3- Determinação do deslocamento de fase da modulação $\pi/4$ -DQPSK

X_k	Y_k	$\Delta\phi$ [rad/s]
1	1	$-3\pi/4$
0	1	$3\pi/4$
0	0	$\pi/4$
1	0	$-\pi/4$

Note que I_k e Q_k podem assumir qualquer um dos 5 valores do conjunto $\{0, \pm 1, \pm \frac{1}{\sqrt{2}}\}$.

Os sinais I_k e Q_k gerados pelo codificador diferencial são aplicados nas entradas dos filtros passa-faixa I & Q . Os filtros devem ter a resposta em fase linear e resposta em frequência igual à raiz quadrada do co-seno levantado dada por:

$$|H(f)| = \begin{cases} 1 & 0 \leq f \leq \frac{1-\alpha}{2T} \\ \sqrt{\frac{1}{2} \left\{ 1 - \sin \left[\pi \left(\frac{2fT-1}{2\alpha} \right) \right] \right\}} & \frac{1-\alpha}{2T} \leq f \leq \frac{1+\alpha}{2T} \\ 0 & f \geq \frac{1+\alpha}{2T} \end{cases} \quad (2.6)$$

onde T é o período de símbolo, α é o fator de *roll-off* que determina o excesso de faixa da banda de transmissão. Na IS-136, o valor de α é feito igual a 0,35.

Para se obter o sinal modulado $s(t)$ em $\pi/4$ -DQPSK, I_k e Q_k depois de filtrados são defasados de $\pi/2$ e combinados como mostrado na figura 2.10.

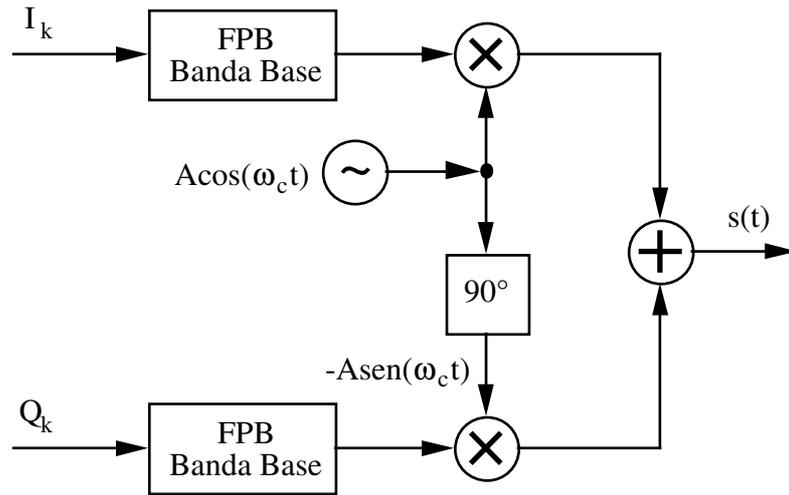


Figura 2.10- Geração do sinal transmitido.

O sinal modulado é portanto dado por:

$$s(t) = \sum_n g(t - nT) \cos(\phi_n) \cos(\omega_c t) - \sum_n g(t - nT) \text{sen}(\phi_n) \text{sen}(\omega_c t), \quad (2.7)$$

onde $g(t)$ a função formatadora do pulso, ω_c a frequência angular da portadora em radianos e ϕ_n a fase absoluta correspondendo ao n -ésimo intervalo de símbolo. A fase ϕ_n que resulta da codificação diferencial é dada por:

$$\phi_n = \phi_{n-1} + \Delta\phi_n \quad (2.8)$$

2.4- DESCRIÇÃO DO RECEPTOR DA ESTAÇÃO MÓVEL DO SISTEMA TDMA IS-136

O processo de recepção do sinal proveniente da estação radiobase é o processo inverso da transmissão descrita na seção anterior. O sinal RF recebido é demodulado, dentreado, os bits de classe 1 e 2 são separados, os bits de classe 1 são decodificados, os bits perceptualmente mais significativos codificados do quadro de fala são então testados pelo decodificador CRC e se não houver erro, o quadro de fala é montado e entregue para o decodificador de fala que, finalmente, entrega o sinal de fala analógico para o usuário. Cada um destes estágios da recepção do sinal é descrito a seguir.

2.4.1 Demodulação

O sinal modulado $\pi/4$ -DQPSK recebido pode ser demodulado por várias técnicas. Nesta subseção apresentamos uma destas técnicas. Considere o sinal recebido como:

$$s_n(t) = A \cos(2\pi f_c t + \phi_n) \quad (2.9)$$

Multiplicando o sinal $s_n(t)$ por sua versão atrasada de um símbolo $s_{n-1}(t)$ e integrando dentro do período de símbolo T , obtemos:

$$\begin{aligned} \int_0^T s_n(t) s_{n-1}(t) dt &= \int_0^T A^2 \cos(2\pi f_c t + \phi_n) \cos(2\pi f_c t + \phi_{n-1}) dt \\ &= \frac{A^2 T}{2} \cos(\phi_n - \phi_{n-1}) \end{aligned} \quad (2.10)$$

A diferença entre as fases $\Delta\phi = \phi_n - \phi_{n-1}$ pode assumir qualquer valor da tabela 2.3. Assim, a variável de decisão da componente em fase do sinal transmitido é extraída. De forma análoga pode-se extrair variável de decisão da

n

e

nte em quadratura do sinal transmitido. A Figura 2.11 mostra o diagrama do demodulador.

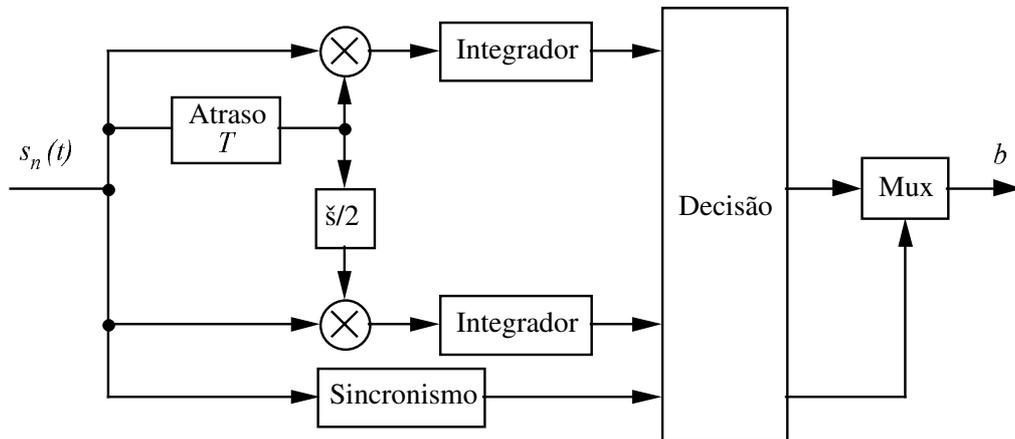


Figura 2.11- Demodulador $\pi/4$ -DQPSK

2.4.2- De-entrelaçamento

Após a demodulação, os dados do canal devem ser de-entrelaçados. Cada *slot* temporal do quadro TDMA contém a informação entrelaçada de parte de dois quadros do codec de fala. A nomenclatura no decodificador é ligeiramente diferente do codificador, agora o quadro x é o quadro de codec de fala presente e o quadro y é o próximo quadro.

Os dados recebidos são escritos linha-a-linha em um arranjo 26x10 de de-entrelaçamento e lidos coluna-a-coluna. O arranjo de de-entrelaçamento é mostrado a seguir:

$$\begin{array}{cccccccccc}
0x & 26x & 52x & 78x & 104x & 130x & 156x & 182x & 208x & 234x \\
1y & 27y & 53y & 79y & 105y & 131y & 157y & 183y & 209y & 234y \\
2x & 28x & 54x & 80x & 106x & 132x & 158x & 184x & 210x & 235x \\
\vdots & \vdots \\
12x & 38x & 64x & 90x & 116x & 142x & 168x & 194x & 220x & 246x \\
13y & 39y & 65y & 91y & 117y & 142y & 169y & 195y & 221y & 246y \\
\vdots & \vdots \\
24x & 50x & 76x & 102x & 128x & 154x & 180x & 206x & 232x & 258x \\
25y & 51y & 77y & 103y & 129y & 155y & 181y & 207y & 233y & 259y
\end{array} \tag{2.11}$$

2.4.3- Decodificação Convolutacional

A decodificação do código convolutacional utilizado para à codificação de canal pode ser feita utilizando decodificador de Viterbi por decisão suave. O algoritmo de Viterbi é baseado na busca do menor caminho, em termos de distância Euclidiana, dentro da treliça do código convolutacional dada a seqüência de símbolos de canal recebido. O algoritmo de Viterbi por decisão suave é um processo de decodificação por máxima verossimilhança.

2.4.4- Verificação de Redundância Cíclica (CRC)

Após a decodificação dos bits da classe 1, os 12 bits perceptualmente mais significativos são testados utilizando os 7 bits de redundância introduzidos pelo codificador CRC.

A verificação da ocorrência de erro na seqüência recebida com os 12 bits perceptualmente mais significativos é feita da seguinte maneira. A seqüência com os 12 bits perceptualmente mais significativos pode ser representada na seguinte forma polinomial:

$$a'(X) = a'_{11}X^{11} + a'_{10}X^{10} + \dots + a'_2X^2 + a'_1X^1 + a'_0 \tag{2.12}$$

Esta seqüência na forma polinomial é multiplicada por X^7 e dividida pelo polinômio gerador do código CRC dado na equação 2.1. Calcula-se então o resto desta divisão que corresponde ao polinômio de paridade, denominado de $b'(X)$. Este polinômio de paridade gerado na recepção é comparado com o polinômio de paridade transmitido $b_{rec}(X)$. Se os polinômios de paridade forem diferentes, então a seqüência de 12 bits perceptualmente mais significativos possui erro. Caso contrário, esta seqüência é aceita como sendo a correta.

2.4.5- Mascaramento de Quadro Ruim

Um erro nos 12 bits perceptualmente mais significativos pode ocorrer devido aos dados serem corrompidos por erros de canal ou pela mensagem FACCH ter sido enviada no lugar dos dados de fala. O uso de dados corrompidos por ruído pode causar severa degradação na qualidade da geração do sinal de fala. Para evitar este problema uma estratégia de mascaramento de quadro de fala ruim pode ser empregada.

O sistema de mascaramento de quadro ruim é baseado na decodificação do código CRC e pode ser representado como uma máquina de 6 estados. Se a decodificação CRC falha então a máquina muda de estado. O número de um estado corresponde ao número de quadros consecutivos que falharam na verificação de paridade do CRC.

Procedimento realizado pelo decodificador de fala:

Estado 0: Não é detectado erro. Os dados de fala recebidos são utilizados pelo decodificador de fala. A máquina de estado fica neste estado 0 até que um erro seja detectado pelo CRC.

Estado 1: Um erro foi detectado no quadro. Os parâmetros de voz $R(0)$, energia do quadro, e LPC, coeficientes de predição linear do filtro de síntese de fala do

codec, são trocados pelos valores correspondentes ao do último quadro que foi decodificado corretamente pelo codec. Os bits restantes do quadro de fala são passados para o decodificador sem modificação.

Estado 2: Mesma ação tomada no estado 1.

Estado 3: Como no estado 1 e 2, uma repetição de quadro é feita, exceto que o valor de $R(0)$ é modificado. Uma atenuação de 4 dB é aplicada ao parâmetro $R(0)$.

Estado 4: Mesmo procedimento que no estado 3. $R(0)$ é atenuada em mais 4 dB.

Estado 5: Mesmo procedimento do estado 4, isto é, $R(0)$ é atenuado de outros 4 dB.

Estado 6: O quadro é repetido mas nesta vez o valor de $R(0)$ é feito nulo, tornando totalmente muda a saída de fala. Alternativamente, ruído de conforto pode ser inserido no lugar do sinal de fala.

Sempre que o processo de verificação de paridade é considerada correta, a máquina de estados retorna para o estado 0, com exceção apenas no estado 6, que exige duas detecções corretas para retornar ao estado 0. Este procedimento fornece uma proteção adicional quando as condições de canal são ruins, evitando-se assim a aceitação de um quadro ruim como sendo um quadro de fala válido.

2.4.6- Decodificação de Fala

O decodificador de fala toma os dados a uma taxa de 7950 bit/s da saída do decodificador de canal e entrega ao usuário final o sinal de fala analógico.

CAPÍTULO 3

CODIFICAÇÃO DE CANAL UTILIZANDO CÓDIGO REED-SOLOMON

3.1- INTRODUÇÃO

Este capítulo apresenta um método alternativo para o processo de codificação de canal contido na Recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2]. Como já descrito no capítulo anterior, a codificação de canal utiliza um código convolucional para codificar os bits da classe 1 do quadro de fala e um código detector de erro CRC para dar proteção adicional ao 12 bits perceptualmente mais significativos desta mesma classe 1.

No processo alternativo, o código convolucional é substituído por um código de Reed-Solomon (RS) e os 12 bits perceptualmente mais significativos ganham uma proteção extra através da utilização de um código de bloco. A utilização de um código RS se deve ao fato de ele ser mais adequado para corrigir surtos de erro de bits. A figura 3.1 mostra o modelo alternativo proposto.

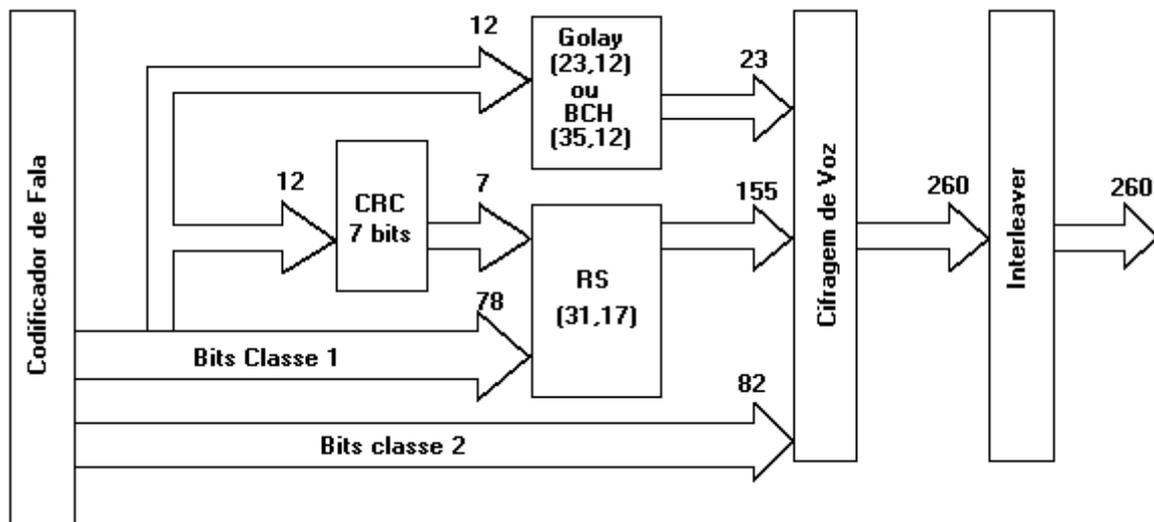


Figura 3.1-Modelo proposto

Note que os 12 bits perceptualmente mais significativos do quadro de fala são adicionalmente protegidos ou por um código de Golay (23, 12) ou por um código de bloco

(35, 12) obtido a partir de um código BCH (63, 39). Isto permite uma diminuição significativa no número de transições entre estados na estratégia de mascaramento de quadro ruim.

O código que melhor substitui o código convolucional de taxa 1/2 e distância livre igual a 8, é o código de Reed-Solomon (31, 17) definido sobre o campo de extensão $GF(2^5)$. Este código RS toma 85 bits em sua entrada, divide-os em 17 seqüências de 5 bits, associa a cada uma destas seqüências um símbolo do campo de extensão $GF(2^5)$ e codifica a seqüência de 17 símbolos em uma seqüência de 31 símbolos, correspondente a um total de 155 bits codificados. Este código pode corrigir até 7 símbolos errados consecutivos por palavra código, o que corresponde a 35 bits errados consecutivos em um bloco de 155 bits.

O código Reed-Solomon (31, 17) foi construído, definindo-se os seguintes parâmetros.

- O comprimento do bloco (n): $n = q - 1 = 2^5 - 1 = 31$.
- Número de dígitos de paridade $n - k = 2t = 14$.
- Distância mínima do código $d_{\min} = 2t + 1 = 15$.

Onde, t é a capacidade de correção do código, e q é qualquer potência de um número primo p . Definido os parâmetros, o polinômio gerador de um código de Reed-Solomon com capacidade de correção de $t=7$ erros e de comprimento $2^5 - 1$ é obtido a partir de $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2t}$ as raízes do polinômio definidas em $GF(2^5)$:

$$\begin{aligned} g(X) &= (X + \alpha)(X + \alpha^2) \cdots (X + \alpha^{2t}) \\ &= g_0 + g_1 X + g_2 X^2 + \cdots + g_{13} X^{13} + X^{14} \end{aligned} \quad (3.1)$$

Assim o polinômio gerador do código de Reed-Solomon (31,17) é dado por:

$$\begin{aligned} g(X) &= X^{14} + \alpha^{18} X^{13} + \alpha^{15} X^{12} + \alpha^4 X^{11} + \alpha^4 X^{10} + \alpha^{14} X^9 + \alpha^{11} X^8 + \alpha^{22} X^7 + \alpha^{27} X^6 + \\ &\quad \alpha^{23} X^5 + \alpha^4 X^4 + \alpha^{21} X^3 + \alpha^{17} X^2 + \alpha^{24} X + \alpha^{12} \end{aligned} \quad (3.2)$$

3.2- PROCESSO DE CODIFICAÇÃO DE CANAL UTILIZANDO O CODIFICADOR DE REED-SOLOMON (31,17) ASSOCIADO A UM CODIFICADOR DE GOLAY (23,12) OU A UM CODIFICADOR DE BLOCO BCH (35,12).

Nesta secção, apresentamos as etapas do processo de codificação e decodificação para os dois modelos propostos. Os codificadores de Golay (23, 12) ou BCH (35, 12) associados ao de Reed-Solomon (31, 17) são inseridos no módulo de codificação de canal do sistema IS-136 e simulados em canais de comunicação AWGN com desvanecimento Rayleigh não seletivo em frequência. A partir dos resultados obtidos, curvas de taxa de erro de bit (BER) versus relação sinal ruído (SNR), foram traçadas para análise do desempenho dos codificadores propostos, tendo como referência à curva do codificador convolucional da IS-136.

A estimativa da probabilidade de erro de bit em função de E_b/N_0 , foi realizada através de simulação de Monte Carlo [Pro95]. Vale ressaltar que, para efeito de comparação, a análise de desempenho em termos da taxa de erro de bit foi realizada somente sobre os bits da classe 1, já que os bits de classe 2 são transmitidos sem codificação.

O codificador de Golay (23, 12) ou o codificador BCH (35, 12) em paralelo ao codificador de Reed-Solomon (31, 17), tem como objetivo dar uma proteção adicional aos 12 bits perceptualmente mais significativos do codificador de fala, podendo corrigir até 3 ou até 4 bits errados, respectivamente. A codificação de redundância cíclica (CRC) presente no sistema de transmissão a princípio possui a mesma função definida na recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2] .

¹ Modelo proposto.

Em paralelo ao codificador de Reed-Solomon (31, 17), temos um codificador de Golay (23, 12), o qual toma os 12 bits mais perceptualmente significativos do codificador

de fala, que também entra no o codificador de redundância cíclica (CRC), codifica-os e fornece em sua saída 23 bits que são enviados ao entrelaçador, de acordo com a figura 3.1.

Antes de ser transmitido os bits de classe 1 codificados através do codificador de Reed-Solomon (31, 17) e Golay (23, 12) podem passar por um cifrador de voz não considerado neste trabalho. Os bits de classe 1 codificados, juntamente com os bits de classe 2 não codificados, são então entrelaçados em dois *slots* de tempo com os dados de fala de quadros adjacentes. O processo de entrelaçamento obedece à disposição dada pela seguinte matriz:

$$\begin{array}{|c|c|c|c|c|c|c|c|c|c|}
 \hline
 0x & 26x & 52x & 78x & 104x & 130x & 156x & 182x & 208x & 234x \\
 \hline
 1y & 27y & 53y & 79y & 105y & 131y & 157y & 183y & 209y & 234y \\
 \hline
 2x & 28x & 54x & 80x & 106x & 132x & 158x & 184x & 210x & 235x \\
 \hline
 \vdots & \vdots \\
 \hline
 12x & 38x & 64x & 90x & 116x & 142x & 168x & 194x & 220x & 246x \\
 \hline
 13y & 39y & 65y & 91y & 117y & 142y & 169y & 195y & 221y & 246y \\
 \hline
 \vdots & \vdots \\
 \hline
 24x & 50x & 76x & 102x & 128x & 154x & 180x & 206x & 232x & 258x \\
 \hline
 25y & 51y & 77y & 103y & 129y & 155y & 181y & 207y & 233y & 259y \\
 \hline
 \end{array}$$

Os dados são escritos linha a linha e são lidos coluna a coluna, os dados de fala que compõe a metade do quadro de fala anterior e a metade do quadro de fala atual estão representados pelos índices x e y , respectivamente.

A modulação, transmissão e demodulação são realizada seguindo os critérios da recomendação da IS-136 TDMA [IS-136.2], já descritos no capítulo anterior.

Na recepção, os símbolos detectados são de-entrelaçados. Sabe-se, previamente que cada bloco de 260 bits contém a informação entrelaçada da parte de dois quadros de fala adjacentes.

Diferentemente do transmissor, o quadro x é o quadro do codificador de fala atual e o y é o quadro subsequente. Os dados recebidos da demodulação são escritos coluna a coluna em uma matriz 26×10 , e lidos linha a linha. Como é conhecida a posição dos bits

de classe 1 e classe 2 eles são, em seguida, separados. Os bits de classe 1 são então decodificados.

Após o processo de de-entrelaçamento, os 155 bits, são decodificados utilizando o algoritmo de Berlekamp-Massey [Shu Lin & Costello], descrito no apêndice C.

No modelo alternativo, o CRC tem a mesma função da recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2], que é detectar se o bloco de 12 bits perceptualmente mais significativos está ou não correto. A detecção de erro nestes 12 bits define qual o procedimento a ser tomado no processo de mascaramento de quadro ruim.

Os 12 bits perceptualmente mais significativos também podem ser decodificados a partir da palavra código de 23 bits produzida pelo código de Golay (23,12). Um decodificador de treliça é usado para este código. Após serem decodificados, os 12 bits perceptualmente mais significativos, obtidos são então comparados com os 12 bits perceptualmente mais significativos testados pelo código de redundância cíclica (CRC). Se as duas seqüências forem iguais haverá uma grande probabilidade dos bits estarem corretos. Se houver até 3 bits diferentes entre as duas seqüências de bits perceptualmente mais significativos então, a seqüência de 12 bits obtidas pela decodificação do código de Golay é utilizada no processo de mascaramento do quadro ruim. Caso contrário, é utilizado os 12 bits perceptualmente mais significativos testados pelo CRC.

2^o Modelo proposto

No segundo modelo proposto, é mantido o mesmo codificador de Reed-Solomon (31, 17), e apenas substituído o codificador de Golay (23, 12), pelo codificador BCH (35, 12), onde, apenas os bits de paridade do código são transmitidos.

Este código BCH possui uma capacidade de correção de até 4 erros. O processo de decodificação do codificador BCH (35, 12), é feito utilizando o algoritmo de Berlekamp-Massey [Shu Lin & Costello] .

Após os bits de classe 1 codificados pelo codificador de Reed-Solomon serem decodificados, toma-se os 12 bits perceptualmente mais significativos e os 7 bits de

redundância cíclica e verifica-se se houve erro utilizando o decodificador CRC. Se este não detecta erro então os 12 bits perceptualmente mais significativos são usados no processo de mascaramento de quadro ruim. Se um erro ou mais erros forem detectados, então devemos seguir os seguintes passos:

- Tomam os 12 bits perceptualmente mais significativos mais os 23 bits de redundância BCH e decodifica utilizando o decodificador BCH (35,12).
- Toma os 12 bits decodificados na saída do decodificador BCH (35,12) (passo anterior) mais os 7 bits de redundância do CRC e testa para verificar se ainda há erro pelo CRC.
 - ✓ Se não se detecta erro nos 12 bits do decodificador BCH (35,12) estes bits são usados no mascaramento de quadro ruim.
 - ✓ Se se detecta erro, os 12 bits perceptualmente mais significativos originais vão para o mascaramento de quadro ruim.

3.3- RESULTADOS OBTIDOS

Nesta secção, apresentamos os resultados das simulações para o modelo proposto de acordo com a figura 3.1. A figura 3.2 mostra curvas de probabilidade de erro de bit P_{Erro} versus E_b/N_0 , obtidas para um canal AWGN com desvanecimento Rayleigh para um codificador de Reed-Solomon (31, 17) associado com um codificador de Golay (23, 12), ou a um codificador BCH (35,12).

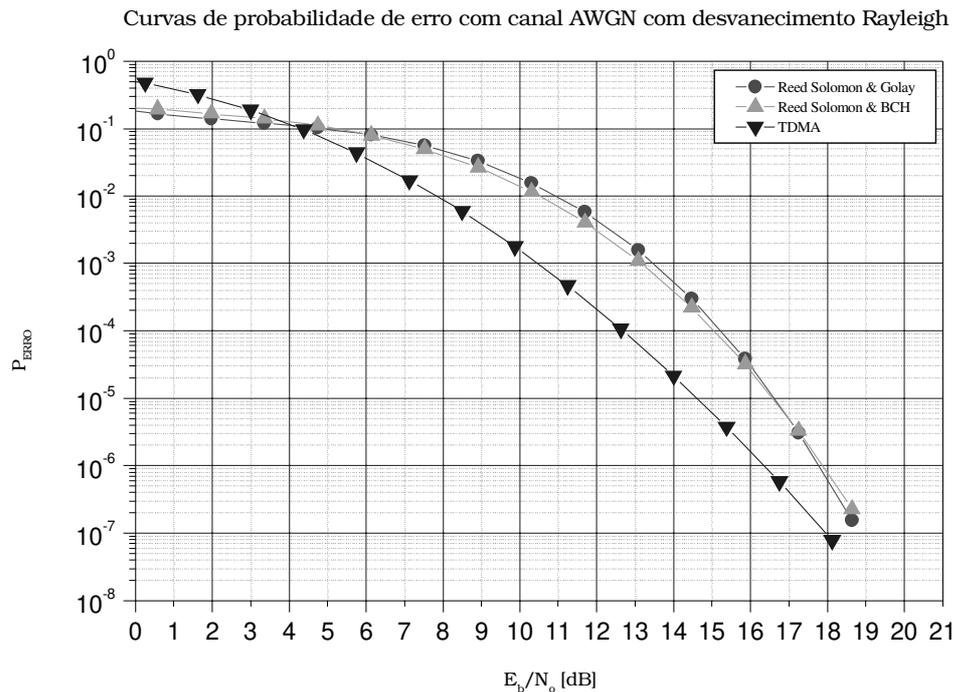


Figura 3.2-Curvas de probabilidade de erro de bit em canal AWGN com desvanecimento Rayleigh

Note que o sistema proposto apresenta um desempenho de aproximadamente $3dB$ pior que o codificador convolucional da IS-136, para a probabilidade de erro, $P_{Erro} = 10^{-3}$, à medida que a relação E_b/N_0 aumenta, o desempenho melhora, mas mesmo assim, o modelo proposto continua pior em relação ao utilizado na recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2], mesmo para valores práticos baixos de probabilidade de erro de bit. Aparentemente, as curvas para o código de Reed-Solomon devem cruzar a curva de desempenho do código convolucional para probabilidade de erro de bit de 10^{-9} .

Entretanto modelo proposto oferece através do codificador de Golay (23, 12) e BCH (35, 12) uma proteção adicional aos 12 bits perceptualmente mais significativos da saída do codificador de fala. Esta proteção adicional não é representada nas curvas da figura 3.2.

As curvas apresentadas na figura 3.2, são comparadas com o processo de codificação convolucional da recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2], todas simuladas com decisão abrupta.

A diferença de desempenho entre os modelos propostos e o codificador convolucional, nas curvas da figura 3.2, pode ser atribuída ao número de palavras código vizinhas ser muito maior para o código de Reed-Solomon do que para a codificação convolucional da recomendação IS-136 TDMA[IS-136.2]. Como o número de palavras código vizinhas para os dois modelos em questão são fatores multiplicativos na fórmula para o cálculo matemático da P_{Erro} , explica-se o motivo pelo qual o codificador convolucional da IS-136 apresenta um melhor desempenho em relação ao modelo proposto.

CAPÍTULO 4

CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS

4.1- CONCLUSÃO

O sistema proposto que utiliza um codificador de Reed-Solomon para corrigir surtos de erros associado com um codificador de Golay ou BCH para dar uma proteção adicional aos 12 bits perceptualmente mais significativos, teve um desempenho abaixo do esperado em relação ao codificador convolucional da recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2], apesar do modelo proposto ter uma capacidade de correção de erro de surtos melhor. Esse pior desempenho pode ser atribuído ao número de palavras código *vizinhas* mais próximas do código de Reed-Solomon.

O modelo alternativo tornou a codificação e a decodificação um pouco mais complexa, pois o algoritmo de Berlekamp-Massey é mais complexo do que a decodificação para o codificador convolucional.

A possibilidade de se utilizar o codificador de Golay ou BCH para se dar uma proteção adicional aos 12 bits perceptualmente mais significativos proporcionando, assim, uma melhoria na qualidade de voz recebida pelo usuário, pode contrabalançar a perda de desempenho dos sistemas propostos em relação ao atual utilizado na Recomendação TDMA [IS-136.2]. Note que as simulações foram feitas para decisão abrupta o que pode ter influenciado também na separação entre as curvas de desempenho do Reed-Solomon em relação ao codificador convolucional.

Este trabalho baseado na substituição do codificador convolucional pelo código de Reed-Solomon, foi realizado como parte de um projeto mais amplo que era o de determinar qual a melhor alternativa de codificação de canal que a indicada na IS-136 TDMA [IS-136.2].

Uma outra técnica de codificação utilizada pode ser encontrada em Faray [Faray2001] que substitui o código convolucional, mais a modulação $\pi/4$ DQPSK por um esquema de modulação codificada não linear. Este esquema mostrou-se ser o mais promissor em termos de probabilidade de erro de bit versus E_b/N_0 .

4.2- TRABALHOS FUTUROS.

Como trabalho futuro é sugerida uma análise de desempenho do codificador de canal proposto para o sistema móvel descrito na Recomendação IS-136 TDMA [IS-136.2] fazendo uso de outros algoritmos de decodificação por decisão suave, embora isto signifique um acréscimo significativo no tempo consumido nas simulações.

Também pode-se analisar o sistema proposto sob a perspectiva de desvanecimento rápido e sombreamento, típicos dos sistemas celulares.

APÊNDICE A

A1-MODELO DO CANAL

O modelo de canal adotado nas simulações é apresentado nesta seção. Tal modelo tem sido utilizado para a caracterização do ambiente de propagação móvel celular.

O sinal recebido para o caso de multipercurso pode ser representado por

$$r(t) = \sum_n \alpha_n(t) \cdot e^{-j2\pi f_c \tau_n(t)} = \sum_n \alpha_n(t) \cdot e^{-j\theta_n(t)} \quad (\text{A1.2})$$

onde $\theta_n(t) = 2\pi f_c \tau_n(t)$ e $\tau_n(t)$ são atrasos associados aos diferentes caminhos introduzidos pelo canal no sinal transmitidos. Assim, o sinal recebido é construído de uma somatória de um dado número de fasores com amplitude $\alpha_n(t)$ e fases $\theta_n(t)$ variantes no tempo. Pode-se notar que são necessárias grandes mudanças no meio para que $\alpha_n(t)$ mude significativamente de tal maneira que possa causar uma mudança significativa no sinal recebido. Por outro lado $\theta_n(t)$, varia de 2π radianos toda vez que $\tau_n(t)$ variar de $1/f_c$. Note que, $1/f_c$ é geralmente um número pequeno e que, portanto, $\theta_n(t)$ pode sofrer uma variação de 2π radianos devido às mudanças relativamente pequenas no meio [Pro95].

Os atrasos $\tau_n(t)$ associados aos diferentes caminhos do sinal variam aleatoriamente. Isto implica que o sinal recebido $r(t)$ na equação (A1.2) pode ser modelado como um processo aleatório. Para um número grande de percursos, o teorema central do limite pode ser aplicado, isto é, $r(t)$ pode ser considerado como um processo aleatório Gaussiano complexo. Assim, as variações de amplitude no sinal recebido, denominado desvanecimento do sinal, são devidas as características multipercurso variantes no tempo do canal.

Uma vez que, no canal celular móvel, o receptor recebe o sinal transmitido através de multipercursos, sem o percurso de linha de visada com as antenas, o processo

Gaussiano complexo tem média zero e a envoltória possui distribuição *Rayleigh*. Neste caso, o canal é denominado de canal com desvanecimento *Rayleigh*.

A figura A1.2 ilustra o modelo de canal adotado nas simulações realizadas. O parâmetro $N(t)$ consiste em um processo ruidoso Gaussiano aditivo branco introduzido pelo canal. O método de geração da variável aleatória *Rayleigh* utilizada para representar o efeito multipercurso do sinal é apresentado na próxima seção.

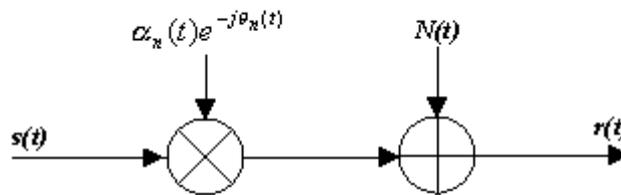


Figura A1.2: Modelo de canal de comunicação simulado

A2-ASPECTOS DE SIMULAÇÃO DAS VARIÁVEIS ALEATÓRIAS

A2.1-Geração das Variáveis Aleatórias Rayleigh e Gaussiana a partir da Variável Aleatória Uniforme

A função de densidade de probabilidade, pdf (*probability density function*) de uma variável aleatória Rayleigh é dada por :

$$p(r) = \frac{r}{\sigma^2} \exp\left(-\frac{r^2}{2\sigma^2}\right), r \geq 0 \quad (\text{A2.1})$$

Sua função de distribuição de probabilidade, fdp (*probability distribution function*) é dada por :

$$P(R) = \text{prob}(r \leq R) \quad (\text{A2.2})$$

$$= \int_0^R p(r) dr \quad (\text{A2.3})$$

$$= \int_0^R \frac{r}{\sigma^2} \exp\left(-\frac{r^2}{2\sigma^2}\right) dr \quad (\text{A2.4})$$

Aplicando o método de substituição da variável e fazendo $u = -\frac{r^2}{2\sigma^2}$, implica que $\frac{du}{dr} = -\frac{2r}{2\sigma^2} = -\frac{r}{\sigma^2}$ e portanto $dr = -\frac{\sigma^2 du}{r}$. Os novos limites da integral são : se $r = 0 \Rightarrow u = -\frac{0^2}{2\sigma^2}$ e se $r = R \Rightarrow u = -\frac{R^2}{2\sigma^2}$. Substituindo dr e os limites inferiores e superiores da integral em A2.2, tem-se:

$$P(R) = \int_0^{-\frac{R^2}{2\sigma^2}} \frac{r}{\sigma^2} \exp(u) \left(-\frac{\sigma^2 du}{r}\right) \quad (\text{A2.5})$$

$$= \int_0^{-\frac{R^2}{2\sigma^2}} -\exp(u) du \quad (\text{A2.6})$$

$$= 1 - \exp\left(-\frac{R^2}{2\sigma^2}\right) \quad (\text{A2.7})$$

$$1 - P(R) = \exp\left(-\frac{R^2}{2\sigma^2}\right) \quad (\text{A2.8})$$

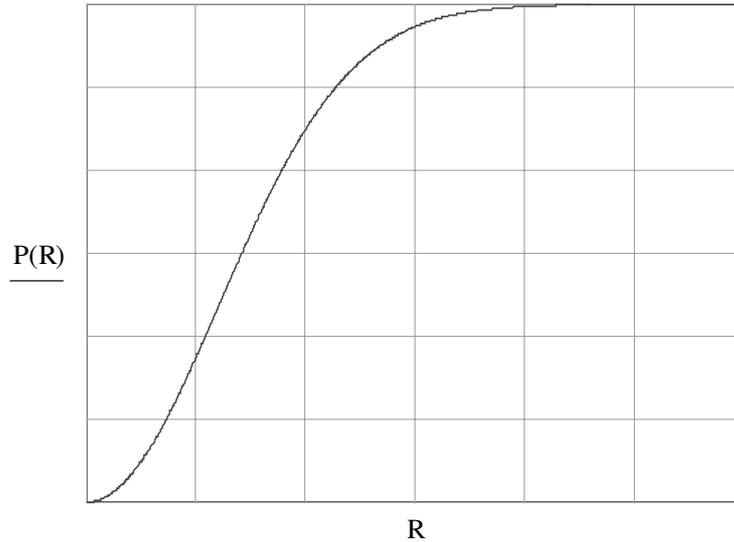
Aplicando $\ln(\cdot)$ nos dois membros da expressão A2.8, tem-se:

$$\ln[1 - P(R)] = -\frac{R^2}{2\sigma^2} \quad (\text{A2.9})$$

Aplicando o método da inversão de domínio, visto em [papoulis91], no eixo y do gráfico A2.1 da função de distribuição de probabilidade da variável aleatória *Rayleigh* vê-se uma

distribuição uniforme entre 0 e 1 . Assim pode chamar $P(r)$ de U , onde U é uma variável aleatória uniforme. Aplicando esta definição em A2.9 tem-se:

$$\ln(1-U) = -\frac{R^2}{2\sigma^2} \Rightarrow R^2 = -2\sigma^2 \cdot \ln(1-U) \Rightarrow R = \sqrt{-2\sigma^2 \cdot \ln(1-U)} \quad (\text{A2.10})$$



E finalmente tem-se a variável aleatória *Rayleigh* em função da variável aleatória uniforme:

$$R = \sigma \sqrt{-2 \cdot \ln(1-U)} \quad (\text{A2.11})$$

De [Pro95]

$$R^2 = G_x^2 + G_y^2 \quad (\text{A2.12})$$

que é obtida pelo teorema de Pitágoras para triângulos retângulos como pode ser visto na figura A2.2, onde G_x é a variável aleatória Gaussiana em fase e G_y é a variável aleatória Gaussiana em quadratura, uma vez que a modulação do sistema TDMA é a $\frac{\pi}{4} DQPSK$.

E, portanto, pelo Teorema de Pitágoras

$$G_x = R \cos(2\pi U_1) \quad (\text{A2.13})$$

$$G_y = R \sin(2\pi U_2) \quad (\text{A2.14})$$

onde U_1 e U_2 são variáveis aleatórias uniformes geradas em instantes diferentes.

A2.2 – Ajuste da Variância do Ruído Gaussiano

Do modelo de canal adotado temos que:

$$r(t) = \alpha \cdot s(t) + N(t) \quad (\text{A2.15})$$

onde α é uma Variável aleatória Rayleigh com variância $2\sigma^2$ e $N(t)$ é uma variável aleatória Gaussiana.

Para uma modulação usando n bits por símbolo de modulação:

$$\frac{E_s}{N_0} = n \cdot 2\sigma^2 \cdot \frac{E_b}{N_0} \quad (\text{A2.16})$$

Para um sistema com modulação usando n bits por símbolo de modulação e codificado a uma taxa R_c :

$$\frac{E_s}{N_0} = n \cdot 2\sigma^2 \cdot \frac{E_b}{N_0} \cdot R_c \quad (\text{A2.17})$$

No canal AWGN, o sinal é corrompido pelo ruído aditivo $N(t)$, que tem densidade espectral bilateral de potência $\frac{N_0}{2} [\text{Watts/Hz}]$. A variância σ_n^2 deste ruído é igual a $\frac{N_0}{2}$.

Normalizando a energia por símbolo $E_s = 1$ e fazendo $2\sigma^2 = 1$, então $\frac{E_s}{N_0} = \frac{1}{2\sigma_n^2}$.

Substituindo este valor em A2.17:

$$\frac{1}{2\sigma_n^2} = n \cdot \frac{E_b}{N_0} \cdot R_c \quad (\text{A2.18})$$

Portanto:

$$2\sigma_n^2 = \frac{1}{n \cdot \frac{E_b}{N_0} \cdot R_c} \Rightarrow \sigma_n^2 = \frac{1}{2n \cdot \frac{E_b}{N_0} \cdot R_c} \Rightarrow \sigma_n = \frac{1}{\sqrt{2n \cdot \frac{E_b}{N_0} \cdot R_c}} \quad (\text{A2.19})$$

Para poder atribuir valores a $\frac{E_b}{N_0}$ em dB:

$$\sigma_n = \frac{1}{\sqrt{\frac{1}{2n \cdot R_c \cdot 10^{\frac{\left(\frac{E_b}{N_0}\right)}{10}}}}} \quad (\text{A2.20})$$

Observa-se que normalizamos a variável aleatória *Rayleigh* gerada fazendo $2\sigma^2 = 1$ sendo, dessa forma, seu parâmetro dado por:

$$\sigma = \frac{1}{\sqrt{2}} \quad (\text{A2.21})$$

APÊNDICE B

B.1-CÓDIGOS DE REED-SOLOMON

Os códigos de Reed-Solomon, ou códigos RS, são considerados uma importante subclasse dos códigos de blocos não-binários BCH sobre $GF(q)$, possuindo a propriedade de que o comprimento do código n é igual a $q-1$. Estes códigos tem uma importância prática e teórica considerável, pois são úteis para correção de erros em surtos.

Um código RS sobre $GF(q)$ de comprimento $q-1$ e distância de projeto dada por d , tem como polinômio gerador :

$$g(x) = (x - \alpha^{m_0})(x - \alpha^{m_0+1}) \dots (x - \alpha^{m_0+d-2}) \quad (\text{B.1})$$

onde:

$m_0 \Rightarrow$ é um inteiro arbitrário escolhido entre 0 e 1

$\alpha \Rightarrow$ é o elemento primitivo de $GF(q)$.

A distância mínima d_{\min} de um código RS, é dada por:

$$d_{\min} = n - k + 1 \quad (\text{B.2})$$

onde, n é o comprimento do bloco e k sua dimensão.

Os códigos em que a distância mínima é igual a $n - k + 1$ são chamados códigos de máxima distância de separação (MDS), ou simplesmente códigos máximos. Todo código RS é um código de máxima distância de separação.

Um outro importante parâmetro de um código de RS é a distribuição de peso das palavras códigos. A distribuição de peso $\{A_i\}$ das palavras códigos de um código MDS definido sobre $GF(q)$, tendo como comprimento de bloco n , e distância mínima d é dada por:

$$A_i = \binom{n}{i} (q-1) \sum_{j=0}^{i-d} (-1)^j \binom{i-1}{j} q^{i-d-j}, i = d, d+1, \dots, n. \quad (\text{B.3})$$

Ao se formar um código de RS com $mo = 1$, pode-se acrescentar a todas as palavras um símbolo de paridade, aumentando assim o comprimento do bloco de um, sem aumentar o número de palavras códigos. O novo código é chamado de um código de RS estendido. Sua distância mínima em particular, também é aumentada de um. Um código RS estendido é um código MDS e, portanto, sua distribuição de peso é dada pela equação anterior.

Como os códigos RS são códigos cíclicos, eles podem ser codificados por qualquer um dos métodos de codificação de códigos cíclicos. O método utilizado para decodificação, é o algoritmo de Berlekamp-Massey [RS94].

B.2- CÓDIGO DE GOLAY

O código de Golay é um código binário perfeito conhecido por corrigir múltiplos erros. O código de Golay (23,12) é capaz de corrigir qualquer combinação de até três erros aleatórios em um bloco de 23 bits.

O código de Golay tem sido muito utilizado em vários sistemas de comunicação reais. O código de Golay (23,12) pode ser gerado pelos seguintes polinômios :

$$g_1(X) = 1 + X^2 + X^3 + X^5 + X^6 + X^{10} + X^{11} \quad (\text{B.4})$$

ou por:

$$g_2(X) = 1 + X + X^5 + X^6 + X^7 + X^9 + X^{11} \quad (\text{B.5})$$

Ambos $g_1(X)$ e $g_2(X)$ são fatores de $X^{23} + 1$ e $X^{23} + 1 = (1 + X)g_1(X)g_2(X)$.

Há varias formas de decodificação de um código de Golay, mas neste trabalho especificamente foi adotada a decodificação por treliça.

B.3- CÓDIGO BCH

A família de códigos BCH, descoberta por *Bose, Chaudhuri, e Hocquenghem*, forma uma poderosa classe de códigos cíclicos capaz de corrigir surtos de erros.

Claramente, este código é capaz de corrigir qualquer combinação de t erros em um bloco de $n = 2^m - 1$ dígitos. No modelo proposto o código BCH utilizado é o 35/12, onde, após os bits mais significativos serem codificados, é transmitida apenas a paridade. O processo de decodificação utilizado para este código baseia-se no algoritmo de Berlekamp-Massey.

APÊNDICE C

C1-ALGORITMO DE BERLEKAMP-MASSEY

O algoritmo de decodificação de Berlekamp-Massey pode ser descrito da seguinte maneira:

Considere $v(X) = v_0 + v_1X + \dots + v_{n-1}X^{n-1}$ o vetor código transmitido e $r(X) = r_0 + r_1X + \dots + r_{n-1}X^{n-1}$ seu correspondente vetor código recebido. O padrão de erro adicionado pelo canal é dado por:

$$e(X) = r(x) - v(x) = e_0 + e_1X + \dots + e_{n-1}X^{n-1} \quad (C.1)$$

onde, $e_i = r_i - v_i$, é um símbolo de $GF(2^m)$. Supondo que o padrão de erro $e(X)$ contém ν erros (componentes não nulas) para $X^{j_1}, X^{j_2}, \dots, X^{j_\nu}$ onde $0 \leq j_1 < j_2 < \dots < j_\nu \leq n-1$.

Então:

$$e(X) = e_{j_1}X^{j_1} + e_{j_2}X^{j_2} + \dots + e_{j_\nu}X^{j_\nu} \quad (C.2)$$

Portanto, para determinar $e(X)$, precisamos conhecer a localização do erro X^{j_t} 's e calcular o erro e_{j_t} 's. Em relação aos códigos binários BCH, definimos:

$$\beta_t = \alpha^{j_t} \text{ para } t = 1, 2, \dots, \nu \quad (C.3)$$

como números de localização de erros. Na decodificação de um código de Reed-Solomon ou BCH são requeridos três passos, mais um quarto passo adicional envolvendo o cálculo do valor do erro. Os $2t$ componentes da síndrome são obtidos pela substituição de α^i no polinômio recebido $r(X)$, onde. $i = 1, 2, \dots, 2t$. Assim teremos:

$$\begin{aligned} S_1 &= r(\alpha) = e_{j_1}\beta_1 + e_{j_2}\beta_2 + \dots + e_{j_\nu}\beta_\nu \\ S_2 &= r(\alpha^2) = e_{j_1}\beta_1^2 + e_{j_2}\beta_2^2 + \dots + e_{j_\nu}\beta_\nu^2 \\ &\vdots \\ &\vdots \\ S_{2t} &= r(\alpha^{2t}) = e_{j_1}\beta_1^{2t} + e_{j_2}\beta_2^{2t} + \dots + e_{j_\nu}\beta_\nu^{2t} \end{aligned} \quad (C.4)$$

A componente S_i da síndrome pode ser calculado dividindo $r(x)$ por $X + \alpha^i$ ou seja,

$$r(X) = c_i(X)(X + \alpha^i) + b_i \quad (C.5)$$

onde o resto b_i é uma constante em $GF(2^m)$. Substituindo α^i em ambos os lados, nós teremos :

$$S_i = b_i \quad (C.6)$$

O próximo passo é encontrar o polinômio localizador $\sigma(X)$:

$$\sigma(X) = (1 + \beta_1 X)(1 + \beta_2 X) \cdots (1 + \beta_v X) = 1 + \sigma_1 X + \cdots + \sigma_v X^v \quad (C.7)$$

Através do algoritmo iterativo de Berlekamp [Shu Lin&Costello], e dos passos anteriores, compomos uma tabela em função de μ , $\sigma^{(\mu)}(X)$, d_μ , I_μ e $\mu - I_\mu$, onde :

μ	$\sigma^{(\mu)}(X)$	d_μ	I_μ	$\mu - I_\mu$
-1	1	1	0	-1
0	1	S_1	0	0
1
2
.
.
.
$2t$

Tabela C.1- Para determinar o polinômio localizador de erro.

Onde μ é um inteiro que varia de -1 a $2t$, $\sigma^{(\mu)}(X)$ polinômio localizador de erro, d_μ é o μ -ésimo termo de discrepância, I_μ é o maior grau de $\sigma^{(\mu)}(X)$ e $\mu - I_\mu$ é a diferença entre os termos.

Após determinarmos o polinômio localizador de erro utilizando a tabela C.1, substituímos os valores da síndrome S_i e valor do erro σ_i para definirmos os valores da localização do erro.

$$Z(X) = 1 + (S_1 + \sigma_1)X + (S_2 + \sigma_1 S_1 + \sigma_2)X^2 + \dots + (S_v + \sigma_1 S_{v-1} + \sigma_2 S_{v-2} + \dots + \sigma_v)X^v \quad (\text{C.8})$$

Então a localização do valor de erro $\beta_i = \alpha^{ji}$ é dada por :

$$e_{ji} = \frac{Z(\beta_i^{-1})}{\prod_{\substack{i=1 \\ i \neq t}}^v (1 + \beta_i \beta_i^{-1})} \quad (\text{C.9})$$

Ou seja, utilizando a expressão C.9 determinamos a localização do valor do erro e então determinamos o padrão de erro. A decodificação é completada fazendo a diferença entre o vetor recebido e o vetor transmitido [Shu lin & Costello].

O processo de decodificação de um código de Reed-Solomon utilizando o algoritmo de Berlekamp-Massey é melhor explicado através de um exemplo. Consideremos um codificador de Reed-Solomon com capacidade de correção de erro $t = 3$, com símbolos gerados a partir de $GF(2^4)$. O polinômio gerador deste código é:

$$\begin{aligned} g(X) &= (X + \alpha)(X + \alpha^2)(X + \alpha^3)(X + \alpha^4)(X + \alpha^5)(X + \alpha^6) \\ &= \alpha^6 + \alpha^9 X + \alpha^6 X^2 + \alpha^4 X^3 + \alpha^{14} X^4 + \alpha^{10} X^5 + X^6 \end{aligned} \quad (\text{C.10})$$

Consideremos todo nulo o vetor código transmitido, supomos que o vetor recebido seja $r = (0 \ 0 \ 0 \ \alpha^7 \ 0 \ 0 \ \alpha^3 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ \alpha^4 \ 0 \ 0)$. Reescrevendo o vetor na forma polinomial temos que:

$$r(X) = \alpha^7 X^3 + \alpha^3 X^6 + \alpha^4 X^{12} \quad (\text{C.11})$$

Após definirmos o vetor recebido $r(X)$, 4 passos são necessários para corrigir a palavra código recebida.

Passo 1- Devemos calcular a síndrome utilizando, os símbolos gerados a partir de (2^4) .

$$\begin{aligned}
S_1 &= r(\alpha) = \alpha^{10} + \alpha^9 + \alpha = \alpha^{12} \\
S_2 &= r(\alpha^2) = \alpha^{13} + 1 + \alpha^{13} = 1 \\
S_3 &= r(\alpha^3) = \alpha + \alpha^6 + \alpha^{10} = \alpha^{14} \\
S_4 &= r(\alpha^4) = \alpha^4 + \alpha^{12} + \alpha^7 = \alpha^{10} \\
S_5 &= r(\alpha^5) = \alpha^7 + \alpha^3 + \alpha^4 = 0 \\
S_6 &= r(\alpha^6) = \alpha^{10} + \alpha^9 + \alpha = \alpha^{12}
\end{aligned} \tag{C.12}$$

Passo 2- Para determinarmos o polinômio localizador de erro $\sigma(X)$, devemos preencher a tabela C.1. Assim, encontraremos o seguinte polinômio $\sigma(X) = 1 + \alpha^7 X + \alpha^4 X^2 + \alpha^6 X^3$.

μ	$\sigma^{(u)}(X)$	d_μ	I_μ	$\mu - I_\mu$	
-1	1	1	0	-1	
0	1	α^{12}	0	0	
1	$1 + \alpha^{12}$	α^7	1	0	$\rho = -1$
2	$1 + \alpha^3 X$	1	1	1	$\rho = 0$
3	$1 + \alpha^3 X + \alpha^3 X^2$	α^7	2	1	$\rho = 0$
4	$1 + \alpha^4 X + \alpha^{12} X^2$	α^{10}	2	2	$\rho = 2$
5	$1 + \alpha^7 X + \alpha^4 X^2 + \alpha^6 X^3$	0	3	2	$\rho = 3$
6	$1 + \alpha^7 X + \alpha^4 X^2 + \alpha^6 X^3$	-	-	-	

Passo 3- Substituindo $1, \alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{14}$ em $\sigma(X)$, nós encontraremos que, α^3, α^9 e α^{12} são raízes de $\sigma(X)$. Os recíprocos dessas raízes são α^{12}, α^6 e α^3 , os quais são os números de localização do erro do padrão de erro $e(X)$. Logo o erro ocorre nas posições X^3, X^6 e X^{12} .

Passo 4- A partir da equação C.8, substituindo as variáveis encontraremos que:

$$Z(X) = 1 + \alpha^2 X + X^2 + \alpha^6 X^3 \tag{C.13}$$

Usando a equação C.9, no obteremos os valores de erro para as localizações X^3, X^6 e X^{12} :

$$\begin{aligned}
e_3 &= \frac{1 + \alpha^2 \alpha^{-3} + \alpha^{-6} + \alpha^6 \alpha^{-9}}{(1 + \alpha^6 \alpha^{-3})(1 + \alpha^{12} \alpha^{-3})} = \frac{1 + \alpha^{14} + \alpha^9 + \alpha^{12}}{\alpha^{14} \alpha^7} = \frac{\alpha^{13}}{\alpha^6} = \alpha^7 \\
e_6 &= \frac{1 + \alpha^2 \alpha^{-6} + \alpha^{-12} + \alpha^6 \alpha^{-18}}{(1 + \alpha^3 \alpha^{-6})(1 + \alpha^{12} \alpha^{-6})} = \frac{1 + \alpha^{11} + \alpha^3 + \alpha^3}{\alpha^9} = \frac{\alpha^{12}}{\alpha^9} = \alpha^3 \\
e_{12} &= \frac{1 + \alpha^2 \alpha^{-12} + \alpha^{-24} + \alpha^6 \alpha^{-36}}{(1 + \alpha^3 \alpha^{-12})(1 + \alpha^6 \alpha^{-12})} = \frac{1 + \alpha^5 + \alpha^6 + 1}{\alpha^5} = \frac{\alpha^9}{\alpha^5} = \alpha^4
\end{aligned} \tag{C.14}$$

Assim, o padrão de erro é:

$$e(X) = \alpha^7 X^3 + \alpha^3 X^6 + \alpha^4 X^{12} \tag{C.15}$$

O qual é exatamente a diferença entre o vetor recebido e o vetor transmitido. A decodificação é completada fazendo $r(X) - e(X)$.

Bibliografia.

- [Clark81] Clark, George C. e Cain J.B. *Error correction for Digital communications, 1981.*
- [Shu Lin& Costello] Shu Lin e Daniel J. Costello, Jr. *Error Control Coding, 1983*
- [Pro95] Proakis, J.G. *Digital Communications , 1995*
- [IS-136.2] TIA/EIA Interim Standard IS-136.1: 800MHz TDMA Cellular – Radio Interface – Mobile Station Compatibility – Traffic Channels and FSK Control Channel, dez. 1994
- [Mac Williams98] Mac Williams, F. J. e Sloane, N.J.A. *The Theory of Error – Correcting Codes. New York: North Holland, 1978*
- [Papoulis91] Papoulis, Athanasios *Probability, random variables, and stochastic processes, 1991*
- [Faray2001] Faray, de Aquino Luiz Carlos, *Modulação Codificada para Sistemas Móveis TDMA, 2001.*