

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS  
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA  
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

*Este exemplar corresponde  
à redação final da tese defendida  
por Hudson Jonathas Mota de Alcântara  
e aprovada pela Comissão Julgadora  
em 25/7/88.*

*Hélio Waldman*

CÓDIGOS DE BLOCO BINÁRIOS DE FAIXA  
MÍNIMA PARA COMUNICAÇÕES VIA FIBRAS ÓPTICAS

Autor: Hudson Jonathas Mota de Alcântara  
Orientador: Prof. Doutor Hélio Waldman

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia  
Elétrica da Universidade Estadual de Cam-  
pinas - UNICAMP, como parte dos requisi-  
tos exigidos para a obtenção do título  
de MESTRE EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

JULHO 1988

UNICAMP  
BIBLIOTECA CENTRAL

A meus pais,

Jaime Jonatha de Alcântara e

Olívia Alves Mota de Alcântara

## SUMÁRIO

Neste trabalho são estudadas as características necessárias a um código de bloco para transmissão digital para que se ja minimizado o uso de banda passante. Essa propriedade é con jugada com o balanceamento em códigos binários, a fim de gerar códigos que, em princípio, tenham características atraentes pa ra aplicação em comunicações ópticas. É estudada a existência de tais códigos e apresentado um código de bloco da família 3B-4B que apresenta simultaneamente as propriedades de Balan ceamento e Faixa Mínima. O desempenho de tal código é avalia do e comparado ao de outros códigos de bloco para aplicação em questão.

## ÍNDICE

I. INTRODUÇÃO .....	01
II. TRANSMISSÃO DIGITAL COM FAIXA MÍNIMA .....	05
III. O ESPECTRO DE POTÊNCIA EM CÓDIGOS DE FAIXA MÍNIMA ..	10
III.1. O Canal Óptico e sua Banda Passante .....	10
III.2. Zeros no Espectro de Potência .....	12
III.3. Condição para Transmissão Óptica com Faixa Mínima .....	15
IV. CÓDIGOS BINÁRIOS BALANCEADOS E DE FAIXA MÍNIMA .....	22
IV.1. Aspectos Combinacionais dos Códigos de Linha do Tipo MB-NB ( $N > M$ ) .....	22
IV.2. Um Novo Conceito de Soma Digital Corrida .....	36
IV.3. Um Código 3B-4B Especial .....	39
V. SIMULAÇÃO .....	43
V.1. O Algoritmo de Viterbi Aplicado à Determinação de Seqüências de IES de Pior-Caso .....	44
V.2. Um Algoritmo de Obtenção de Diagrama-de-Olhos .	46
V.3. Um Programa que Gera o Diagrama-de-Olhos .....	49
VI. RESULTADOS OBTIDOS .....	57
VI.1. Os Diagramas-de-Olhos .....	57

VI.2. As Seqüências Geradoras da IES de Pior-Caso .....	67
VII. CONCLUSÕES E SUGESTÕES DE NOVOS TRABALHOS .....	71
APÊNDICE A : O Algoritmo de Viterbi .....	73
APÊNDICE B : Programa para traçar Diagrama-de-Olhos .....	80
REFERÊNCIAS .....	81

## AGRADECIMENTOS

A conclusão deste trabalho não teria sido possível sem a participação de três entidades: O Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico, CNPq; a Universidade Estadual de Campinas, UNICAMP; e o Centro de Pesquisas e Desenvolvimento da TELEBRÁS S.A., CPqD/TELEBRÁS. A primeira entidade forneceu o suporte financeiro quando do início dos meus estudos de pós-graduação, na forma de uma bolsa-de-estudos. A segunda entidade permitiu o acesso aos conhecimentos necessários através do seu corpo docente, e em particular propiciou-me o contato com a competente e entusiasmante orientação do Professor Doutor Hélio Waldman, meu orientador de programa e de tese. A terceira entidade mencionada: o CPqD/TELEBRÁS, criou o ambiente e gerou a motivação tão importantes para a consecução desta tese. Quero ressaltar a figura do engenheiro Ralph Robert Heinrich, chefe do Grupamento de Sistemas Ópticos, SISCOp que apoiou todo o desenrolar deste trabalho.

Não posso também me esquecer do carinho dos meus companheiros do SISCOp, e em particular quero agradecer às luminosas discussões que brotaram deste convívio diário.

Na parte computacional contei com a inestimável ajuda de Anderson Gomes, sem a qual a tarefa da obtenção dos gráficos teria sido por demais penosa. Os desenhos, eu devo ao senso estético e ao apoio amigo da engenheira Mônica Lacerda Rocha, do SISCOp; e a Ieda M. Aguiar se deve o caprichoso trabalho de datilografia.

## CAPÍTULO I

INTRODUÇÃO

Com a digitalização dos serviços de telecomunicações a transmissão de informação via fibras ópticas depara-se com um enorme terreno para ser ocupado. Por suas características já conhecidas de leveza, imunidade a ruído, banda-passante e atenuação, as fibras ópticas vêm a cada dia ocupando o lugar de cabos coaxiais, rádio-enlaces e em alguns casos disputa até com satélites de comunicação. Um outro terreno onde a introdução de fibras ópticas é vista cada vez mais como uma solução, é o das redes locais de computadores. Estas redes caracterizam-se por enlaces relativamente curtos, da ordem de alguns quilômetros apenas. Outra característica de tais redes locais com fibras ópticas, é o tipo das fibras escolhidas—que são em geral multimodo. Esta escolha se justifica uma vez que derivadores ópticos em "Y", acopladores para multiplexação por divisão de comprimento de onda, conectores; enfim toda a gama de dispositivos ópticos, incluindo a própria fibra multimodo, são de menor custo quando comparados a seus equivalentes em tecnologia monomodo. A fim de aproveitar toda a grande abertura numérica disponível quando se opera com tecnologia multimodo, além do fato de se estar lidando com enlaces da ordem de grandeza de alguns quilômetros, o diodo emissor de luz em muitos casos substitui o diodo-laser.

Analisando tais redes locais do ponto de vista da trans

missão em linha, verifica-se que mais uma vez o projetista do sistema óptico se confronta com o problema de um canal com limitações em frequência. Neste caso esta limitação surge em decorrência do problema da dispersão presente quando se tem um sistema de comunicação via fibras ópticas multimodo com foto-emissores que operam na região de 850 nm. Se estes foto-emissores forem diodos emissores de luz, ao invés de diodos-laser, o problema se agrava mais ainda. A expressão 0 [1] dá uma boa idéia da degradação em termos do tempo-de-subida que um sistema óptico com fibras multimodo sofre.

$$t_{\text{sist}} = \left[ t_{\text{tx}}^2 + D_{\text{mat}}^2 \cdot \sigma_{\lambda}^2 \cdot L^2 + \left( \frac{440 L^q}{B_o} \right)^2 + \left( \frac{350}{B_{rx}} \right)^2 \right]^{1/2} \quad (0)$$

Esta expressão tem como princípio que o tempo-de-subida total do sistema óptico é dado pela raiz quadrada da soma dos quadrados dos tempos-de-subida que afetam um enlace ponto-a-ponto. A saber:

- (i)  $t_{\text{tx}}$  : tempo-de-subida ditado pelo transmissor, aí entram em consideração a rapidez do chaveamento de corrente, e a rapidez com que esta corrente elétrica é convertida em luz.
- (ii)  $D_{\text{mat}} \cdot \sigma_{\lambda} \cdot L$  : degradação no tempo-de-subida ditada pela dispersão material.  $D_{\text{mat}}$  é o fator de dispersão material da sílica, dado em ns/nm.km, e  $\sigma_{\lambda}$  é a largura espectral da fonte emissora dada em nanômetros,  $L$  é o comprimento, dado em quilômetros.
- (iii)  $\frac{440 \cdot L^q}{B_o}$  : degradação no tempo-de-subida introduzida por se considerar que  $B_o$ , a banda-passante dada pela dispersão modal, é finita—ela é medida em MHz.km. O expoente  $q$  é conhecido como Fator de Concatenação, sendo uma medida de troca de energia que ocorre entre os modos propagantes de uma fibra óptica multimodo; e varia de 0,5 (indicando

que um estado de equilíbrio entre os modos foi alcançado) até 1,0 (indica que houve pouca mistura de modos).

- (iv)  $\frac{350}{B_{rx}}$  : degradação sentida devido à resposta do fotodetector e à resposta do filtro de recepção.

O presente trabalho se propõe a estudar Códigos de Linha para uma possível aplicação no tipo de canal óptico que foi anteriormente caracterizado. A idéia de estudar tais códigos veio da leitura de [2], onde lá foram abordados códigos de linha pseudo-ternários. Sendo assim o objetivo deste trabalho é o de estabelecer as diretrizes teóricas que norteiam o projeto de um Código de Linha de Faixa Mínima, onde os dígitos sejam binários.

No Capítulo II, será apresentado o conceito da transmissão digital com faixa mínima, definindo-se então o Sistema de Faixa Mínima.

No Capítulo III será enfocada a característica espectral dos códigos de interesse. Mais uma vez situa-se o problema no ambiente de comunicações via fibras ópticas, discutem-se as características requeridas a uma seqüência codificada para que a mesma apresente nulos em determinados pontos de seu espectro de potência, e finalmente investiga-se a condição para a transmissão com faixa mínima através de um canal óptico.

No Capítulo IV abordar-se-ão os códigos balanceados e com faixa mínima. Examinam-se seus aspectos combinacionais, define-se um novo conceito de Soma Digital Corrida, e apresenta-se um código de linha do tipo MB-NB que apresenta características bem particulares.

Durante o Capítulo V será apresentada uma aplicação do conhecido Algoritmo de Viterbi na determinação de seqüências de interferência entre símbolos, IES, de pior-caso. Explica-se como é possível obter um Diagrama-de-Olhos utilizando-se de tal algoritmo e finalmente é descrito o programa elaborado para obter os olhos do Diagrama mencionado. Em apêndice a este tra-

balho descreve-se o Algoritmo de Viterbi de maneira sucinta objetivando sua compreensão dentro do contexto em que foi utilizado.

No Capítulo VI os resultados obtidos serão apresentados. Da simulação em computador obtiveram-se gráficos que esboçam os Diagrama-de-Olhos e as seqüências geradoras da IES de pior caso.

No último Capítulo, as conclusões às quais se chegaram serão apresentadas, bem como sugestões para pesquisas numa linha de trabalho a ser explorada .

## CAPÍTULO II

TRANSMISSÃO DIGITAL COM FAIXA MÍNIMA

Considere-se um sistema de transmissão digital simplificado, operando em Banda Base, como o mostrado na Fig. 1.

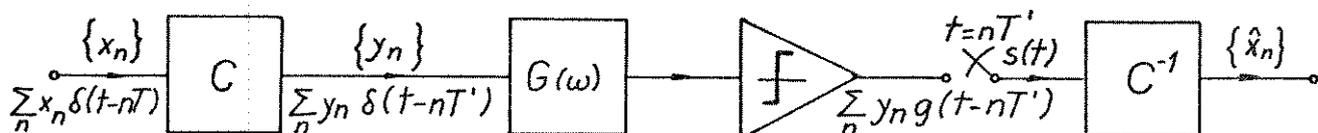


Fig. 1 - Sistema de Transmissão Digital em Banda Base (sem ruído)

Tal sistema consiste de um Codificador,  $C$ , de um Filtro Formatante de Pulsos,  $G(\omega)$ , de um Circuito de Decisão, um Amostrador e finalmente um Decodificador,  $C^{-1}$ . Neste esquema,  $G(\omega)$  engloba as características de freqüência do transmissor, do canal e do receptor.

Para se avaliar o desempenho de um sistema deste tipo usa-se a Taxa de Bits Errados, TBE, como medida. É notório que a TBE é função da Interferência Entre Símbolos, IES [3]. Por sua vez, a IES é função da característica de freqüência  $G(\omega)$ . Sen-

do assim,  $G(\omega)$  deve ser tal que este problema seja minimizado. O Codificador,  $C$ , também pode contribuir para a solução deste problema, pois ele tem o poder de moldar o Espectro de Potência do sinal a ser transmitido [4]. Além desse recurso, o uso de codificadores se dá devido a necessidade de se introduzirem facilidades adicionais ao sistema, tais como: Canais de Serviço, monitoração da TBE, e a correção de eventuais bits errados. É imediato que a presença do Decodificador,  $C^{-1}$ , se dá para realizar função complementar à do Codificador.

O Circuito de Decisão trata de sinais digitais, que nesta etapa da transmissão, em geral, apresentam-se numa forma "analogica", isto é, somente após passar pelo Circuito de Decisão é que o sinal recebido reassume a sua feição digital. O limiar, em que se baseia a decisão sobre a presença ou não do pulso na linha, é ajustado de forma a minimizar a TBE. Seu valor ótimo pode ser calculado, conhecidas as características do sistema de transmissão. Após a decisão, que também engloba uma temporização (amostragem a taxa de  $T$  amostras por segundo), o sinal é entregue ao Decodificador para que a sua saída recupere-se a sequência transmitida.

No que toca à IES, são muitas as formas que se há para lidar com o problema do projeto de  $G(\omega)$ . A mais básica delas, é a de se ter um pulso no tempo com as seguintes características [5]:

$$g(t = nT) = \begin{cases} 1 & , \quad n = 0 \\ 0 & , \quad n \neq 0 \end{cases} \quad (1)$$

No domínio da frequência (1) será dada por:

$$\sum_k X(\omega - 2k\pi/T) = T, \quad |\omega| \leq \pi/T \quad (k \in \mathbf{Z}) \quad (2)$$

$$= 0, \quad \text{caso contrário}$$

Existem várias características de frequência e, associado a cada uma, vários tipos de pulsos que obedecem a (1) e (2). A escolha de uma característica em geral é baseada na factibilidade de sua realização prática. Uma família de pulsos bas-

tante conhecida é a família Cosseno-Levantado [6]. Os pulsos desta família, e as características de frequência a eles associadas diferem entre si por um parâmetro  $\alpha$ , como se segue:

$$X(\omega) = \begin{cases} T & , 0 \leq \omega \leq \frac{\pi}{T}(1 - \alpha) \\ \frac{T}{2} \left\{ 1 - \operatorname{sen} \left[ \frac{T}{2\alpha} \left( \omega - \frac{\pi}{T} \right) \right] \right\} & , \frac{\pi}{T}(1 - \alpha) \leq \omega \leq \frac{\pi}{T}(1 + \alpha) \end{cases} \quad (3a)$$

$$x(t) = \frac{\operatorname{sen} \pi t/T}{\pi t/T} \cdot \frac{\cos \alpha \pi t/T}{1 - 4\alpha^2 t^2/T^2} \quad (3b)$$

Algumas características de frequência e pulsos correspondentes, podem ser vistos na Fig. 2.

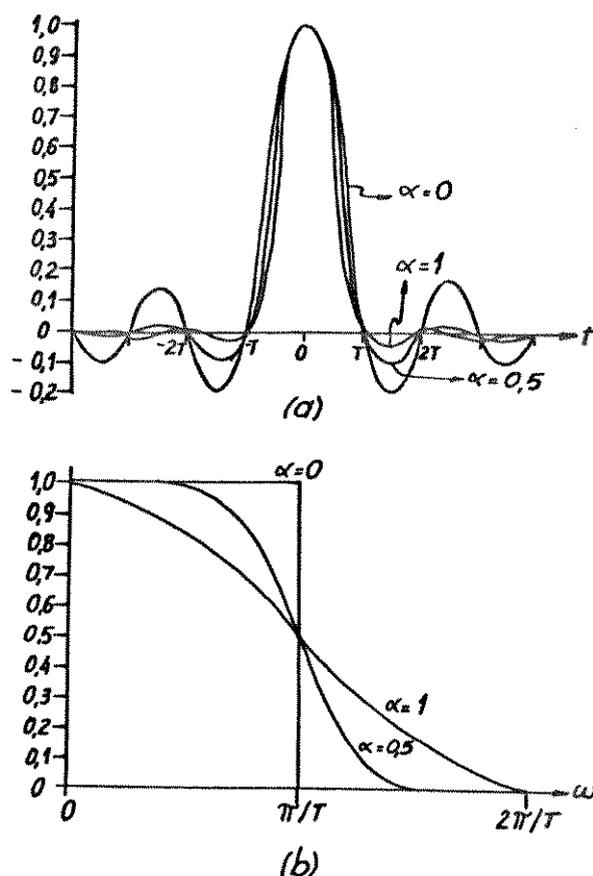


Fig. 2 - Família Cosseno-Levantado. (a) Resposta Impulsional; (b) Característica de Frequência

Estritamente falando, a família Cosseno-Levantado não é fisicamente realizável. Uma característica de frequência realizável deve possuir resposta impulsional causal. No entanto, um instante de tempo arbitrário,  $t_0$ , pode ser tomado tão longe quanto se deseje no passado de modo que a causalidade é obtida por aproximação. Aliado a isto, há uma certa facilidade de visualização das propriedades desta família de pulsos/características de frequência, em função do parâmetro  $\alpha$ . Por exemplo, à medida que  $\alpha$  decresce o excesso de faixa diminui e a resposta impulsional fica mais oscilatória. Esta oscilatoriedade está diretamente ligada ao decaimento da resposta impulsional, ou seja, quanto mais suave for  $X(\omega)$  — pela escolha de um valor de  $\alpha$  próximo a 1, mais rápido será o decaimento assintótico de  $x(t)$  [6].

No caso limite, em que  $\alpha = 0$ , tem-se que a característica de frequência coincide com a Faixa de Nyquist [6]. O Diagrama-de-Olhos [Vide Apêndice B] associado a esta característica de frequência será aberto apenas e tão somente no exato instante de amostragem. Ou seja, para uma seqüência de pulsos dados por:

$$x(t) = \frac{\text{sen}\pi t/T}{\pi t/T} \quad (4a)$$

o único instante de amostragem sem IES será  $t = nT$ . Tal propriedade pode ser melhor compreendida ao se observar que uma característica de frequência dada por

$$X(\omega) = \begin{cases} T & , \quad 0 \leq \omega \leq \pi/T \\ 0 & , \quad \text{caso contrário} \end{cases} \quad (4b)$$

possui uma descontinuidade, o que faz com que sua derivada de primeira ordem tenda a infinito. Já se  $\alpha = 1$ ,  $x(t)$  decai assintoticamente com  $1/t^3$ , os pulsos serão "bem-comportados", e o Diagrama-de-Olhos associado será aberto. Consegue-se isto em troca de um excesso de faixa, que no caso de  $\alpha = 1$  é máximo.

Definição: Define-se como Sistema de Faixa Mínima, SFM, o sistema que opera com sucesso, isto é, com todos os olhos de Diagrama-de-Olhos\*abertos, quando o formato do pulso na linha for dado por (4a), ou equivalentemente, quando a característica de frequência for dada por (4b).

---

\* Diagrama-de-Olhos é o lugar geométrico dos pontos obtido pela superposição de todas as formas de onda correspondentes às palavras existentes na seqüência de pulsos analisada.

## CAPÍTULO III

O ESPECTRO DE POTÊNCIA EM  
CÓDIGOS DE FAIXA MÍNIMA

Sabe-se que o espectro do sinal digital em linha é determinado por dois fatores: o código de linha empregado e a forma do pulso básico a ser transmitido. Pode-se considerar que o espectro da sequência  $\{y_n\}$ , é dado pelo produto de dois espectros: o do pulso básico, e o do código de linha utilizado [4]. Com base nestas afirmações, e nas definições que se seguem, podem ser visualizadas as características que deve possuir um código de linha para que seja possível a transmissão com sucesso através de um canal óptico de Faixa Mínima.

## III.1 - O Canal Óptico e sua Banda Passante.

Em sistemas de comunicações empregando a luz como portadora de informações, e fibras ópticas como meios propagante, é importante que o espectro de potência do sinal passe por um nulo na frequência zero. Isto se dá basicamente por duas razões:

- (i) A não-existência de energia útil do sinal em torno de  $f=0$ , possibilita a introdução de canais-de-serviço analógicos, como p. ex. o emprego de portadoras moduladas analogicamente que estariam localizadas nesta região de baixas frequências.

(ii) O fato de algumas configurações utilizadas nos receptores ópticos fazerem uso de acoplamento capacitivo entre seus estágios de amplificação, implica na chamada flutuação de linha de base ("base line wander"). Se o receptor possuir Faixa Dinâmica fixa, que é o caso mais geral, esta flutuação em baixas frequências fará com que haja saturação dos estágios amplificadores envolvidos.

Em frequências altas surge uma limitação advinda do fato que, devido às características quânticas do processo de fotodeteção, surge o ruído balístico ("shot noise") que impõe um limite para a Sensitividade do sub-sistema receptor, e em consequência estabelece um comprimento máximo para o enlace. A presença de tal ruído confere ao sistema óptico de fotodeteção direta, uma relação sinal/ruído máxima dada por:

$$RSR_{\text{máx}} = \frac{\eta \cdot P_{\text{opt}}}{2 h \nu B} \quad (5)$$

onde  $\eta$  é a eficiência quântica do fotodetector (A/W),

$P_{\text{opt}}$  é a potência óptica incidente sobre o fotodetector (W),

$h$  é a constante de Planck,

$\nu$  é a frequência da portadora óptica (Hz), e

$B$  é a banda passante (Hz).

De (5) vê-se claramente que quanto menor  $B$ , maior a RSR dada pelo ruído balístico. Para um receptor prático, existirão outras fontes de ruído, como por exemplo: o ruído térmico na entrada do amplificador e o ruído devido a corrente-de-escuro do fotodetector [1]. Estes ruídos são independentes do nível do sinal óptico que chega; sendo que a degradação devido ao ruído térmico aumenta com o aumento da faixa de passagem e o efeito nocivo da corrente de escuro é menor para taxas de transmissão mais altas.

Pelo exposto anteriormente verifica-se que o sinal que contém a informação digital, a ser posteriormente convertido em sinal óptico, deve possuir banda-passante confinada.

### III.2 - Zeros no Espectro de Potência.

Seja a representação truncada da seqüência de pulsos à saída de C,

$$y_N(t) = \sum_{-N}^N y_n \cdot \delta(t - nT), \quad (6)$$

sua Transformada de Fourier será dada por:

$$Y_N(\omega) = \sum_{-N}^N y_n \exp\{-j\omega nT\} \quad (7)$$

Supondo que a componente C.C. de  $y_N(t)$  seja zero,  $Y_N(0) = 0$ , pode-se reescrever (7) de forma a obter:

$$\sum_{-N}^N y_n = 0. \quad (8)$$

Desta forma códigos de linha que implementem (8), possuem espectro com um nulo na frequência zero. A condição estabelecida por (8) é por demais restritiva. A criação de alguns outros parâmetros permitirá a utilização de condições menos exigentes.

Definição: Soma Digital Corrida (SDC)

$$SDC[I, J] \triangleq \sum_{n=I}^J y_n, \quad y_n \in \{-1, 1\}, \quad J > I \quad (9)$$

onde os limites I e J são arbitrários, de maneira que a SDC representa sempre a variação de uma grandeza cumulativa cujo valor absoluto é indeterminado.

Definição: Variação da SDC (VSDC)

$$VSDC \triangleq \max_{I,J} \left| \sum_I^J y_n \right|, \quad J > I \quad (10)$$

Colocando a seqüência à saída de C, na seguinte forma polinomial:

$$Y(D) = \sum_n y_n \cdot D^n$$

onde  $D = \exp\{-j\omega T\}$ , se  $\omega = 0 \rightarrow D = 1$ , a VSDC pode ser reescrita como:

$$VSDC = \max_{\{y_n\}} |Y(1)| \quad (10')$$

Mas de (7), (9) e (10) pode-se ver, que o valor absoluto de  $Y_N(0)$  está relacionado com a VSDC por meio da seguinte expressão:

$$|Y_N(0)| = \left| \sum_{-N}^N y_n \right| = |SDC[-N,N]| \leq VSDC \quad (11)$$

onde a desigualdade é devida a definição de VSDC [2].

Para uma seqüência aleatória  $\{y_n\}$ , o espectro de potência é [7]

$$W_Y(\omega) = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{2NT} \cdot E\{|Y_N(\omega)|^2\} \quad (12)$$

Porém, ao se concentrar na freqüência zero, vem:

$$W_Y(0) = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{2NT} \cdot E\{|Y_N(0)|^2\} \quad (13)$$

De (11) é imediato que  $E\{|Y_N(0)|^2\} \leq VSDC^2$ , assim vem:

$$W_y(0) \leq \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{2NT} \cdot \text{VSDC}^2 \quad (14)$$

Como VSDC é um número finito,  $W_y(0) = 0$ . Resumindo, pode ser dito que o confinamento da SDC, que é uma condição menos restritiva que (8), implica num nulo espectral na frequência zero.

Ao se examinar o problema do anulamento do espectro na frequência de Nyquist, considere-se o seguinte: "Qualquer filtro de Nyquist que apresente descontinuidade na sua forma espectral produzirá os mesmos resultados, em termos de IES de pior caso, que o filtro dado por (4b); isto é verdade para qualquer largura da faixa de frequência ocupada" [8]. Ora, o caso em exame é exatamente o filtro dado por (4b), mas como dito anteriormente, o espectro da sequência de linha pode ser fortemente modificado pelo codificador C. Este problema será enfocado numa seção seguinte, mas já agora torna-se conhecida a motivação para o estudo do anulamento espectral na frequência de Nyquist ( $\omega = \pi/T$ ).

Definição: Soma Corrida da Interferência Entre Símbolos (SCIES) [2]

$$\text{SCIES} [I, J] \triangleq \sum_I^J (-1)^n \cdot y_n, \quad J > I \quad (15)$$

Definição: Variação da Soma da Interferência Entre Símbolos (VSIES) [2]

$$\text{VSIES} \triangleq \max_{I, J} | \text{SCIES}[I, J] |, \quad J > I \quad (16a)$$

$$= \max \left| \sum_I^J (-1)^n \cdot y_n \right| \quad (16b)$$

$$= \max_{\{y_n\}} |Y(-1)| \quad (16c)$$

Obs.: (16c): se  $\omega = \pi/T \rightarrow D = -1$ , já que  $D = \exp\{-j\omega t\}$ .

Com base em (7) e (16), quando  $\omega = \pi/T$ , vem:

$$|Y_N(\pi/T)| = \left| \sum_{-N}^N (-1)^n \cdot Y_n \right| = |\text{SCIES}[-N, N]| \leq \text{VSIES} \quad (17)$$

da qual, vem:

$$E\{|Y_N(\pi/T)|^2\} \leq \text{VSIES}^2 \quad (18)$$

Como VSIES é um número finito, vem:

$$W_Y(\pi/T) = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{2NT} \cdot E\{|Y_N(\pi/T)|^2\} \leq \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{2NT} \text{VSIES}^2$$

$$W_Y(\pi/T) = 0 \quad (20)$$

Resumindo, pode ser dito que o confinamento da SCIES implica no anulamento do espectro da sequência na frequência de Nyquist ( $\omega = \pi/T$ ).

### III.3 - Condição para Transmissão Óptica com Faixa Mínima.

Na seção III.1 mostrou-se a necessidade de se confinar o espectro do sinal modulante que vai excitar a fonte óptica. Suponha-se que o circuito de chaveamento que modula a corrente elétrica que aciona o fotoemissor, o próprio fotoemissor, o fo<sub>t</sub>odetector — nenhum deles impõe séria restrição sobre a banda-passante do canal. Esta suposição é bastante plausível, haja vista o atual Estado-da-Arte. Quanto a fibra óptica, a limitação por ela imposta à banda-passante do sistema depende do seu tipo, se multimodo ou monomodo, e da região do espectro em que ela for utilizada. Uma vez que a escolha da fibra óptica empregada, nem sempre está ao alcance do projetista dos sub-sistemas de transmissão e/ou recepção, deixe-se — pelo menos

temporariamente — a influência que a mesma exerce, de lado.

Isto feito resta o efeito causado pelo filtro passa-baixas (colocado após o circuito de pré-amplificação do sinal fotodetectado, para reduzir o ruído térmico fora da faixa e aumentar a Relação Sinal-Ruído, RSR). Desta forma pode-se afirmar que a característica  $G(\omega)$ , da figura 1, é limitada em baixas frequências pelo acoplamento capacitivo que existe entre os estágios de amplificação na maioria das configurações de sub-sistema receptor, e em frequências altas pela curva de resposta em frequência do filtro passa-baixas na recepção. Sendo assim, fica patente que se o espectro de potência do sinal codificado, que vai excitar a fonte óptica, possui componentes contínuas nestas duas regiões do espectro de frequência, estas componentes serão suprimidas dando origem a distorções no pulso transmitido que levarão à situação de IES.

A seguir será apresentada uma proposição que quando obedecida faz com que o sinal seja confinado no seu extremo superior da faixa de frequências.

**PROPOSIÇÃO:** Seja um sistema do tipo visto na figura 1. Suponha que a entrada do mesmo apareça uma seqüência binária descorrelacionada,  $\{x_n\}$ . Suponha que em resposta a esta seqüência o codificador, C, libere no canal uma seqüência  $\{y_n\}$  obedecendo a seguinte lei de formação:

$$\text{máx} \left| \sum_{n=1}^J (-1)^n \cdot y_n \right| \leq M, \quad y_n \in \{-1, 1\} \quad (21)$$

Então este sistema será de Faixa Mínima, e ainda que os pulsos no canal sejam dados por

$$g(t) = \frac{\text{sen}(\pi t/T)}{\pi t/T}$$

O Diagrama-de-Olhos apresentará olhos abertos para algum  $t \neq k.T$ ,  $k \in \mathbf{Z}$ .

PROVA: Tomando como base pulsos dados por  $g(t) = \text{sinc}(t/T)$ , vem:

$$s(t) = \sum_n Y_n \cdot \text{sinc}\left(\frac{t - nT}{T}\right) \quad (22)$$

Uma vez que o pulso  $\text{sinc}(\cdot)$  atende ao Critério de Nyquist para a ausência de IES, nos instantes de tempo  $t = kT$  o Diagrama-de-Olhos confundir-se-á com o próprio pulso. Sendo assim, ao se calcular a derivada no tempo do sinal  $s(t)$ , novamente para  $t = kT$ , pode-se ter uma boa idéia da abertura do olho. Isto se dá porque a derivada de uma função contínua confunde-se com a tangente no ponto.

Se esta tangente for finita conclue-se que o ângulo com que a mesma intercepta o eixo dos tempos é menor que  $90^\circ$ . Como tangente finita implica em derivada finita, a prova da proposição consiste em verificar a finitude da derivada de  $s(t)$  quando os pulsos  $Y_n$  obedecem a lei de formação do código. A figura 3 ilustra a idéia da relação entre a derivada e a abertura do olho.

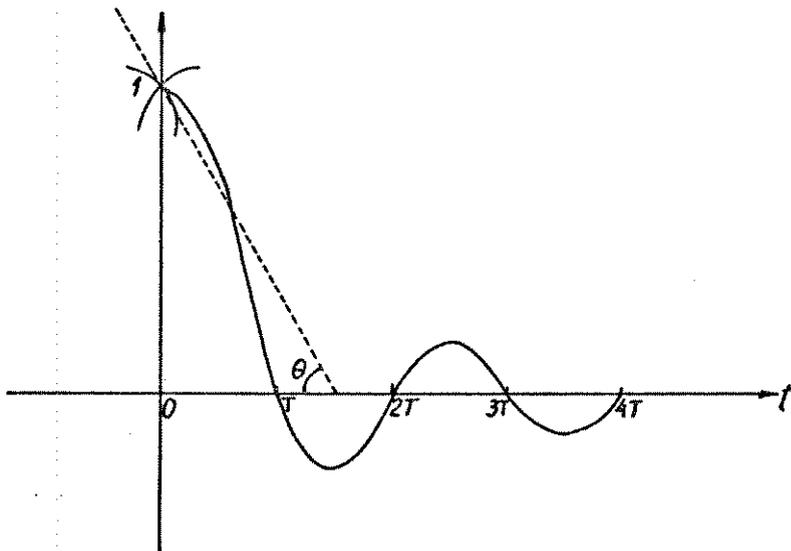


Fig. 3 - Detalhe da obtenção de um olho do Diagrama-de-Olhos

Derivando pois (22), vem:

$$s'(t) = \sum_n Y_n \cdot \frac{d}{dt} \left[ \text{sinc} \left( \frac{t - nT}{T} \right) \right] \quad (23)$$

Calculando (23) nos instantes de tempo  $t = k \cdot T$ , vem:

$$s'(t) \Big|_{t = k \cdot T} = \frac{1}{T} \sum_n Y_n \cdot \frac{\cos[(k - n)\pi]}{(k - n)} \quad (24)$$

Concentrando-se no olho central do Diagrama, ou seja, fazendo  $k = 0$ , vem:

$$s'(0) = \frac{1}{T} \sum_n Y_n \cdot \left[ \frac{\cos(-n\pi)}{-n} \right]$$

Mas  $\cos(-n\pi) = \cos(n\pi)$

$$\therefore s'(0) = \frac{1}{T} \sum_n Y_n \left[ \frac{\cos(n\pi)}{-n} \right]$$

Por sua vez  $\cos(n\pi) = (-1)^n$ , assim (25) pode ser reescrita na seguinte forma:

$$s'(0) = - \frac{1}{T} \sum'_n Y_n \cdot \frac{(-1)^n}{n} \quad (26)$$

onde  $\sum'_n \triangleq \sum_{n, n \neq 0}$

Se o valor absoluto máximo de (26) for finito, quando a condição imposta pela Proposição for satisfeita, então o ângulo  $\theta$ , visto na figura 3, será menor que  $90^\circ$ , o que implica na abertura do olho central do Diagrama. Sendo assim, vem:

$$s'(0) = -\frac{1}{T} \left[ \sum_{n=-\infty}^{-1} y_n \cdot \frac{(-1)^n}{n} + \sum_{n=1}^{\infty} y_n \cdot \frac{(-1)^n}{n} \right] \quad (27)$$

Analisando a condição imposta na Proposição nota-se que na somatória de (21) há no máximo  $M$  parcelas positivas a mais que negativas, pois cada  $(-1)^n \cdot y_n$  vale 1 ou  $-1$ . Em outras palavras, para cada parcela positiva, há uma negativa, exceto no máximo  $M$ . Além disso essa mesma regra vale para quaisquer intervalos  $[I, J]$ .

A maximização do segundo termo entre os colchetes em (27) implica em tomar como positivas as  $M$  primeiras parcelas, pois essas são as de maior magnitude. Sendo assim a seqüência é do seguinte tipo:

$$\{(-1)^n \cdot y_n\}_{n \geq 1} = \{\underbrace{+++ \dots +}_{M \text{ vezes}} - + - + - + \dots\}$$

$$\{y_n\}_{n \geq 1} = \{\underbrace{- + - + - + \dots}_{M \text{ vezes}} - + + + + \dots\}, \text{ M par.}$$

$$\{y_n\}_{n \geq 1} = \{\underbrace{- + - + - + \dots}_{M \text{ vezes}} - + - - - \dots\}, \text{ para M ímpar.}$$

Desta forma o segundo termo entre os colchetes fica sendo:

$$1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \dots + \frac{1}{M} - \frac{1}{M+1} + \frac{1}{M+2} - \frac{1}{M+3} + \dots \quad (28)$$

Em relação ao primeiro termo entre os colchetes em (27), deve-se supor que, uma vez maximizada a contribuição do segundo termo,  $y_0$  seja  $-1$ . Desta forma a maximização do primeiro termos pede que  $(-1)^n \cdot y_n$  seja o mais negativo possível para o maior número possível de índices  $n$ , com preferência para aqueles em que  $|n|^{-1}$  seja maior. Então a seqüência que maximiza o

o primeiro termo entre os colchetes será do tipo que se segue:

$$\{(-1)^n \cdot y_n\}_{n \leq 1} = \underbrace{\{-\dots-\}}_{(M-1) \text{ vezes}} + - + - + \dots$$

$$\{y_n\}_{n \leq -1} = \underbrace{\{+ - + - \dots - + + + \dots\}}_{(M-1) \text{ vezes}}, \quad M \text{ par.}$$

$$\{y_n\}_{n \leq -1} = \underbrace{\{+ - + - \dots - + - - - \dots\}}_{(M-1) \text{ vezes}}, \quad M \text{ ímpar.}$$

Desta forma o primeiro termo entre os colchetes fica sendo:

$$1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \dots + \frac{1}{M-1} - \frac{1}{M} + \frac{1}{M+1} - \frac{1}{M+2} + \frac{1}{M+3} - \dots \quad (29)$$

Considerando conjuntamente o efeito de (28) e (29), vem:

$$\max |s'(0)| = \frac{2}{T} \left[ 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \dots + \frac{1}{M-1} \right] \quad (30)$$

Que é um valor finito o que mostra que o olho central, e os demais por simetria, é aberto. (c.q.d.)

A Tabela 1 mostra os valores de derivadas máximas para os Diagrama-de-Olhos com transmissão em faixa mínima, em função da VSIES.

É interessante observar que as sequências que maximizam  $|s'(0)|$  não são balanceados. Por isso, se for exigido o Balançamento em adição a condição de Faixa Mínima, pode-se esperar que a derivada de  $s(t)$  nos instantes  $t = kT$  fique abaixo dos valores indicados na Tabela 1.

Na figura 4 vê-se a sequência que maximiza o fechamento do olho central do Diagrama para a condição de Faixa Mínima com  $M$  ímpar.

TABELA 1 - Valores Máximos de  $s'(0)$  versus a VSIES permitida.

VSIES	T. $[s'(0)]_{\text{máx}}$
2	2
3	3
4	3,66
5	4,16
6	4,56
7	4,9
8	5,15
9	5,37
10	5,57

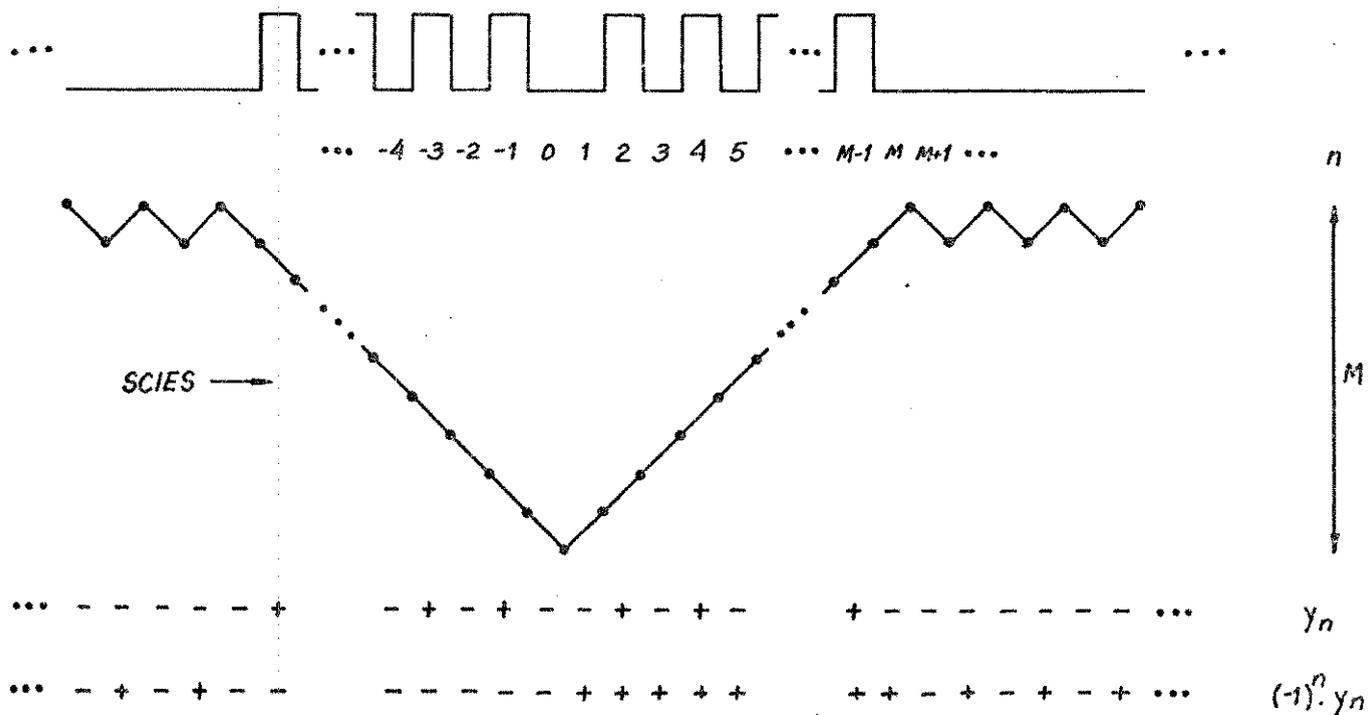


Fig. 4 - Seqüência que maximiza (27) obedecendo a Proposição [M ímpar].

## CAPÍTULO IV

CÓDIGOS BINÁRIOS BALANCEADOS  
E DE FAIXA MÍNIMA

No Capítulo Anterior, a Proposição estabeleceu uma condição suficiente para a transmissão em Faixa Mínima. Viu-se que não havia a necessidade de exigir que a SDC ou que a SCIES valessem zero, já que o confinamento destes parâmetros seria suficiente para o anulamento do espectro de potência na frequência zero e na frequência de Nyquist respectivamente.

Ao se projetar um sub-sistema codificador/decodificador do tipo enfocado em [ 9 ], muito empregado em sistemas de comunicações via fibras ópticas, é interessante minimizar o número de estados do mesmo. No entanto a simplicidade de um codificador mono-estado é contrabalançada pela pobreza de recursos de tal implementação. Assim, é procedimento normal o emprego de codificadores com mais de um estado.

#### IV.1 - Aspectos Combinacionais dos Códigos de Linha do Tipo MB-NB ( $N > M$ ).

A idéia básica utilizada no projeto de um codificador de linha para códigos tipo MB-NB, é a de associar a cada bloco de M bits da seqüência original de entrada, um bloco de N bits. A sucessão destes blocos forma a seqüência codificada de saída do codificador (o processo simétrico ocorre no decodificador, ou seja para cada bloco de N bits de entrada, associam-se M

bits de saída). O processo de mapeamento que relaciona as palavras-originais às palavras-código é do tipo unívoco. A figura 5 ilustra o processo.

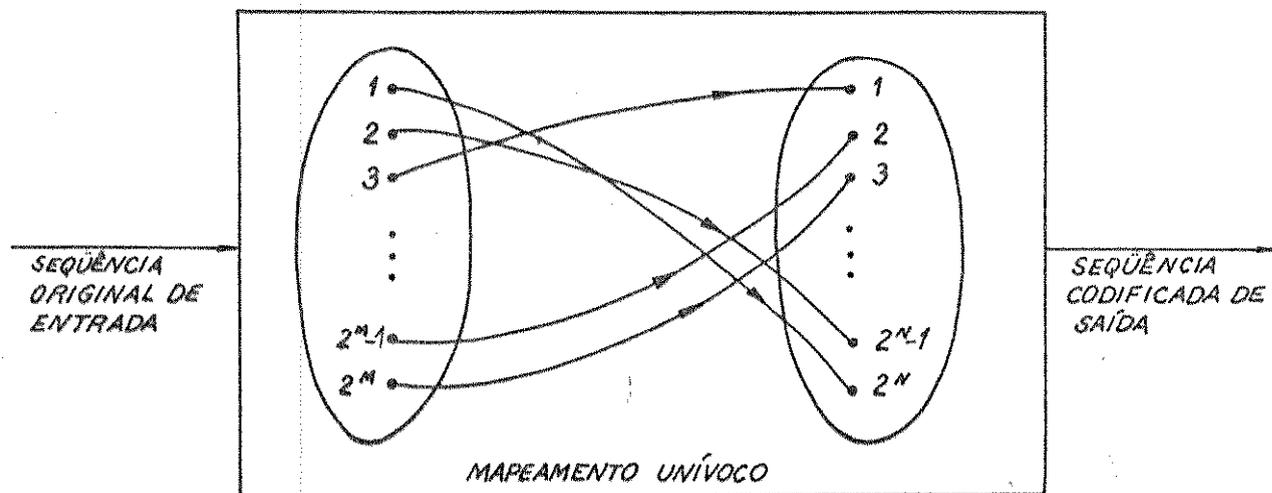


Fig. 5 - Processo de codificação do tipo MB-NB [ $M < N$ ].

Em outras palavras, este processo consiste em escolher  $2^M$  palavras-código de N bit, dentre as  $2^N$  existentes. Assim cada uma das  $2^M$  palavras de M bits possui uma equivalente de N bits, a recíproca nem sempre é verdadeira.

Como  $N > M$ , o universo de palavras-código possui mais elementos que o de palavras-fonte. A escolha de quais, dentre as  $2^N$ , palavras-código serão empregadas, depende de vários fatores. Podendo ser citados: a possibilidade de extração de relógio, maximização do tempo de retenção de alinhamento, minimização do tempo de recuperação de alinhamento, conformação do espectro de potência, detecção de erros, entre outras [10]. Muitas destas características podem ser obtidas quando se escolhem palavras-código com disparidade\* nula. Para uma palavra

\* Seja  $\vec{Y}_i = (Y_{i1}, Y_{i2}, \dots, Y_{iN})$  a i-ésima palavra código emitida pelo codificador, onde  $Y_{ij} \in \{-1, 1\}$ . A disparidade  $D(i)$  da palavra  $a_i$  é definida como:

$$D(i) = \sum_{j=1}^N a_{ij}$$

de  $N$  bits, é imediato ver que existem  $\binom{N}{N/2}$  palavras com o número de bits "1" igual ao de bits "0", e portanto com disparidade nula.

Voltando a seção III.2, e fazendo uso das condições que se seguem, pode ser investigada a possibilidade de existência de um código mono-alfabético que seja ao mesmo tempo balanceado e com faixa mínima.

$$\text{Condição 1: } \sum_{n=1}^N y_n = 0 \quad (31)$$

$$\text{Condição 2: } \sum_{n=1}^N (-1)^n \cdot y_n = 0 \quad (32)$$

Tais expressões podem ser reescritas da seguinte maneira:

$$(i): \sum_{n \text{ par}} y_n + \sum_{n \text{ ímpar}} y_n = 0, \quad 1 \leq n \leq N \quad (31')$$

$$(ii): \sum_{n \text{ par}} y_n - \sum_{n \text{ ímpar}} y_n = 0, \quad 1 \leq n \leq N \quad (32')$$

Para que (i) e (ii), acima sejam atendidas, deve-se ter:

$$\sum_{n \text{ par}} y_n = \sum_{n \text{ ímpar}} y_n = 0, \quad 1 \leq n \leq N \quad (33)$$

Neste caso, dentre as  $2^N$  palavras-código de  $N$  bits, existem apenas  $\binom{N/2}{N/4}$  palavras que atendem (31') e (32') simultaneamente. Caso fosse desejado trabalhar com apenas um alfabeto de palavras-código, seria preciso que  $\binom{N/2}{N/4} \geq 2^M$ . Porém ao satisfazer esta condição, a relação  $N/M$ , que mede o aumento da taxa de transmissão, seria proibitivamente alta. Felizmente isto não é necessário pois é possível fazer uso de codificadores

multi-estados (ou multi-alfabéticos).

#### IV.1.a - O Triângulo de Pascal:

Nesta etapa do trabalho faz-se necessário introduzir um algoritmo combinacional bastante conhecido, o chamado "Triângulo de Pascal". Este "triângulo" foi apresentado em 1653, por Blaise Pascal em sua obra Traité du Triangle Arithmétique. No entanto, a origem desta idéia remonta a bem antes [11]. A tabela 2 ilustra um trecho do Triângulo de Pascal.

TABELA 2 - O Triângulo de Pascal

r	$\binom{r}{0}$	$\binom{r}{1}$	$\binom{r}{2}$	$\binom{r}{3}$	$\binom{r}{4}$	$\binom{r}{5}$	$\binom{r}{6}$	$\binom{r}{7}$	$\binom{r}{8}$
0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	0	0	0	0	0	0	0
2	1	2	1	0	0	0	0	0	0
3	1	3	3	1	0	0	0	0	0
4	1	4	6	4	1	0	0	0	0
5	1	5	10	10	5	1	0	0	0
6	1	6	15	20	15	6	1	0	0
7	1	7	21	35	35	21	7	1	0
8	1	8	28	56	70	56	28	8	1

O Triângulo de Pascal terá no presente trabalho, o mesmo papel desempenhado em [12]. Ou seja, é válida a analogia entre a obtenção de um elemento qualquer do Triângulo, e a construção de uma palavra binária. Para tanto basta apresentar o Triângulo de Pascal em outra forma, como visto na figura 6.

Na figura 6 investiga-se a palavra 10010, que é composta de 5 bits e possui disparidade -1. Conclue-se, a partir do Triângulo que existem 9 outras palavras de 5 bits e disparidade igual a -1, ou seja, palavras com 3 bits "0" e 2 bits "1".

									$D(i)$
							1		+8
						1			
					1		8		+6
				1		7			
			1		6		28		+4
		1		5		21			
	1		4		15		56		+2
	1	3		10		35			
	1	2	3		6		20	70	0
	1	1	3	6		10		35	
	1	1	4		15		56		-2
	1	1	5		21				
	1	1	6		28				-4
	1	1	7						
	1	1	8						-6
	1	1							
	1	1							
	1	1							-8
$N \rightarrow$	1	2	3	4	5	6	7	8	...

Fig. 6 - Trecho do Triângulo de Pascal, equivalente ao visto na TABELA 2, apresentado em forma rebatida. Vê-se, à direita, uma coluna indicativa da disparidade da palavra binária obtida.

## IV.1.b - O Diagrama Pantográfico

Como se vê, o Triângulo de Pascal fornece muitas informações úteis. No entanto, quando do projeto ou da análise de um código de linha multi-alfabético do tipo MB-NB, o Triângulo deve sofrer algumas transformações. Tais transformações, que foram introduzidas em [10], dão origem ao chamado Diagrama Pantográfico, DP. Neste Diagrama, cada elemento — assim como no Triângulo de Pascal — é obtido pela soma dos dois elementos adjacentes que o precedem, no entanto aqui são colocadas barreiras associadas ao confinamento da SDC.

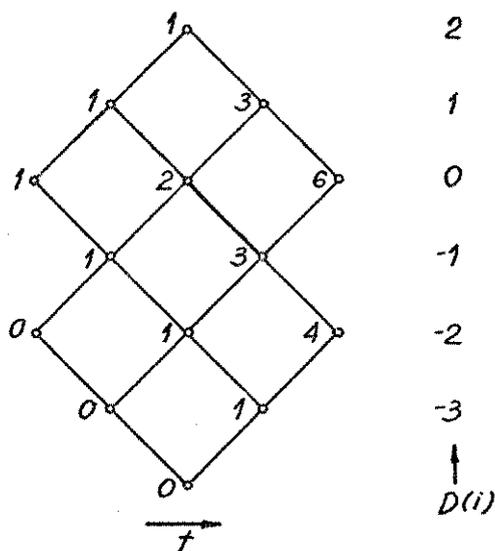


Fig. 7 - Diagrama Pantográfico usado para investigar a existência de códigos 3B-4B com dois alfabetos e  $P = 5$ .

O DP é uma ferramenta bastante útil quando do estudo da existência de códigos úteis e eficientes do tipo MB-NB [12]. Da fig. 7 vê-se que é possível construir um código 3B-4B com SDC confinada, às custas do emprego de dois alfabetos. São  $2^3 = 8$  as palavras-fonte e  $\binom{4}{2} = 6$  as palavras-código com  $N = 4$  e disparidade nula. No entanto, ao se admitirem palavras-códi

go com  $D(i) = -2$  — como visto na figura 7 — e portanto fazer uso de um Alfabeto Regressivo\*, surge a necessidade do emprego de um Alfabeto Progressivo, onde constem as 6 palavras-código com disparidade nula usadas no Alfabeto Regressivo e outras com  $D(i) = +2$ . A comutação entre estes dois alfabetos, que será função da estatística da sequência original de entrada, pode ser visualizada pelo diagrama-de-estados visto na figura 8.

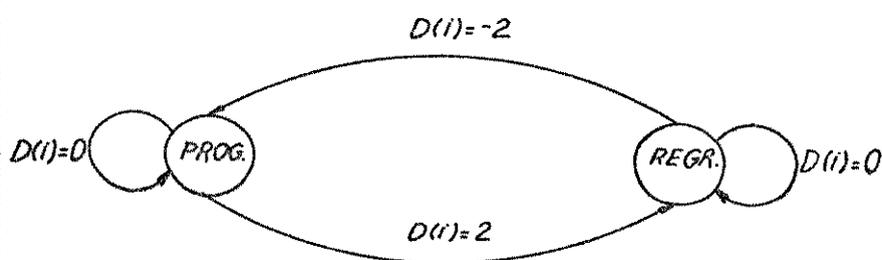


Fig. 8 - Diagrama-de-estado de um código bi-alfabético.

Fica assim entendido, que num Alfabeto Progressivo estão palavras com  $0 \leq D(i) \leq L$ , e num Alfabeto Regressivo estão palavras-código com  $-L \leq D(i) \leq 0$  onde  $L$  delimita os valores que a disparidade pode assumir. É intuitivo e imediato que códigos de linha, cujos codificadores obedeçam a esta filosofia, possuirão a SDC confinada e em consequência apresentarão nulo espectral na frequência zero.

No DP da fig. 7 a exclusão das palavras-código 1100 (equivalente a eliminar 0011 no Alfabeto Progressivo) reduz o desbalanço,  $P$  [12], e ainda permite a construção de um código 3B-4B, pois ainda existem nove palavras-código disponíveis. A fig. 9

---

\* Alfabeto Regressivo, em oposição ao chamado Alfabeto Progressivo, é o alfabeto onde a disparidade das palavras-código é nula ou negativa [10].

ilustra o exposto.

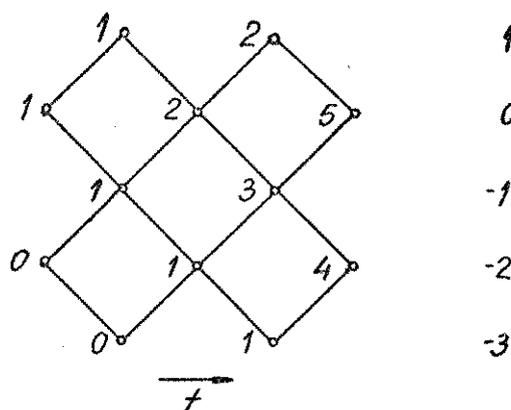


Fig. 9 - Diagrama Pantográfico que verifica a existência de códigos 3B-4B bi-alfabéticos com  $P = 4$ .

Investigando a existência de códigos do tipo MB-NB que possuam simultaneamente as propriedades de Balanceamento e Faixa Mínima, faz-se referência a expressão 33. Sendo assim, o problema pode ser dividido em dois: um DP que investiga os bits pares e outro DP que verifica os bits ímpares. Já que cada sequência de bits pares/ímpares pode pertencer tanto a um Alfabeto Progressivo (+) quanto a um Regressivo (-), são quatro as possíveis associações: ++, +-, -+, --. Por exemplo, num alfabeto +- os bits ímpares são codificados segundo um Alfabeto Progressivo e os bits pares o seriam segundo um Alfabeto Regressivo.

Retornando a Tabela 2, seja considerado o caso de um código MB-8B genérico. Como são 4 os bits pares/ímpares, investe-se o número de palavras-código de 4 bits disponíveis para formar um alfabeto progressivo/regressivo.

$$\sum_{r=0}^2 \binom{4}{r} = \binom{4}{0} + \binom{4}{1} + \binom{4}{2} \quad (34)$$

$$= 1 + 4 + 6 = 11$$

Logo, existem  $11^2 = 121$  palavras-código de 8 bits, cujas SDC's de seus bits pares/ímpares são confinadas. Sabe-se que são necessárias  $2^7 = 128$  palavras-código para mapear um código com  $M = 7$ . Sendo assim, conclue-se que não existe um código 7B-8B que atenda (33). Prosseguindo, verifica-se que para qualquer  $M \leq 6$  existem códigos MB-8B que atendem a (33), e portanto a Proposição. A escolha de M será tal que a razão N/M seja a menor possível. Portanto, um código que se apresenta razoável, para o caso de  $N=8$ , seria o 6B-8B. No entanto um código 3B-4B, que possui a mesma razão N/M é de mais simples implementação.

Generalizando o raciocínio anterior, vem que a existência de um código MB-NB, com N par, que possua Balanceamento e Faixa Mínima, está condicionada a seguinte pergunta:

$$\left[ \sum_{r=0}^{i(N/4)} \binom{N/2}{r} \right]^2 \geq 2^M \quad ? \quad (35)$$

onde  $i(\cdot)$ , significa "parte inteira de  $[\cdot]$ ".

Se (35) for verdadeira, então existirão tais códigos. Caso N seja ímpar, (35) deve sofrer algumas alterações. Isto se faz necessário uma vez que numa seqüência onde os bits são tomados um "sim" o seguinte "não", os mesmos são pares quando ocorrem numa palavra-código e ímpares quando considerados na palavra-código seguinte, e vice-versa. Desta forma para N ímpar usar-se-á nomenclatura bits do tipo A e bits do tipo B, ao invés de par e ímpar. Vindo:

$$N(\text{ímpar}) = i\left(\frac{N}{2}\right) \text{ bits do tipo A} + [i\left(\frac{N}{2}\right) + 1] \text{ bits do tipo B} \quad (36)$$

Assim, para N ímpar (35) passará a ser escrita na seguinte forma:

$$\left[ \sum_{r=0}^{R_A} \binom{i(N/2)}{r} \right] \cdot \left[ \sum_{r=0}^{R_B} \binom{i(N/2)+1}{r} \right] \geq 2^M \quad (37)$$

onde:

$$R_A = i \left[ \frac{1}{2} \cdot i \binom{N}{2} \right] \quad (37a)$$

$$R_B = i \left\{ \frac{1}{2} \left[ i \binom{N}{2} + 1 \right] \right\} \quad (37b)$$

Tomando como base (35) e (37) identificam-se quatro casos a estudar:

$$N = 4K, \quad N = 4K + 1, \quad N = 4K + 2 \quad \text{e} \quad N = 4K + 3.$$

(i)  $N = 4K$

$$\left[ \sum_{r=0}^k \binom{2K}{r} \right]^2 \geq 2^M \quad (38)$$

mas  $\sum_{r=0}^K \binom{2K}{r} = 2^{2K-1} + \frac{1}{2} \binom{2K}{K}$ , vindo pois:

$$\left[ 2^{2K-1} + \frac{1}{2} \binom{2K}{K} \right]^2 \geq 2^M \rightarrow 2^{4K-2} + \dots$$

$$\dots + 2^{2K-1} \cdot \binom{2K}{K} + \frac{1}{4} \cdot \binom{2K}{K}^2 \geq 2^M \quad (39)$$

Substituindo  $K$  por 1 em (39), vem:

$$2^2 + 2 \binom{2}{1} + \frac{1}{4} \binom{2}{1}^2 \geq 2^M \rightarrow 4 + 2 \cdot 2 + \frac{1}{4} \cdot 2^2 \geq 2^M$$

$$9 \geq 2^M \rightarrow M \leq 3 = N - 1 \Rightarrow \text{existem c\u00f3digos 3B-4B!}$$

Substituindo  $K$  por 2 em (39), vem:

$$2^6 + 2^3 \binom{4}{2} + \frac{1}{4} \binom{4}{2}^2 \geq 2^M \rightarrow 64 + 48 + 9$$

$$121 \geq 2^M \rightarrow M \leq 6 = N - 2 \Rightarrow \text{n\~{o} existem c\~{o}digos} \\ (N-1)B - NB \text{ para } K = 2!$$

Para  $K$  maiores, por Indu\~{c}o\~{a} Finita [13]

Seja  $K' = K + 1$ , tem-se:

$$\binom{2K'}{K'} = \binom{2K+2}{K+1} = \frac{(2K+2)!}{(K+1)!(K+1)!} = \frac{2(2K+1)}{K+1} \binom{2K}{K}$$

J\~{a} que  $K > 0$ , ser\~{a} verdadeira a seguinte express\~{a}o:

$$\binom{2K'}{K'} = \frac{2(2K+1)}{K+1} \cdot \binom{2K}{K} < 2 \cdot 2 \binom{2K}{K}, \text{ assim vem:}$$

$$\left[ 2^{2K'-1} + \frac{1}{2} \binom{2K'}{K} \right]^2 < 2^4 \cdot \left[ 2^{2K-1} + \frac{1}{2} \binom{2K}{K} \right]^2 \quad (40)$$

De (40) v\~{e}-se que incrementar  $K$  de 1 equivale a multiplicar todo lado esquerdo em (39) por menos que  $2^4$ . No entanto, para  $M = 4K - 1$  este incremento de  $K$  implicaria em multiplicar por exatamente  $2^4$  o lado direito de (39). Ora, se para  $K=2$  o lado esquerdo de (39) j\~{a} era menor que o lado direito, ent\~{a}o para  $K = 3, 4, 5, \dots$  tamb\~{e}m o ser\~{a}, e portanto os c\~{o}digos  $(N-1)B - NB$ , para  $N = 4K$ , n\~{a}o podem existir para  $K \geq 2$ .

Conclus\~{a}o: Para  $N = 4K$ ,  $K \in \{1, 2, 3, \dots\}$  s\~{o} existem c\~{o}digos da fam\~{i}lia  $3B-4B$  que possuem caracterfstica de Balan\~{c}amento e Faixa M\~{i}nima simultaneamente.

(ii)  $N = 4K + 1$

De (37) vem:

$$R_A = i \left[ \frac{1}{2} \cdot i \left( \frac{4K+1}{2} \right) \right] = i \left[ \frac{1}{2} \cdot 2K \right] = K$$

$$R_B = i \left\{ \frac{1}{2} \left[ i \left( \frac{4K+1}{2} \right) + 1 \right] \right\} = i \left\{ \frac{1}{2} [2K+1] \right\} = K$$

$$\therefore \left[ \sum_{r=0}^K \binom{2K}{r} \right] \cdot \left[ \sum_{r=0}^K \binom{2K+1}{r} \right] \geq 2^M \quad (41)$$

Sabendo-se que:  $\sum_{r=0}^k \binom{2K+1}{r} = 2^{2K}$ , (41) pode ser reescrita, vindo:

$$\left[ 2^{2K-1} + \frac{1}{2} \binom{2K}{K} \right] \cdot 2^{2K} \geq 2^M \rightarrow 2^{4K-1} + 2^{2K-1} \binom{2K}{K} \geq 2^M \quad (41')$$

Fazendo  $K=1$ , tem-se:

$$\left[ 2^1 + \frac{1}{2} \binom{2}{1} \right] \cdot 2^2 \geq 2^M \rightarrow \left[ 2 + \frac{1}{2} \cdot 2 \right] \cdot 4 \geq 2^M \rightarrow$$

$$12 \geq 2^M \rightarrow M \leq 3$$

Ora, se  $N=4 \cdot 1 + 1 = 5$ , então podem existir códigos 3B-5B; mas não podem existir, p. ex., códigos 4B-5B com as propriedades desejadas.

Para  $K$  maiores, por Indução Finita, vem:

Fazendo  $K' = K+1$  em (41), esta pode ser novamente escrita

$$\left[ \sum_{r=0}^{K+1} \binom{2K+2}{r} \right] \cdot \left[ \sum_{r=0}^{K+1} \binom{2K+3}{r} \right] \geq 2^M \quad (41'')$$

Mas sabe-se que:

$$\sum_{r=0}^{K+1} \binom{2K+2}{r} = 2^{2K+1} + \frac{1}{2} \binom{2K+2}{K+1}, \quad e$$

$$\sum_{r=0}^{K+1} \binom{2K+3}{r} = 2^{2K+2}$$

Substituindo em (41'') vem.

$$\left[ 2^{2K+1} + \frac{1}{2} \binom{2K+2}{K+1} \right] \cdot 2^{2K+2} = 2^{4K+3} + \dots$$

$$\dots + 2^{2K+1} \cdot \binom{2K+2}{K+1} \geq 2^M$$

Desenvolvendo o lado esquerdo, e sendo  $K > 0$  pode-se afirmar que:

$$2^4 \cdot 2^{4K-1} + 2^3 \cdot \frac{2K+1}{K+1} \cdot 2^{K-1} \binom{2K}{2} < 2^4 \cdot \left[ 2^{4K-1} + 2^{K-1} \binom{2K}{2} \right]$$

Ora, se para  $M = 4K-1$  um incremento em  $K$  implica na multiplicação do lado direito de (41') por  $2^4$  enquanto que o termo a esquerda do sinal somente o será de um valor menor que  $2^4$ . E sendo, já para  $K=1$ , impossível de se obter um código  $(N-1)B - NB$  com as características desejadas, por Indução Finita, pode-se escrever.

Conclusão: Para  $N = 4K+1$ ,  $K \geq 1$  não existem códigos MB-NB que possuam a característica de Balanceamento e Faixa Mínima com  $M = N-1$ .

(iii)  $N = 4K+2$

$$\left[ \sum_{r=0}^K \binom{2K+1}{r} \right]^2 \geq 2^M \quad (42)$$

Mas  $\sum_{r=0}^K \binom{2K+1}{r} = 2^{2K}$ , assim vem:

$$2^{4K} \geq 2^M \quad (42')$$

Da observação imediata de (42') vê-se que  $M$  tem que ser menor ou igual a  $4K$ , o que faz com que  $M \leq N-2$ .

Conclusão: Para  $N = 4K+2$ ,  $K \in \{1, 2, 3, \dots\}$  não existem códigos MB-NB que possuam a característica de Balanceamento e Faixa Mínima para  $M = N-1$ .

(iv)  $N = 4K+3$

De (37) vem:

$$R_A = i \left[ \frac{1}{2} \cdot i \left( \frac{4K+3}{2} \right) \right] = i \left[ \frac{1}{2} (2K+1) \right] = K$$

$$R_B = i \left\{ \frac{1}{2} \left[ i \left( \frac{4K+3}{2} \right) + 1 \right] \right\} = i \left\{ \frac{1}{2} [(2K+1) + 1] \right\} = K+1$$

$$\therefore \left[ \sum_{r=0}^K \binom{2K+1}{r} \right] \cdot \left[ \sum_{r=0}^{K+1} \binom{2K+2}{r} \right] \geq 2^M \quad (43)$$

$$2^{2K} \cdot \left[ 2^{2K+1} + \frac{1}{2} \binom{2K+2}{k+1} \right] \geq 2^M$$

$$\therefore 2^{4K+1} + 2^{2K-1} \binom{2K+2}{k+1} \geq 2^M \quad (43')$$

Para  $K=1$ , (43') passa a valer:

$$2^5 + 2 \binom{4}{2} \geq 2^M \rightarrow 32 + 2 \cdot 6 \geq 2^M \rightarrow 44 \geq 2^M \rightarrow M \leq 5$$

Neste caso  $N=7$ . Mais uma vez não é possível construir um código onde  $M$  seja igual a  $N-1$ . Para valores de  $K > 1$ , vem:

Seja  $K' = K+1$ , substituindo em (43'), pode-se escre-

ver:

$$2^{4K+5} + 2^{2K+1} \cdot \binom{2K+4}{K+2} \geq 2^M, \text{ que rearrumando-se le-}$$

va a:

$$2^{4K+1} \cdot 2^4 + 2^{2K-1} \cdot 2^2 \cdot \frac{(2K+4)(2K+3)}{K+2} \binom{2K+2}{K+1} \geq 2^M$$

Uma vez que  $K > 0$ , então:  $\frac{(2K+4)(2K+3)}{K+2} < 2^2$ , vindo pois:

$$2^{4K+5} + 2^{2K+1} \cdot \binom{2K+4}{K+2} < 2^4 \left[ 2^{4K+1} + 2^{2K-1} \cdot \binom{2K+2}{K+1} \right] \quad (44)$$

Supondo que  $M = N-1 = 4K+2$  um incremento de  $K$  implicaria em multiplicar o lado direito de (43') por  $2^4$ , mas como visto anteriormente isto não ocorre com o lado esquerdo da mesma expressão. Ora, se para  $K=1$  não existem códigos MB-NB com  $M=N-1$  e a característica de Balanceamento e Faixa Mínima, então por Indução Finita isto também será verdade para  $K > 1$ .

Conclusão: Para  $N = 4K+3$ ,  $K \geq 1$  não existem códigos  $(N-1)B - NB$  com a característica de Balanceamento e Faixa Mínima.

Resumindo as conclusões do quatro itens estudados vem que: somente para  $M=3$  é possível fazer-se  $N=M+1$  de forma a se ter uma família de códigos com Balanceamento e Faixa Mínima. Desta forma justifica-se concentrar os estudos na família de códigos 3B-4B, e isto será feito na seção IV.3.

#### IV.2 - Um Novo Conceito de Soma Digital Corrida.

No item anterior quando foram introduzidas as seqüências geradas a partir dos Códigos Balanceados e de Faixa Mínima fez-se uso de dois Diagramas Pantográficos (DP's): um relacionado aos bits pares e outro aos bits ímpares. Essa dicotomia sugere-

re a criação de um novo conceito para a SDC. Este conceito novo, como se verá adiante, permitirá a criação de um novo recurso gráfico, onde estarão presentes simultaneamente as informações pertinentes as duas SDC's em questão.

Definição: Seja a Soma Digital Corrida Vetorial, SDCV ou  $\overrightarrow{SDC}$  de uma seqüência de bits, dada por:

$$\overrightarrow{SDC}[I,J] \triangleq (SDCI[I,J], SDCP[I,J]) \quad (46)$$

onde:

$$SDCI[I,J] \triangleq \sum_{\substack{n=I \\ n \text{ ímpares}}}^J Y_n, \quad Y_n \in \{-1,1\} \quad (46a)$$

$$SDCP[I,J] \triangleq \sum_{n=I}^J Y_n, \quad Y_n \in \{-1,1\} \quad (46b)$$

n pares

O surgimento de uma nova dimensão torna o DP insuficiente para representar, de maneira sintética, o comportamento das seqüências Balanceadas e de Faixa Mínima. A figura 10 ilustra melhor a situação de interesse.

Em se tratando de vetores, urge que se definam origem e sentido para eixos. Fazendo uso das expressões da SDC, da SCIES, da SDCI e da SDCP, respectivamente (9), (15), (46a) e (46b), pode se imaginar uma estrutura nova, visualizada na figura 11. Nesta estrutura podem ser verificadas as seguintes relações [14]:

$$SDC = SDCP + SDCI \quad (47a)$$

$$SCIES = SDCP - SDCI \quad (47b)$$

Na estrutura assim construída, os pontos indicam estados

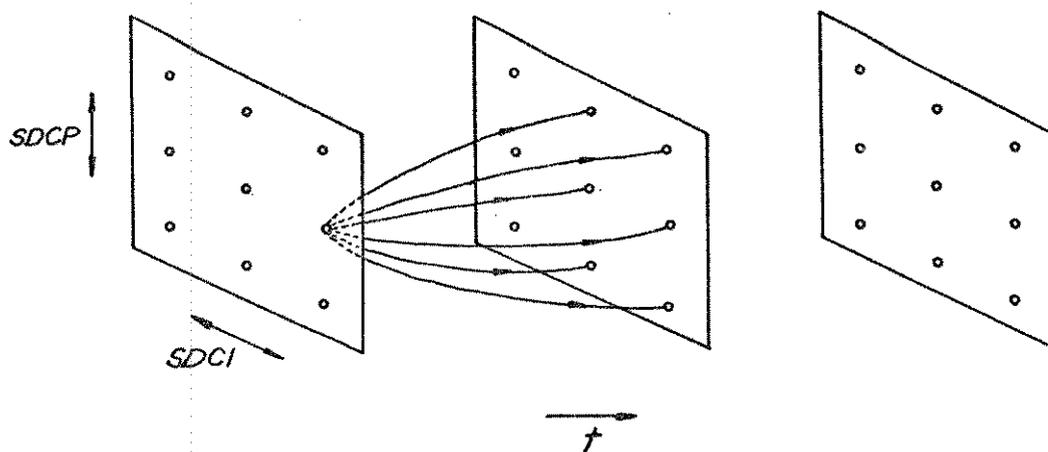


Fig. 10 - Representação tridimensional da SDCV. Na figura vêem-se possíveis transições partindo-se de um estado inicial arbitrário.

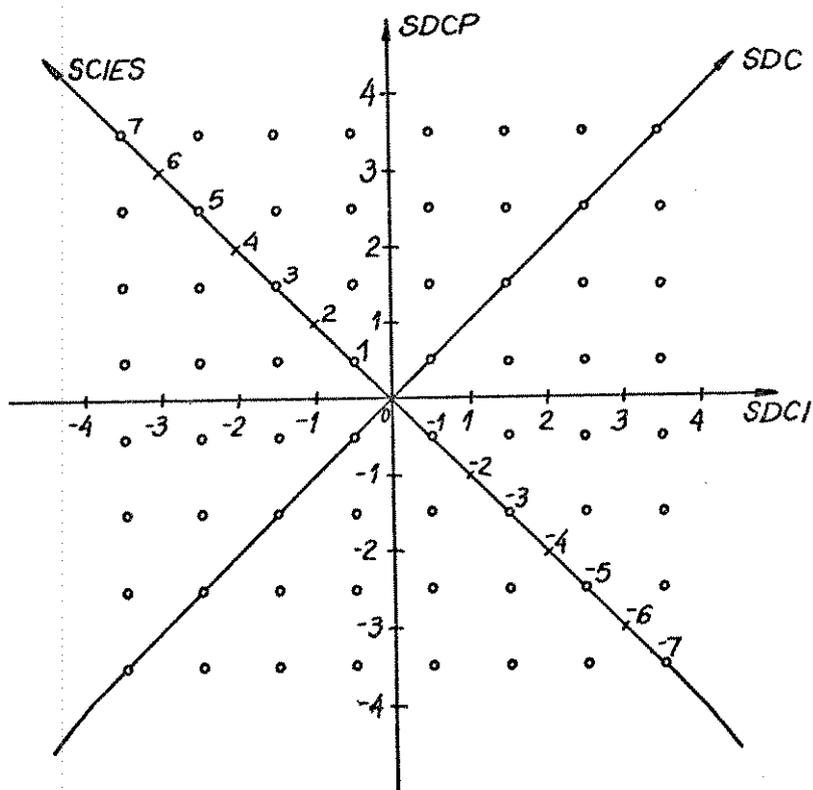


Fig. 11 - Estrutura utilizada para o estudo das características e para o projeto de Códigos de Linha de Faixa Mínima [14].

terminais possíveis\* para uma determinada seqüência (ou código) de Faixa Mínima; uma vez que se imponham limites às excursões por estes pontos, estar-se-ão impondo confinamentos às grandezas representadas pelos eixos.

Retornando ao conceito, apresentado no item anterior, dos alfabetos Regressivos e Progressivos, vê-se que numa estrutura como a vista na figura 11, o alfabeto ++ estaria no terceiro quadrante, o alfabeto +- estaria no segundo quadrante, o alfabeto -+ estaria no quarto quadrante, e finalmente o alfabeto -- estaria no primeiro quadrante.

#### IV.3 - Um Código 3B-4B Especial.

Ficou claro no final do item IV.1, que os códigos da família 3B-4B, e somente eles, podem ser construídos com a propriedade exposta na Proposição, para um  $M=N-1$ . Esta característica, aliada ao fato de que somente para  $N \geq 9$ \*\* obtém-se eficiências de codificação que superem a de um código da família 3B-4B [14], indica que os mesmos devem ser alvo de maior atenção.

Uma versão mais simples da estrutura vista na figura 11 permite uma melhor visualização das características do código que se propõe estudar. Tal versão pode ser vista na figura 12.

Nesta figura os pontos cheios, mais uma vez, representam estados terminais das seqüências de palavras-código 3B-4B. Para cada quadrante há apenas um estado terminal, assim os pontos não-cheios representam estados intermediários que só ocorrem no meio das palavras-código, e nunca após o término de uma delas.

Da expressão 35 sabe-se que existem 9 palavras - códigos que conferem ao código que as utiliza, uma seqüência codificada com Balanceamento e Faixa Mínima. Dessas nove, quatro não

---

\* Uma vez que se considerará um par de bits par e ímpar de cada vez ao se usar a estrutura proposta.

\*\* Quanto maior for N, maior será a complexidade do codificador/decodificador.

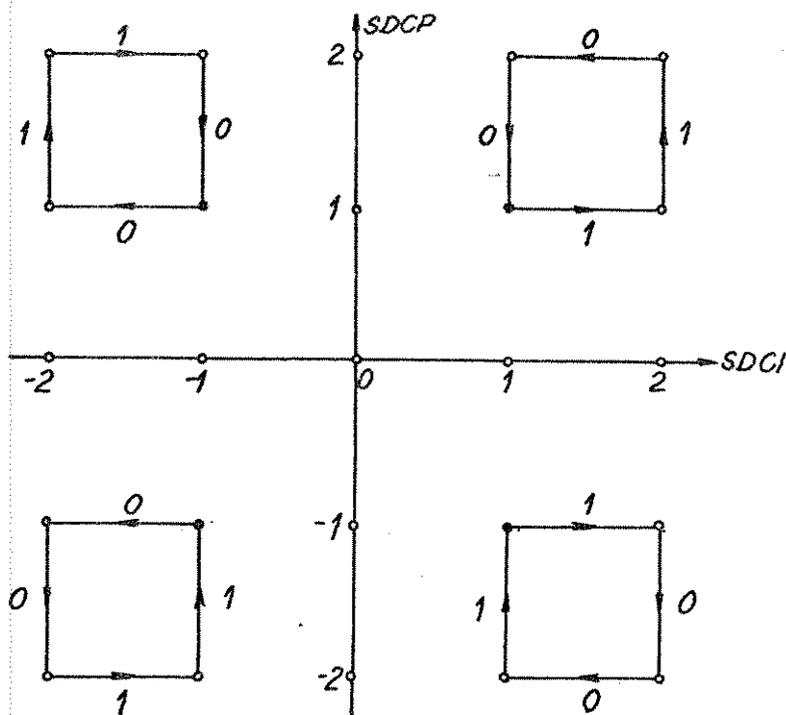


Fig. 12 - Configuração de estados para códigos 3B-4B.

alteram o estado terminal, pois possuem seus bits pares e ímpares balanceados independentemente; quatro implicam em mudanças para os quadrantes adjacentes (duas com desbalanceamento dos bits pares e os bits ímpares balanceados e vice-versa), e uma é responsável por uma alternância com o quadrante oposto.

Uma forma que auxilia a visualização do que foi exposto, é o conhecido Diagrama de Transição [15], visto na figura 13, para o código 3B-4B ora em estudo.

Neste diagrama os números entre parênteses correspondem às disparidades, e por consequência à SDC, dos bits pares e ímpares das palavras-código empregadas.

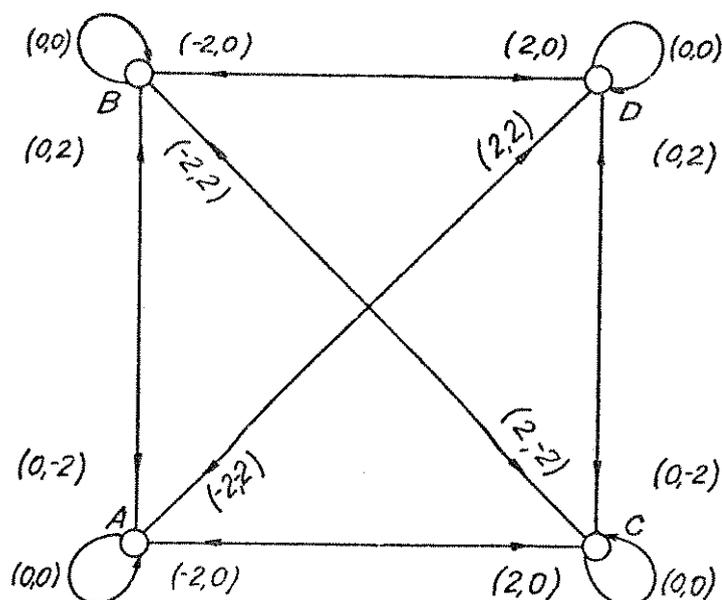


Fig. 13 - Diagrama de Estados.

legenda: A:++, B:+-, C:--+, D:--

Tendo isto em mente, constrói-se a Tabela 3 onde podem ser vistas todas as palavras-código de  $N=4$  que permitem a construção de um código com Balanceamento e Faixa Mínima. As palavras sublinhadas correspondem àquelas que forçam a trajetória de estados, em cada um dos quatro estados, a passarem pelos extremos sobre os eixos SDC (estados ++ e --) ou de SCIES (estados -+ e +-). Ao excluí-las garante-se um maior confinamento dos estados, produzindo um melhor balanceamento e um Diagrama-de-Olhos mais aberto.

Uma vez excluídas as palavras-códigos sublinhadas, deve ser assegurado que a ação de decodificação se dê independentemente do conhecimento do estado do codificador. Isto se resolve, fazendo com que palavras-código que constem de um alfabeto mapeiem a mesma palavra-fonte em todos os estados do codificador/decodificador. Isto feito surge uma possível tabela de

TABELA 3 - O Universo de Escolha para um Código 3B-4B Balanceado e de Faixa Mínima.

A(++)		B(+/-)		C(-/+)		D(--)	
<u>0011</u>	AA	0011	BB	0011	CC	0011	DD
0110	AA	<u>0110</u>	BB	0110	CC	0110	DD
1001	AA	1001	BB	<u>1001</u>	CC	1001	DD
1100	AA	1100	BB	1100	CC	<u>1100</u>	DD
0111	AB	0010	BA	0111	CD	0010	DC
1101	AB	1000	BA	1101	CD	1000	DC
1011	AC	1011	BD	0001	CA	0001	DB
1110	AC	1110	BD	0100	CA	0100	DB
1111	AD	1010	BC	0101	CB	0000	DA

codificação, vista na Tabela 4. Note-se que esta é apenas uma dentre as várias tabelas de codificação, uma vez que permutações desta podem ser investigadas no que toca a minimização do fator de multiplicação de erros de linha [16].

TABELA 4 - O Código 3B-4B Escolhido

Palavras Fonte	ALFABETOS			
	++	+/-	-/+	--
000	0110	0011	0011	0011
001	1001	1001	0110	0110
010	1100	1100	1100	1001
011	0111	0010	0111	0010
100	1101	1000	1101	1000
101	1011	1011	0001	0001
110	1110	1110	0100	0100
111	1111	1010	0101	0000

## CAPÍTULO V

### SIMULAÇÃO

Em sistemas práticos de comunicação via fibras ópticas, estão presentes várias degradações que não afetam a potência óptica média recebida, mas que no entanto fecham o Diagrama-de-Olhos observado a saída do receptor; o que introduz, sem dúvida, um aumento da taxa de bits errados do sistema.

Quando um sinal recebido através de um canal com limitação em frequência é visto numa tela de osciloscópio por meio do artifício de sincronizar a base de tempo deste último à taxa de sinalização, há a combinação das formas de onda de instantes adjacentes que ao se superporem dão origem a uma figura que se parece com um olho humano, e por isso mesmo recebe o nome de Diagrama-de-Olhos. Tal Diagrama é de suma importância, não só na avaliação do desempenho de sistemas de transmissão via fibras ópticas como na avaliação de sistemas de transmissão digital como um todo [17], [18].

A idéia de utilizar neste trabalho, o cálculo do Diagrama-de-Olhos como um meio seguro de confirmar a teoria dos capítulos III e IV se mostrou bastante eficaz. Nas seções que se seguem esta idéia será minuciada.

### V.1 - O Algoritmo de Viterbi Aplicado a Determinação de Seqüências de IES de Pior-Caso.

O Algoritmo de Viterbi, AV, foi proposto em 1967 [19] como um método de decodificação de códigos convolucionais. A sua aplicação na identificação de seqüências de IES de pior-caso se dá uma vez que o codificador de linha possa ser modelado por uma máquina sequencial síncrona. Isto se faz necessário uma vez que o AV pode ser visto como a solução do problema de estimação da probabilidade máxima a posteriori de uma seqüência de estados de um Processo de Markov de estados finitos e discretos no tempo, quando observado num canal sem memória de ruído [20]. Ora, o codificador proposto na secção IV.3 pode muito bem se enquadrar dentro deste modelo.

Com base na figura 13 pode-se construir um elemento de treliça que indique as transições passíveis de acontecerem entre os estados do codificador. Tal elemento de treliça pode ser visto na figura 14.

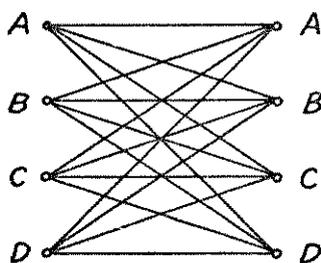


Fig. 14 - Elemento de treliça gerado a partir da lei de formação do código de linha 3B-4B proposto.

É importante observar que a probabilidade de transição de um estado para outro, no código modelado aqui pela figura 14,

depende única e exclusivamente da razão entre o número de palavras que saindo de um estado vai para aquele outro estado específico, e o número total de palavras-código existentes. Isto é, é um número fixo que não depende do que ocorrer em outros instantes de tempo. Fica assim caracterizado o Processo de Markov no tempo, o que permite a aplicação do AV (veja o Apêndice A para uma apresentação mais detalhada do AV).

Uma vez que, a cada instante de tempo pode ser associado um elemento de treliça do tipo visto na figura 14, então o processo de codificação, ou seja, a lei de formação da seqüência de bits  $y_n$  pode ser visualizada por uma treliça, como a vista na figura 15.

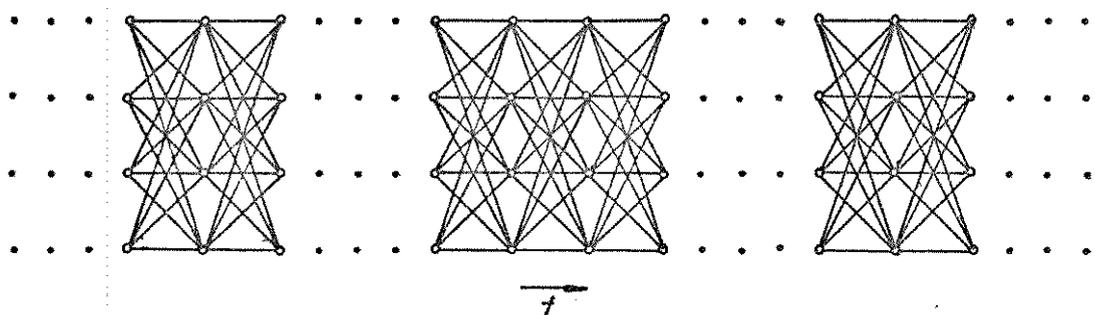


Fig. 15 - Treliça que orienta a formação das seqüências possíveis dentro da lei de formação do código 3B-4B escolhido.

Tomando um determinado instante de tempo como ponto de cálculo, tem-se a treliça agora dividida em duas partes: a anterior ao instante considerado e a posterior ao mesmo instante. Sabendo-se que uma seqüência codificada só pode percorrer os caminhos existentes na treliça\*, o problema assume as

---

\* Para o código 3B-4B escolhido aconteceu de se fazer uso de todas as transições possíveis, porém isto nem sempre é verdade, dependendo sempre da lei de codificação.

feições que tornam atraente a aplicação do AV. Resta agora atribuir custos a cada transição.

Se o custo associado a cada transição for a parcela de Interferência Entre Símbolos, IES — gerada pela palavra-código que causou a transição — no exato instante de tempo, definido como referência para o cálculo, então o Algoritmo de Viterbi deve examinar a treliça procurando o caminho de custo máximo. Desta forma garante-se que, para o instante de tempo considerado, ter-se-á a sequência causadora da pior IES.

## V.2 - Um Algoritmo para a Obtenção do Diagrama-de-Olhos.

Fazendo uso da seqüência codificada de pior-caso quanto a IES, pode-se facilmente obter um Diagrama-de-Olhos. Uma vez que deseja-se demonstrar a abertura dos olhos do Diagrama para uma seqüência formada obedecendo um código de Faixa Mínima, deve-se concentrar nos dois contornos internos do Diagrama-de-Olhos.

Os contornos internos de um Diagrama-de-Olhos, visto na figura 16, estão associados aos valores máximos das parcelas

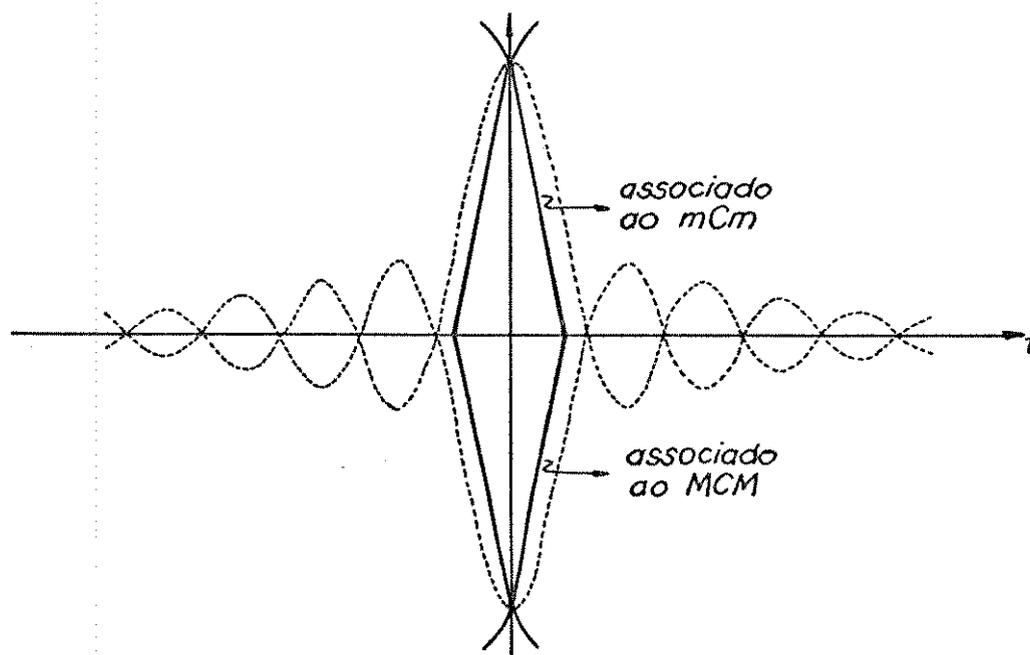


Fig. 16 - Diagrama-de-Olho típico.

de IES. Isto é, deseja-se obter valores que de agora em diante serão conhecidos como Maior Custo Máximo, MCM, e Menor Custo Mínimo, mCm, onde os mesmos se relacionam aos contornos inferior e superior respectivamente.

Uma vez que o código escolhido para estudo é do tipo MB-NB será interessante obter um diagrama com N olhos, ao invés de apenas um olho. Desta forma quaisquer particularidades inerentes ao fato de estar se processando palavras-código de N dígitos, poderão ser examinados conjuntamente.

A seguir será apresentada uma seqüência dos procedimentos que compõem o algoritmo que, empregando o AV para a obtenção da seqüência de IES de pior-caso, obtém os pontos necessários para se traçar o Diagrama-de-Olhos desejado:

1. Considere um intervalo de tempo correspondente a ocorrência de N bits, e tome-o como a referência no tempo onde serão obtidos os N olhos do Diagrama.
2. Considere a seqüência de pulsos dividida em blocos de N dígitos. Tome alguns destes blocos anteriores, e a mesma quantia de blocos posteriores, ao bloco central definido no procedimento 1.
3. A cada um dos N dígitos do bloco central associe um olho a ser traçado. Divida cada um desses olhos em 2.(NUMINT) intervalos iguais.
4. Associe a cada um dos intervalos definidos anteriormente, dois pontos: um associado ao contorno superior interno, e outro associado ao contorno inferior interno de cada um dos N olhos do Diagrama.
5. Para cada um dos intervalos obtidos no procedimento 3, e para cada um dos N olhos do Diagrama, percorra todos os blocos da seqüência da seguinte maneira:
  - 5a. Se o bloco considerado for o de referência, tome somente as palavras-código, que possuírem o dígito gerador do contorno interno desejado na posição relativa ao o-

lho considerado.

- 5b. Se o bloco considerado não for o de referência tome todas as  $2^M$  palavras-código.
- 5c. Investigue, considerando cada palavra-código como um conjunto único, o efeito acumulativo das caudas de cada um dos  $n$  pulsos nos instantes de tempo definidos no procedimento 4.
6. Para cada palavra-código, e para cada sub-divisão do olho, associe um custo que será chamado de Máximo Custo Máximo, MCM, quando relacionado ao contorno interno inferior do olho, e de mínimo Custo mínimo, mCm, quando relacionado ao contorno interno superior do olho em questão (veja figura 16).
7. Uma vez que cada palavra-código de determinado estado, conduz a um outro estado terminal (que pode inclusive ser o mesmo da origem) monte um diagrama de comutação de estados (veja figura 14), onde a cada ramo estejam associados os maiores MCM e os menores mCm existentes entre cada estados.
8. Para cada bloco considere:
- 8a. Para cada estado terminal, a maior das somas entre o MCMs que chegam àquele estado com o máximo custo acumulativo\* até o respectivo estado de origem, e defina esta soma como máximo custo acumulativo daquele estado até o instante em questão.
- 8b. Para cada estado terminal, a menor das somas entre o mCms que chegam àquele estado com o mínimo custo acumulativo\* até o respectivo estado de origem, e defina esta soma como o mínimo custo acumulativo daquele estado até o instante em questão.
9. Repita os procedimentos 5,6,7 e 8 para todos os blocos de  $N$  bits da seqüência. Ao final do bloco mais atual escolha

---

\* Estes custos são inicializados com zero.

qual dos estados possui o maior MCM e qual possui o menor mCm, estes valores de custo serão os pontos dos contornos internos inferior e superior, relativos ao intervalo definido no procedimento 3.

10. Repita os procedimentos 5,6,7,8 e 9 para cada um dos intervalos do olho definidos no procedimento 4.
11. Repita os procedimentos 4,5,6,7,8,9 e 10 para cada um dos N olhos do Diagrama.

A figura 17 ilustra alguns detalhes da construção do algoritmo proposto anteriormente.

### V.3 - Um Programa que Gera o Diagrama-de-Olhos.

Com base na constatação de que, para uma determinada acurácia de resultados desejada, durante o cálculo dos contornos internos do Diagrama-de-Olhos, pode-se substituir a forma de onda do pulso transmitido através de  $G(\omega)$ , por uma versão apropriadamente truncada do mesmo; verifica-se que a avaliação numérica do Diagrama-de-Olhos torna-se factível.

O programa proposto por este trabalho avalia o Diagrama-de-Olhos, não através da superposição de respostas impulsivas de  $G(\omega)$  quando esse canal for excitado por uma sequência pseudo-aleatória, mas sim através do exame criterioso de todas as possíveis sequências de codificação. Este exame orientado somente se torna exeqüível quando faz-se uso do AV para implementar as buscas efetuadas.

Tal idéia havia sido empregada em [21] para a obtenção de Diagrama-de-Olhos para códigos pseudo-ternários. O emprego do AV e a própria característica recursiva do problema sugeriram a implementação do programa em PASCAL, que foi executado num sistema VAX 11/750 da Digital Equipment Corporation.

A figura 18 [21] dá uma idéia da economia obtida, em termos de tempo de utilização de U.C.P., quando se compara o tempo gasto para se obter o mesmo resultado, através de uma busca

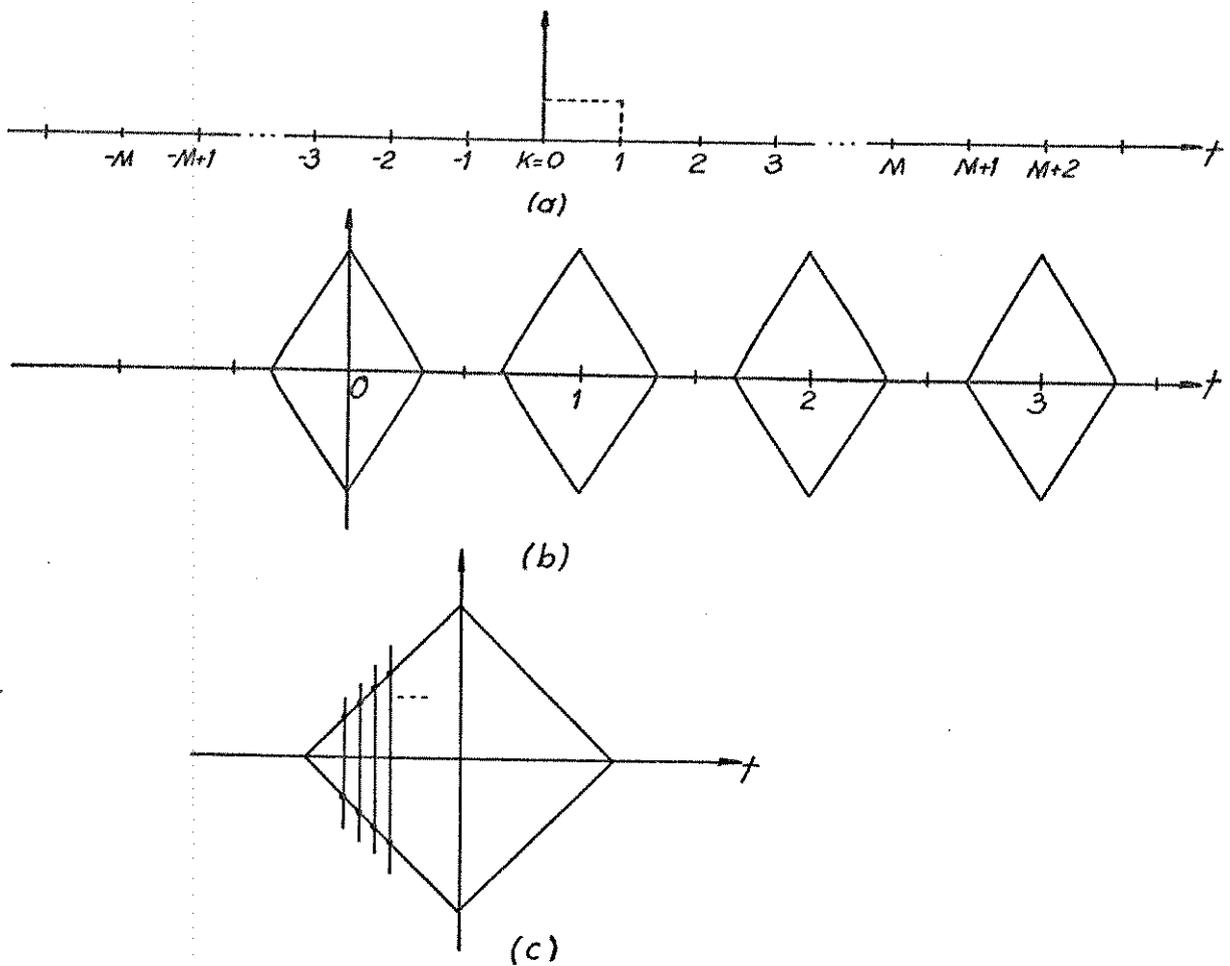


Fig. 17 - Ilustração do algoritmo empregado para a obtenção do Diagrama - de - Olhos para  $N = 4$ .

- (a) Estrutura de blocos
- (b) O bloco  $k = 0$
- (c) Detalhe da construção de um olho

exaustiva sobre as seqüências de codificações possíveis.

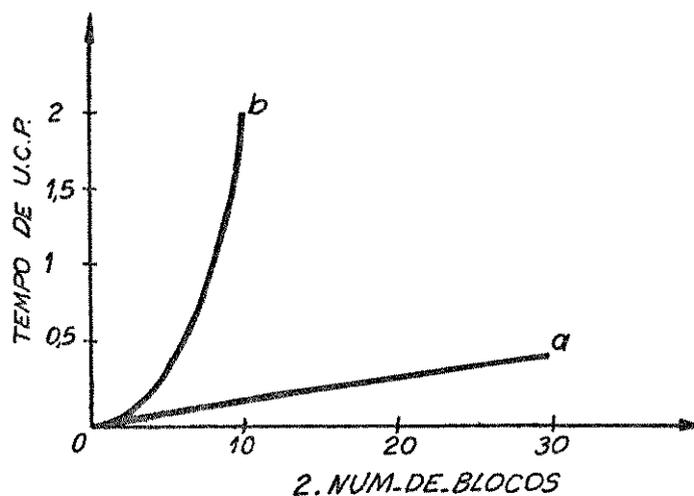


Fig. 18 [21] - Tempo de U.C.P. necessário para computar o Diagrama-de-Olhos usando o AV (curva a) e um método exaustivo versus o número de interferentes considerado.

Nas páginas seguintes será apresentado o programa implementado.

(\*\*\*\*\*)

Este programa tem por objetivo, obter o Diagrama-de-Olhos para uma seqüência de sinais binários codificados. O código de linha empregado é do tipo mB-nB, i.e., um código de bloco (não-linear).

O Diagrama-de-Olhos por este programa gerado, é dito de "pior-caso" uma vez que é investigada uma seqüência de pulsos, que obedecendo a lei de codificação (vide WALDMAN, H. MOITA DE ALCANTARA, H.J. e IRAMINA, M.M., Códigos de Linha de Faixa Mínima, Anais do VI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campina Grande, PB), produzem a máxima interferência intersimbólica nos instantes de cálculo do Diagrama. A seqüência de pior-caso também é sub-produto deste programa.

A idéia central implementada neste programa é a de utilizar o Algoritmo de Viterbi (vide MONTE, C.M. e FUFOLIN, S.G., Fast Computer Calculation of the Eye Diagram, ALTA FREQUENZA, vol. XLVIII, No. 11, Novembro 1979) para se obter um método computacional rápido onde o número de operações cresce apenas linearmente com o número de interferentes considerados.

AUTOR: MOITA DE ALCANTARA, H.J., última versão atualizada em 15/06/88.

(\*\*\*\*\*)

Program DIAGRAMA\_DE\_OLHOS (Input, Output);

Const

```

NUM_DE_PALAVRAS      = 8;
PI                   = 4*Arctan(1.0);
TAMANHO_DA_PALAVRA  = 4;
NUM_DE_ESTADOS      = 4;

ORIGEM               = 1;   { ORIGEM e DESTINO referem-se aos estados de }
DESTINO              = 2;   { codificação durante a formação da treliça. }

MIN_ESTADO           = 'A';
MAX_ESTADO           = 'D';

NUMINT               = 16;   { NUMINT e NUMINT2 referem-se ao número de }
NUMINT2              = NUMINT-1; { intervalos em que são divididos os olhos }

```

Type

```

PALAVRA              = Packed Array [1..TAMANHO_DA_PALAVRA] of Char;
INFO                 = Record
                     VALOR : PALAVRA;
                     COMUTA : Packed Array [ORIGEM..DESTINO] of Char;
                     End;
ELEMENTO_DA_TRELIÇA = Record
                     CMIN,CMAX : Array [MIN_ESTADO..MAX_ESTADO,
                                         MIN_ESTADO..MAX_ESTADO] of Real;
                     SEQ_MIN,SEQ_MAX : Array [MIN_ESTADO..MAX_ESTADO,
                                                MIN_ESTADO..MAX_ESTADO] of PALAVRA;
                     End;

```

Var

```

ALFA                 : Real;   { Coeficiente de "roll-off" }
TRELIÇA              : Text;   { Arquivo de saída }
SEQUENCIA2           : Text;   { Arquivo de saída }
ARQUIVO              : Text;   { Arquivo de entrada }

NUM_DO_OLHO         : Integer;
PALAVRA_BINARIA     : Array [1..NUM_DE_ESTADOS,0..NUM_DE_PALAVRAS] of INFO;
PALAVRA_CODIGO      : Array [1..NUM_DE_ESTADOS,
                             1..NUM_DE_PALAVRAS,
                             1..TAMANHO_DA_PALAVRA] of Integer;

I,J,K,L,M,INST      : Integer; { Variáveis de controle }

```

T,T0 : Real; { Variáveis associadas a instantes de tempo }

SOVAT : Array [1..TAMNHO DA PALAVRA,1..NUM DE PALAVRAS] of Real;  
{ Variável que equivale a IES de uma determinada palavra de um certo estado sobre o instante de tempo em questão }

ALFA1,ALFA2,ALFA12 : Char;

MINIMO,MAXIMO : Array [1..TAMNHO DA PALAVRA,-NUMINT..NUMINI2] of Real;  
{ Valores mínimo e máximo do contorno do Diagrama-de-Olhos }

GUARDA : ELEMENTO\_DA\_TRELIÇA;

CUSTO\_MIN,CUSTO\_MAX : Array [MIN ESTADO..MAX ESTADO] of Real;  
{ Custos iniciais da treliça }

SEQUENCIA\_MIN,  
SEQUENCIA\_MAX : Array [MIN ESTADO..MAX ESTADO,-1024..1024] of PALAVRA;  
{ A dimensão da 2a. variável deste vetor depende de NUM\_DE\_BLOCOS }

AUX1,AUX2 : Array [MIN\_ESTADO..MAX\_ESTADO] of Real;

ARQSAI : Varying [30] Of Char; { Nome do arquivo de saída  
TRELIÇA , que será o  
arquivo de entrada do  
programa VISUAL.PAS }

NUM\_DE\_BLOCOS : Integer; { Número de blocos interferentes considera-  
dos antes e depois do bloco no qual se  
calcula o Diagrama-de-Olhos . obs: < ou = 1024 }

VEICOR\_MIN,VEICOR\_MAX : Array [1..2] of Char; { Vetores que guardam o estado de origem e o de destino  
para a determinação das seqüência de pior caso }

(\*\*\*\*\*  
INÍCIO DO PROGRAMA-PRINCIPAL  
\*\*\*\*\*)

```
Begin
  Open (File Variable := ARQUIVO,
        File Name := 'ENTRADA2.DAT',
        History := Old,
        Organization := Sequential);
  Reset (ARQUIVO);
  Write(' Arquivo de saída : ');
  Readln(ARQSAI);
  Open (File Variable := TRELIÇA,
        File Name := ARQSAI,
        History := New,
        Organization := Sequential);
  Rewrite (TRELIÇA);
  Open (File Variable := SEQUENCIA2,
        File name := 'SEQUENCIA2.DAT',
        History := New,
        Organization := Sequential);
  Rewrite(SEQUENCIA2);
```

(\*\*\*\* LETTURA DAS PALAVRAS-BINÁRIAS E  
ATRIBUIÇÃO DAS PALAVRAS-CÓDIGO \*\*\*\*)

```
For M:=1 to NUM DE ESTADOS Do
  For I:=1 to NUM DE PALAVRAS Do
    With PALAVRA_BINÁRIA[M,I] Do
      Begin
```

```

Begin
  Readln(ARQUIVO,VALOR,COMUTA);
  For J:=1 to TAMANHO_DA_PALAVRA Do
    If VALOR[J]='1'
      Then PALAVRA_CODIGO[M,I,J]:=1
      Else PALAVRA_CODIGO[M,I,J]:=-1
  End;
  (*****)

  Writeln(' Este programa supoe que os pulsos sejam do tipo');
  Writeln(' COSSENO-LEVANTADO , por favor entre com o valor ');
  Write(' de ALFA ( fator de "roll-off" ) -> ');
  Readln(ALFA);
  Writeln;
  Writeln(' Entre com o numero de blocos interferentes a serem');
  Write(' considerados antes e apos o Diagrama-de-Olhos -> ');
  Readln(NUM_DE_BLOCOS);
  Writeln;
  Writeln(TRELICA, ' ALFA = ',ALFA);
  Writeln(SEQUENCIA2, ' ALFA = ',ALFA);
  Writeln(TRELICA, ' Num. de blocos interferentes antes e depois do Diagrama :',NUM_DE_BLOCOS:3);
  For NUM_DO_OLHO:=1 to TAMANHO_DA_PALAVRA Do
    Begin
      T0:=NUM_DO_OLHO-1;
      For L:=-NUMINT TO NUMINT Do
        Begin
          T:=T0+L*0.03125;
          For ALFA2:=MIN_ESTADO to MAX_ESTADO Do
            Begin
              CUSTO_MIN[ALFA2]:=0.00;
              CUSTO_MAX[ALFA2]:=0.00
            End;
          For K:= -NUM_DE_BLOCOS to NUM_DE_BLOCOS Do
            Begin
              For M:=1 to NUM_DE_ESTADOS Do
                For I:=1 to NUM_DE_PALAVRAS Do
                  Begin
                    SOMAT[M,I]:=0.00;
                    For J:=0 to (TAMANHO_DA_PALAVRA-1) Do
                      Begin
                        INST:=-K*TAMANHO_DA_PALAVRA-J;
                        If ALFA = 0.0
                          Then Begin
                              If (T+INST) = 0.0
                                Then SOMAT[M,I]:=SOMAT[M,I]+PALAVRA_CODIGO[M,I,J+1]
                                Else SOMAT[M,I]:=SOMAT[M,I]+PALAVRA_CODIGO[M,I,J+1]*
                                  Sin(PI*(T+INST))/(PI*(T+INST))
                            End
                          Else Begin
                              If (T+INST) = 0
                                Then SOMAT[M,I]:=SOMAT[M,I]+PALAVRA_CODIGO[M,I,J+1]
                                Else If ((T+INST) = 1/(2*ALFA)) Or ((T+INST) = -1/(2*ALFA))
                                  Then SOMAT[M,I]:=SOMAT[M,I]+PALAVRA_CODIGO[M,I,J+1]*
                                    (ALFA/2)*(Sin(PI/(2*ALFA)))
                                  Else SOMAT[M,I]:=SOMAT[M,I]+PALAVRA_CODIGO[M,I,J+1]*
                                    (Sin(PI*(T+INST))/(PI*(T+INST)))*
                                    (Cos(ALFA*PI*(T+INST))/(1-4*(ALFA**2)*(T+INST)**2))
                            End
                        End
                      End
                    End
                  End
                End
              End
            End
          End
        End
      End;
      For M:=1 to NUM_DE_ESTADOS Do
        For I:=1 to NUM_DE_PALAVRAS Do
          With GUARDA Do
            With PALAVRA_BINARIA[M,I] Do

```

```

Begin
  CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=10;
  CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=-10
End;
If K <> 0
Then For M:=1 to NUM_DE_ESTADOS Do
  Begin
    PALAVRA_BINARIA[M,0].COMUTA[DESTINO]:=' ';
    For I:=1 to NUM_DE_PALAVRAS Do
      With GUARDA Do
        With PALAVRA_BINARIA[M,I] Do
          If COMUTA[DESTINO] = PALAVRA_BINARIA[M,I-1].COMUTA[DESTINO]
          Then Begin
            If SOMAT[M,I] > CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]
            Then Begin
              CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
              SEQ_MAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR
            End;
            If SOMAT[M,I] < CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]
            Then Begin
              CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
              SEQ_MIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR
            End
          End
        Else Begin
          CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
          SEQ_MAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR;
          CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
          SEQ_MIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR
        End
      End
    End
  End
Else For M:=1 to NUM_DE_ESTADOS Do
  Begin
    PALAVRA_BINARIA[M,0].COMUTA[DESTINO]:=' ';
    For I:=1 to NUM_DE_PALAVRAS Do
      With GUARDA Do
        With PALAVRA_BINARIA[M,I] Do
          If VALOR[NUM_DO_CLHO]='1'
          Then Begin
            If COMUTA[DESTINO] = PALAVRA_BINARIA[M,I-1].COMUTA[DESTINO]
            Then Begin
              If SOMAT[M,I] < CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]
              Then Begin
                CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
                SEQ_MIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR;
              End
            Else Begin
              End
            End
          Else Begin
            CMIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
            SEQ_MIN[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR
          End
        End
      End
    End
  End
Else Begin
  If COMUTA[DESTINO] = PALAVRA_BINARIA[M,I-1].COMUTA[DESTINO]
  Then Begin
    If SOMAT[M,I] > CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]
    Then Begin
      CMAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=SOMAT[M,I];
      SEQ_MAX[COMUTA[ORIGEM],COMUTA[DESTINO]]:=VALOR
    End
  Else Begin
    End
  End

```

```

        End
      Else Begin
        CMAX[COMJUA[ORIGEM],COMJUA[DESTINO]]:=SQRT(M,I);
        SEQ_MAX[COMJUA[ORIGEM],COMJUA[DESTINO]]:=VALOR
      End
    End
  End;
For ALFA1:=MIN_ESTIADO to MAX_ESTIADO Do
  With GUARDA D5
  Begin
    ALK1[ALFA1]:=10;
    ALK2[ALFA1]:=10
  End;
  With GUARDA Do
  For ALFA1:=MIN_ESTIADO to MAX_ESTIADO Do
    Begin
      For ALFA2:=MIN_ESTIADO to MAX_ESTIADO Do
        Begin
          If ALK1[ALFA1] < (CMAX[ALFA2,ALFA1]+CUSTO_MAX[ALFA2])
            Then Begin
              ALK1[ALFA1]:=CMAX[ALFA2,ALFA1]+CUSTO_MAX[ALFA2];
              SEQUENCIA_MAX[ALFA1,K]:=SEQ_MAX[ALFA2,ALFA1];
              VEICOR_MAX[1]:=ALFA1;
              VEICOR_MAX[2]:=ALFA2
            End;
          If ALK2[ALFA1] > (CMIN[ALFA2,ALFA1]+CUSTO_MIN[ALFA2])
            Then Begin
              ALK2[ALFA1]:=CMIN[ALFA2,ALFA1]+CUSTO_MIN[ALFA2];
              SEQUENCIA_MIN[ALFA1,K]:=SEQ_MIN[ALFA2,ALFA1];
              VEICOR_MIN[1]:=ALFA1;
              VEICOR_MIN[2]:=ALFA2
            End
          End;
          CUSTO_MAX[ALFA1]:=ALK1[ALFA1];
          CUSTO_MIN[ALFA1]:=ALK2[ALFA1];
          WriteLn(SEQUENCIA2,' SEQUENCIA MAX[',ALFA1,',',K:2,'] = ',SEQUENCIA_MAX[ALFA1,K],', ',
            VEICOR_MAX[2],', ',VEICOR_MAX[1],', L =',L:3);
          WriteLn(SEQUENCIA2,' SEQUENCIA MIN[',ALFA1,',',K:2,'] = ',SEQUENCIA_MIN[ALFA1,K],', ',
            VEICOR_MIN[2],', ',VEICOR_MIN[1],', L =',L:3);
          If ( K = 4 )
            Then WriteLn(SEQUENCIA2,' Estado : ',ALFA1,' Custo Max. = ',
              CUSTO_MAX[ALFA1],', Custo Min. = ',CUSTO_MIN[ALFA1])
        End
      End
    End;
  End;
  MINIMO[NUM DO OLHO,L]:=10;
  MAXIMO[NUM DO OLHO,L]:=10;
  For ALFA1:=MIN_ESTIADO to MAX_ESTIADO Do
    Begin
      If CUSTO_MAX[ALFA1] > MAXIMO[NUM DO OLHO,L]
        Then MAXIMO[NUM DO OLHO,L]:=CUSTO_MAX[ALFA1];
      If CUSTO_MIN[ALFA1] < MINIMO[NUM DO OLHO,L]
        Then MINIMO[NUM DO OLHO,L]:=CUSTO_MIN[ALFA1]
      End;
    For ALFA2:=MIN_ESTIADO to MAX_ESTIADO Do
      Begin
        If CUSTO_MIN[ALFA2] = MINIMO[NUM DO OLHO,L]
          Then WriteLn(SEQUENCIA2,' ==> Estado de Custo Minimo : ',ALFA2);
        If CUSTO_MAX[ALFA2] = MAXIMO[NUM DO OLHO,L]
          Then WriteLn(SEQUENCIA2,' ::> Estado de Custo Maximo : ',ALFA2)
        End;
      WriteLn(TRELICA,NUM_DO_OLHO:3,L:4,' ',MAXIMO[NUM DO OLHO,L],', ',MINIMO[NUM DO OLHO,L]);
    End
  End
End.

```

## CAPÍTULO VI

### RESULTADOS OBTIDOS

Serão apresentados a seguir, resultados que comprovam a idéia introduzida por este trabalho. Tais resultados, frutos da simulação numérica, serão divididos em dois grupos: os Diagramas-de-Olhos e as Seqüências Geradoras de IES de Pior-Caso.

#### VI.1 - Os Diagrama-de-Olhos.

Com o objetivo de investigar o funcionamento de um sistema de transmissão empregando o codificador proposto neste trabalho, obteve-se o Diagrama-de-Olhos de um sistema com resposta impulsiva dada pelo pulso sinc ( $\cdot$ ), ou seja, pulso Cosseno-Levantado com  $\alpha = 0,0$ . Como era de se esperar, não obstante ser a resposta impulsiva do tipo  $g(t) = \text{sinc}(t)$ , o Diagrama-de-Olhos se mostrou aberto. A fim de investigar o efeito da presença das nove (vide figura 9) palavras-código sobre o fechamento dos olhos, obtiveram-se Diagramas-de-Olhos onde foram consideradas nove e oito palavras-códigos separadamente. Tais Diagramas podem ser vistos nas figuras 18 e 19, respectivamente.

A comparação minuciosa dos dois Diagramas-de-Olhos conduz a seguinte constatação: para o caso em que usam-se apenas oito palavras-código (figura 19) os olhos do Diagrama são ligeiramente mais abertos que quando se faz uso das nove pala-

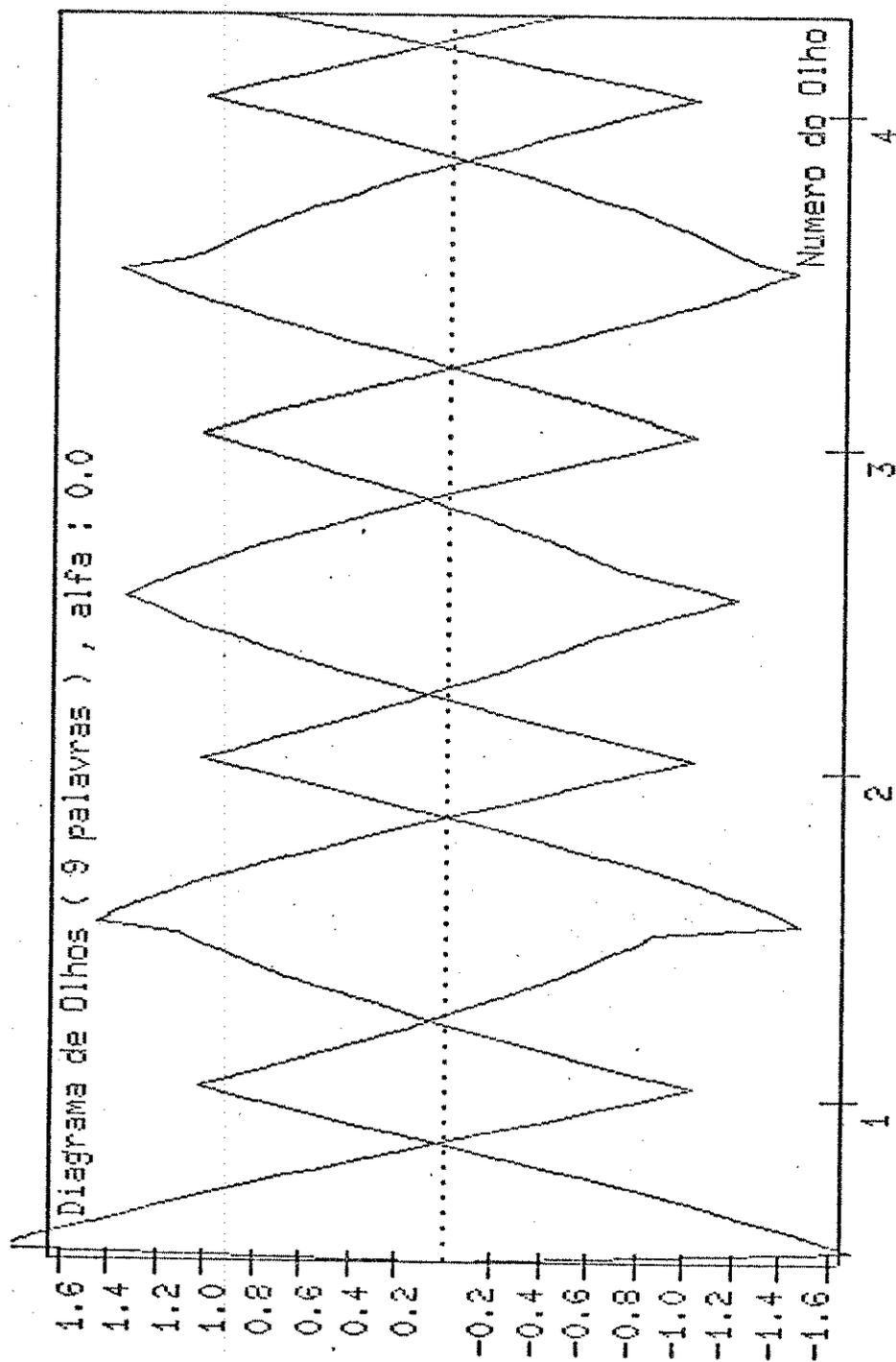


Fig. 18 - Diagrama-de-Olhos para um SFM onde a resposta impulsiva é do tipo Cosseno-Levantado com  $\alpha = 0,0$ . Caso onde investiga-se a presença de 9 palavras num código 3B-4B.

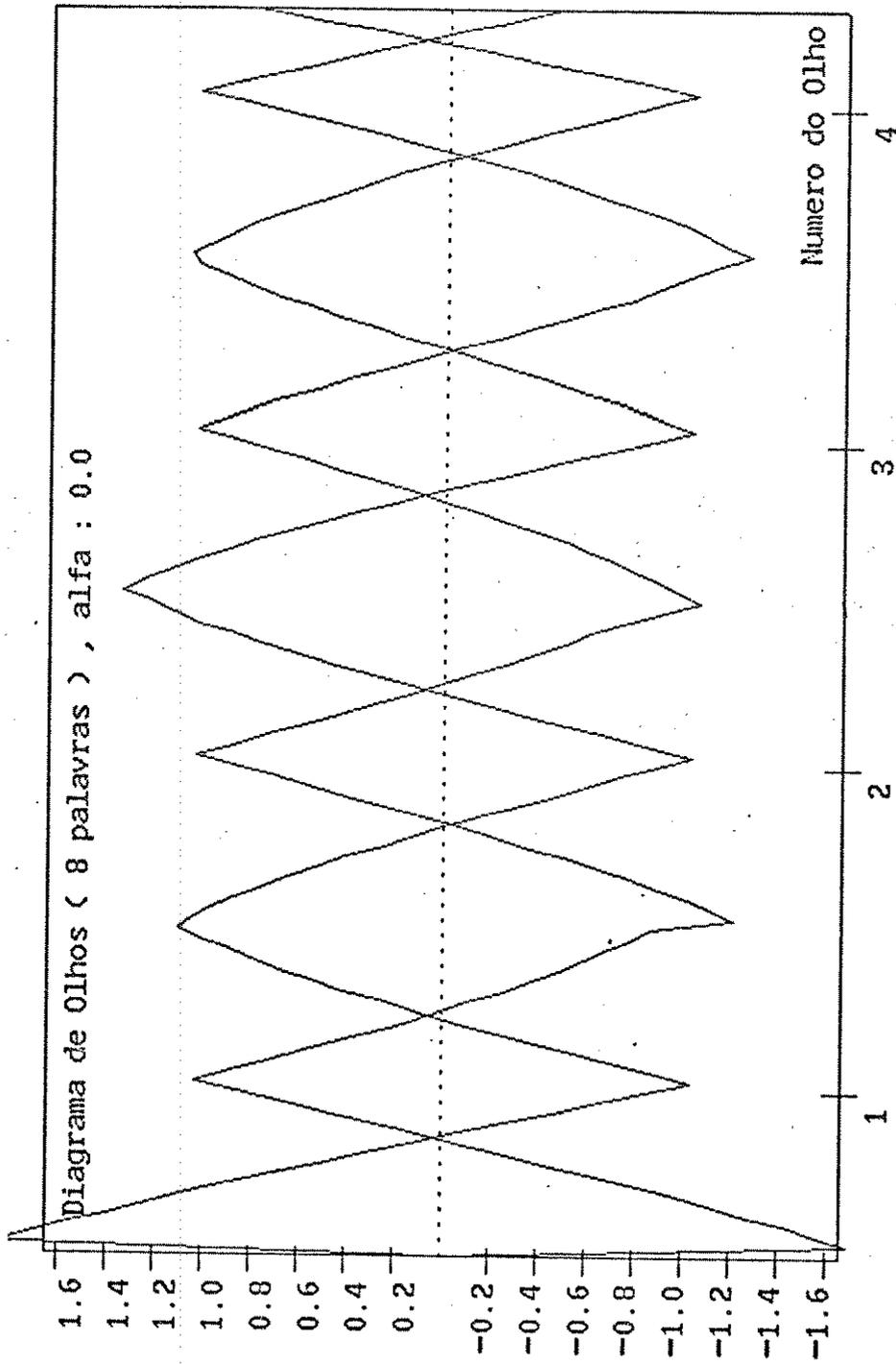


Fig. 19 - Diagrama-de-Olhos para um SFM onde a resposta impulsiva é do tipo Cosseno-Levantado com  $\alpha = 0,0$ . Caso onde investiga-se o codificador 3B-4B escolhido (8 palavras-código).

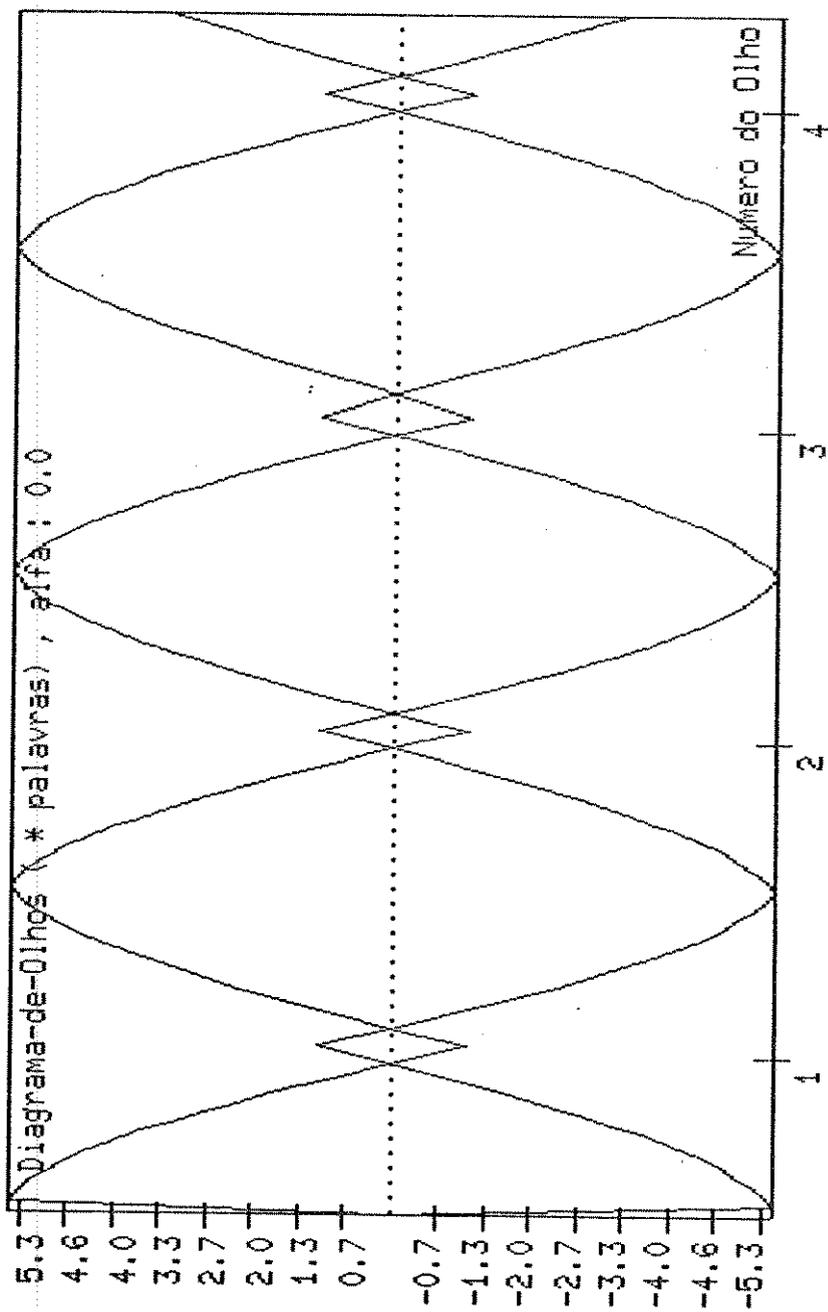


Fig. 20 - Diagrama-de-Olhos obtido para uma seqüência de pulsos sinc(.) sem restrição quanto à ocorrência dos dígitos. Foram investigados 4096 interferentes antes, e após, o Diagrama obtido.

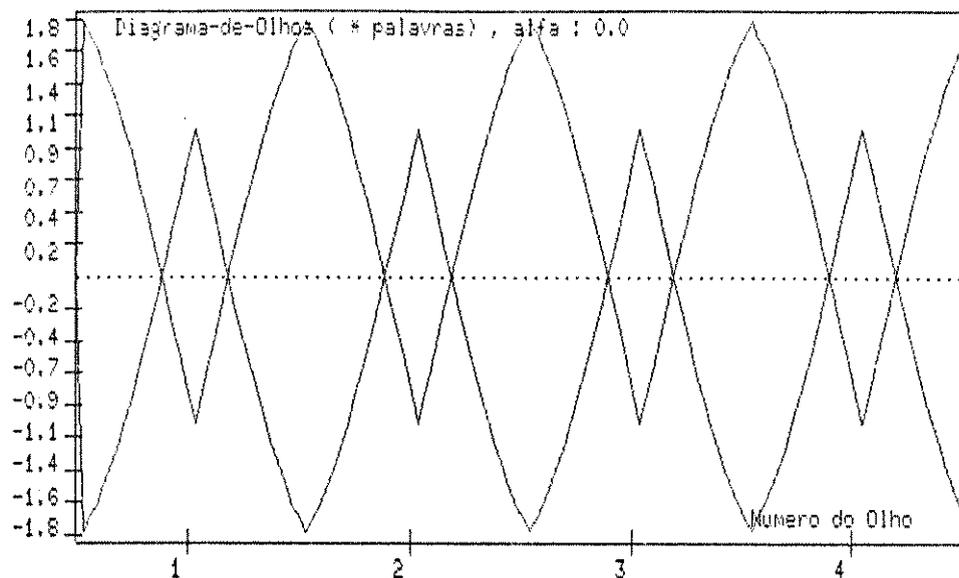


Fig. 21 - Diagrama-de-Olhos obtido considerando-se a influência de 64 blocos anteriores e posteriores (NUM\_DE\_BLOCOS = 64) no Diagrama, sem uso de codificação.

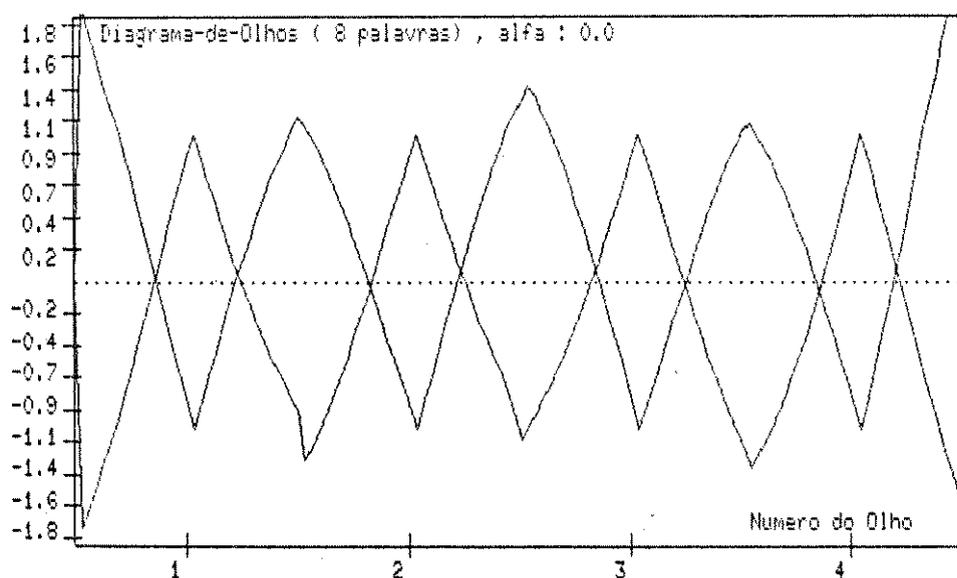


Fig. 22 - Diagrama-de-Olhos obtido considerando-se a influência de 64 blocos anteriores e posteriores (NUM\_DE\_BLOCOS = 64) no Diagrama quando faz-se uso do codificador proposto.

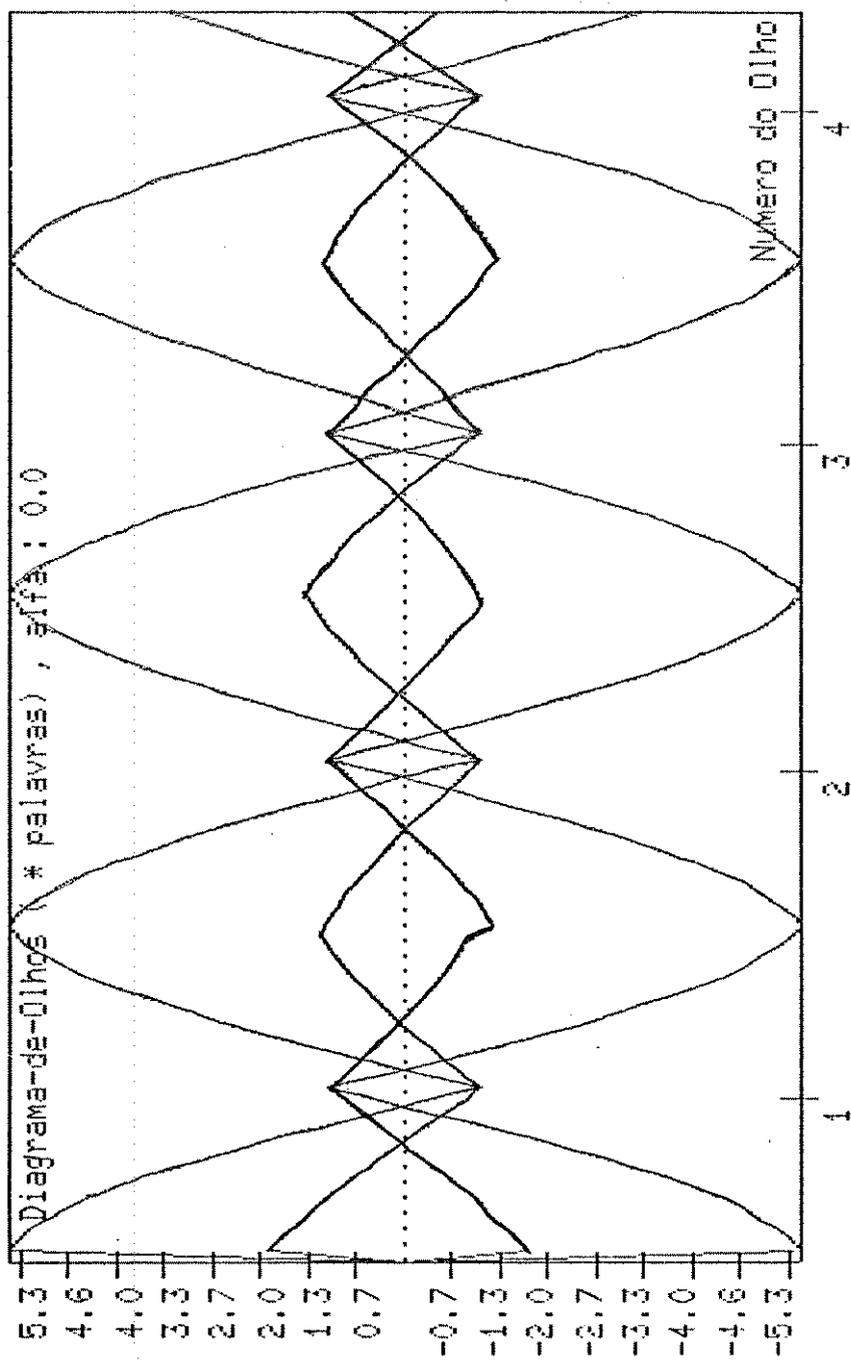


Fig. 23 - Comparação dos Diagramas-de-Olhos obtidos com (—) e sem (---) codificação. Observa-se a abertura dos olhos no primeiro caso, (NUM\_DE\_BLOCOS = 1024) e o fechamento dos olhos do outro Diagrama.

bras-código (figura 18). Este resultado era de se esperar, uma vez que a exclusão de certas palavras-códigos minimiza o valor de pico da IES (vide seção IV.3 e Apêndice A) justificando assim a abertura melhor dos olhos.

Na figura 20 vê-se um Diagrama-de-Olhos obtido (vide Apêndice B) para uma seqüência de dígitos sem qualquer restrição de ocorrência. Este olho seria o esperado quando tem-se um sistema de transmissão com resposta impulsiva Cosseno-Levantado e não se faz uso de nenhum codificador de linha. Este olho é apresentado aqui para que se possa comparar a sua abertura à de um olho obtido num SFM, de mesma resposta impulsiva e mesmo alfa. Para este fim são apresentadas as figuras 21, 22 e 23. Como se depreende desta comparação, é óbvia a vantagem de se fazer uso de um codificador de linha.

A fim de se comparar o efeito do código 3B-4B proposto, obteve-se o Diagrama-de-Olhos para um sistema de transmissão que emprega a lei de formação de código utilizada no Equipamento de linha Óptica; ELO-34 [22], desenvolvido pelo Centro de Pesquisas e Desenvolvimento da TELEBRÁS, em Campinas, SP. A comparação das figuras 24 e 19, e das figuras 25 e 26 permite que se conclua a superioridade, quanto a abertura dos olhos do Diagrama, de um código de linha que implementa um SFM. É claro que no presente trabalho não houve uma preocupação em se implementar canais auxiliares (Canal de Serviço Digital, Alarme Remoto) fato que existiu quando do projeto do código 3B-4B empregado no ELO-34; tal preocupação torna mais restritiva a escolha das palavras-código que vão formar os alfabetos usados na codificação/decodificação, e em consequência uma menor adequação deste a transmissão em Faixa Mínima.

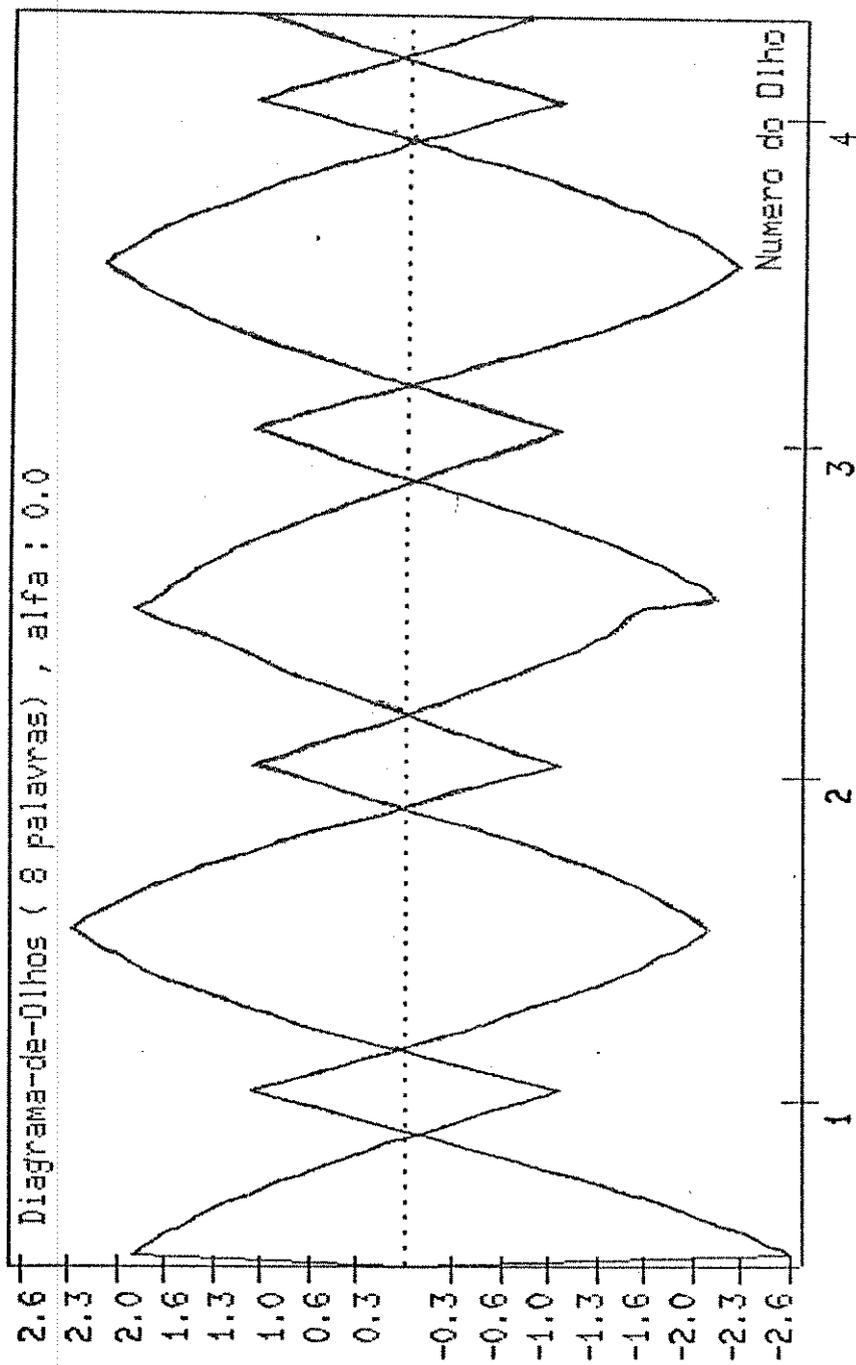


Fig. 24 - Diagrama-de-Olhos obtido usando-se o código de linha do equipamento ELO-34 [22] (NUM\_DE\_BLOCOS = 4).

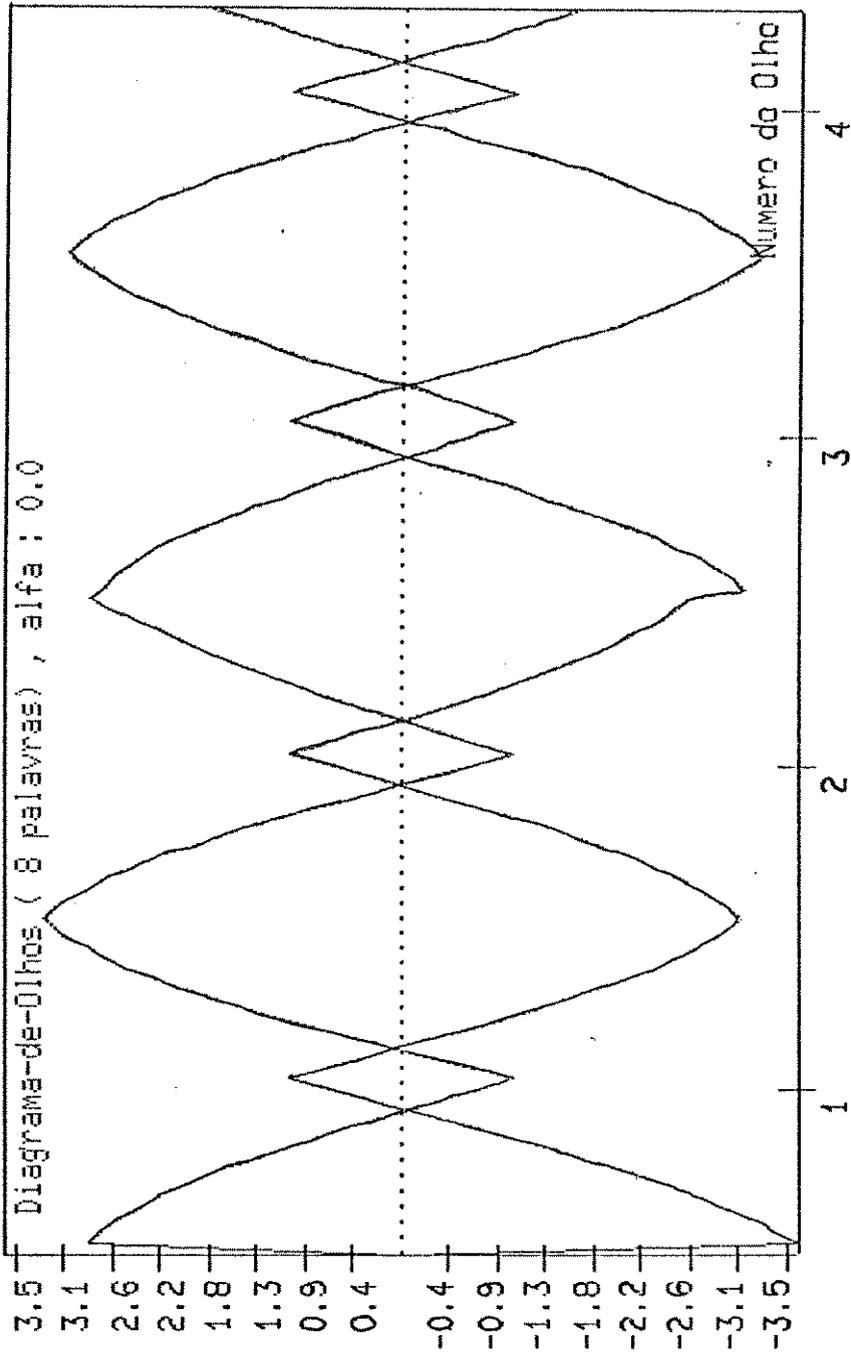


Fig. 25 - Diagrama-de-Olhos obtido usando-se o código de linha do equipamento FLO-34 [22] (NUM\_DE\_BLOCOS = 20).

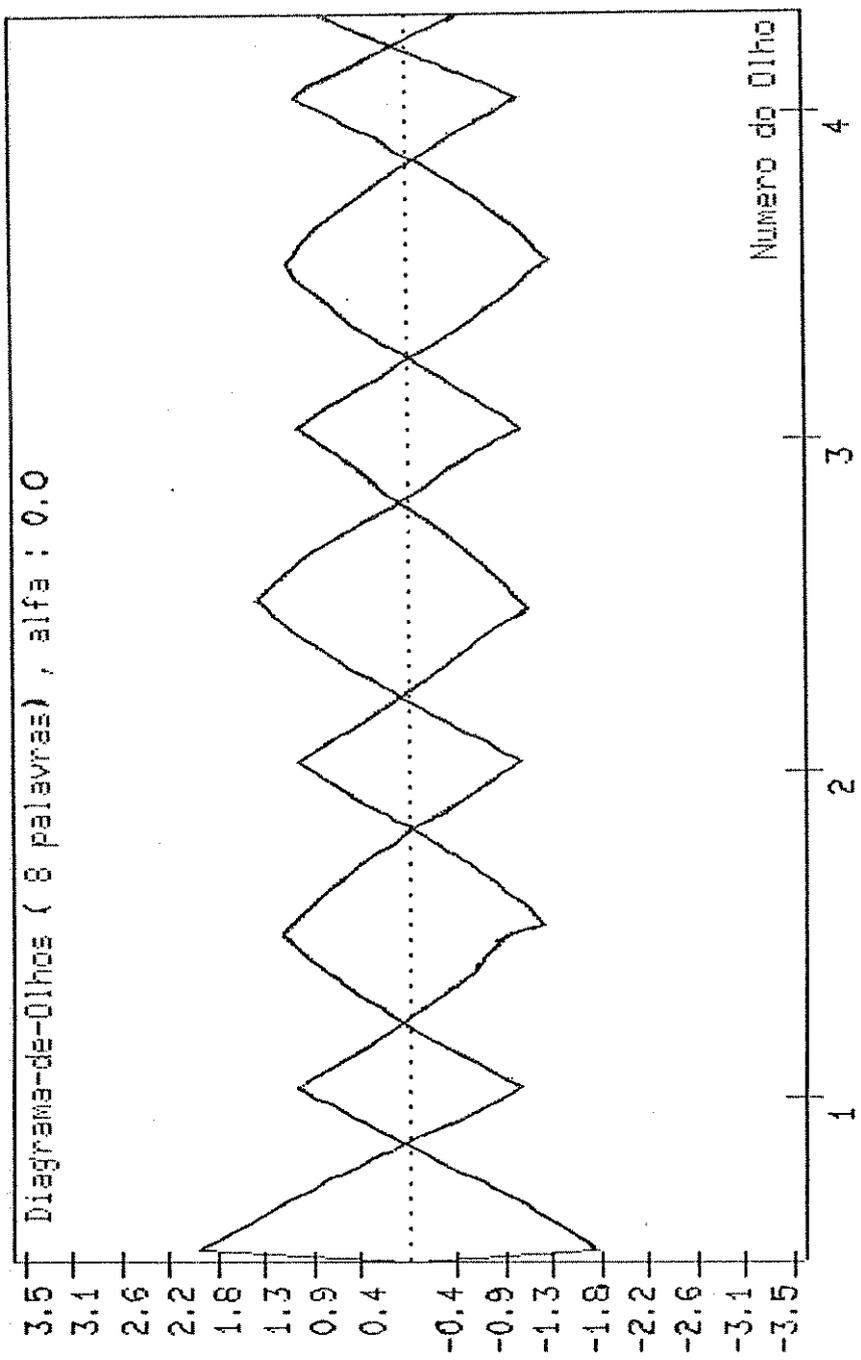


Fig. 26 - Diagrama-de-Olhos obtido usando-se o código de linha proposto neste trabalho (NUM\_DE\_BLOCOS = 20).

## VI.2 - As Seqüências Geradoras da IES de Pior-Caso.

Partindo-se do princípio que a máxima interferência - entre-símbolos, IES, ocorre quando se procura o máximo absoluto da expressão (26), que mede a derivada de olho no instante de amostragem ( $\alpha = 0$ ), ou seja, obtém-se a seqüência de dígitos  $y_n$  que maximiza a SCIES; então considere o Diagrama Pantográfico visto na figura 27.

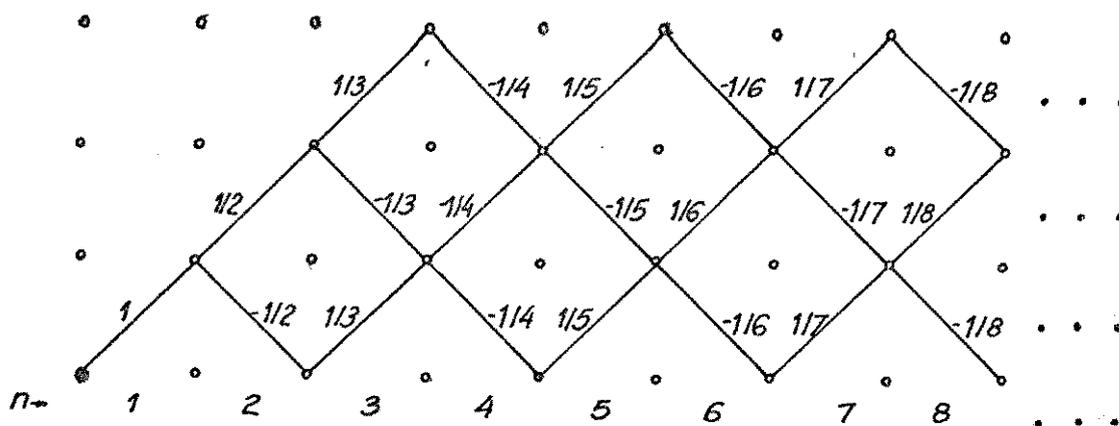


Fig. 27 - Diagrama Pantográfico com rótulos (custos) atribuídos segundo  $(-1)^n \cdot y_n / n$

A construção de tal DP tem por objetivo ilustrar um método de obtenção da seqüência de pior-caso quanto a IES, fazendo-se uso do Algoritmo de Viterbi, que foi o método empregado pelo programa implementado para simular um SFM.

Ao ser aplicado sobre o DP da figura 27, o AV manterá, para cada  $n$ , um percurso sobrevivente de custo máximo. A decisão de se inicializar o processo no ponto  $\bullet$  foi arbitrária, mas compreensível sob a óptica de se obter uma possível excursão máxima sobre o DP.

A figura 28, que se segue, ilustra os diversos passos de

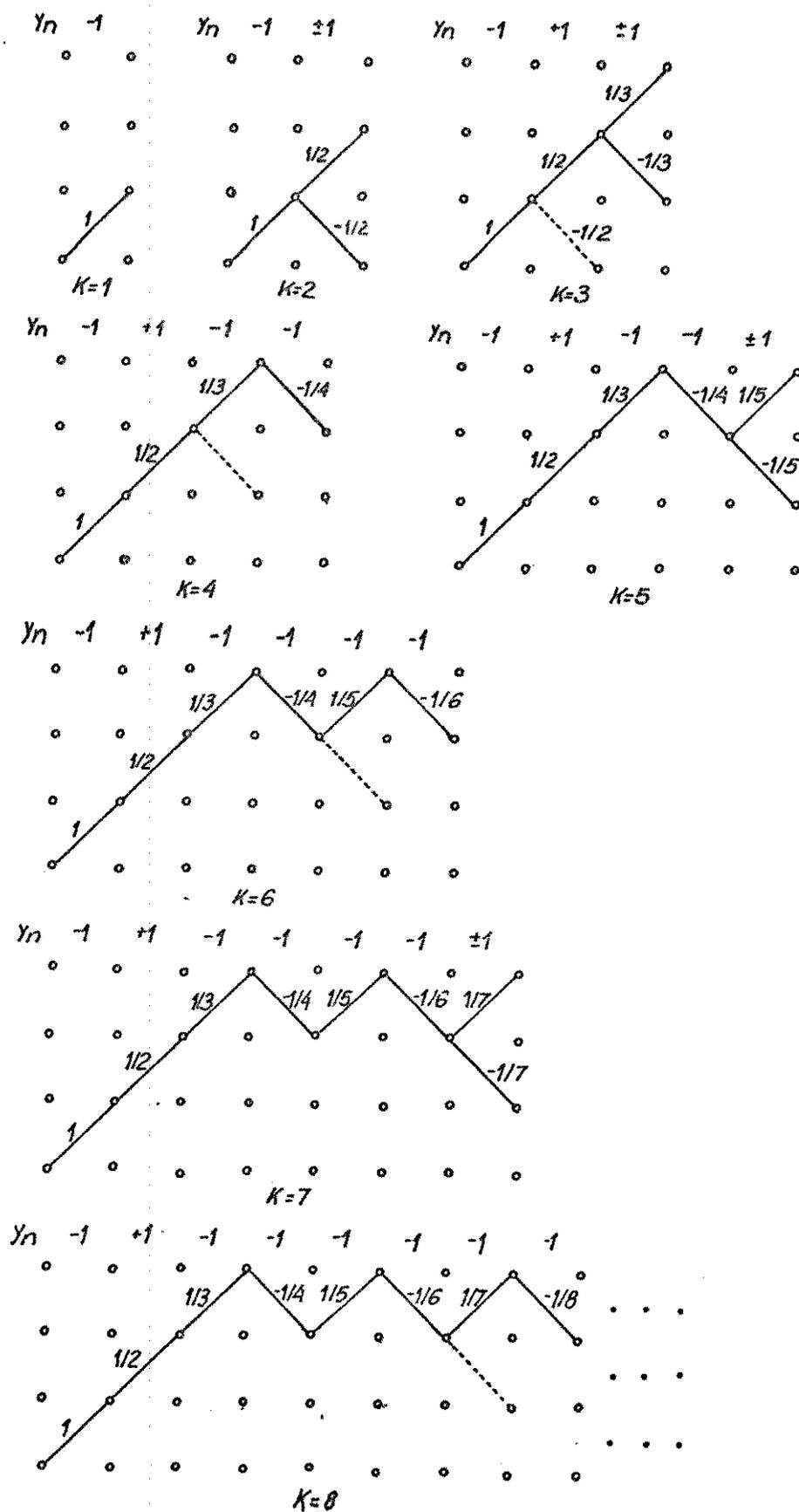


Fig. 28 - Passos do AV aplicado ao DP da figura 27.

aplicação do AV sobre o DP da figura 27, a fim de exemplificar a obtenção de uma seqüência de IES de pior-caso.

Da figura 28 vê-se que para  $n$  crescente, ou seja, ao se tornar mais interferentes, o comportamento da seqüência obtida pelo AV não se altera. Donde se conclui que a seqüência de pior-caso quanto a IES não é uma seqüência balanceada, ainda que possua a propriedade de Faixa Mínima.

A seguir serão apresentadas as seqüências, quando estudadas quatro palavras-código anteriores e quatro outras posteriores ao Diagrama-de-Olhos obtido para alfa nulo ( $\alpha = 0,0$ ).

- (i) Seqüência de Pior-Caso, quanto a IES, responsável pelo contorno interno superior dos olhos do Diagrama: vide figura C.

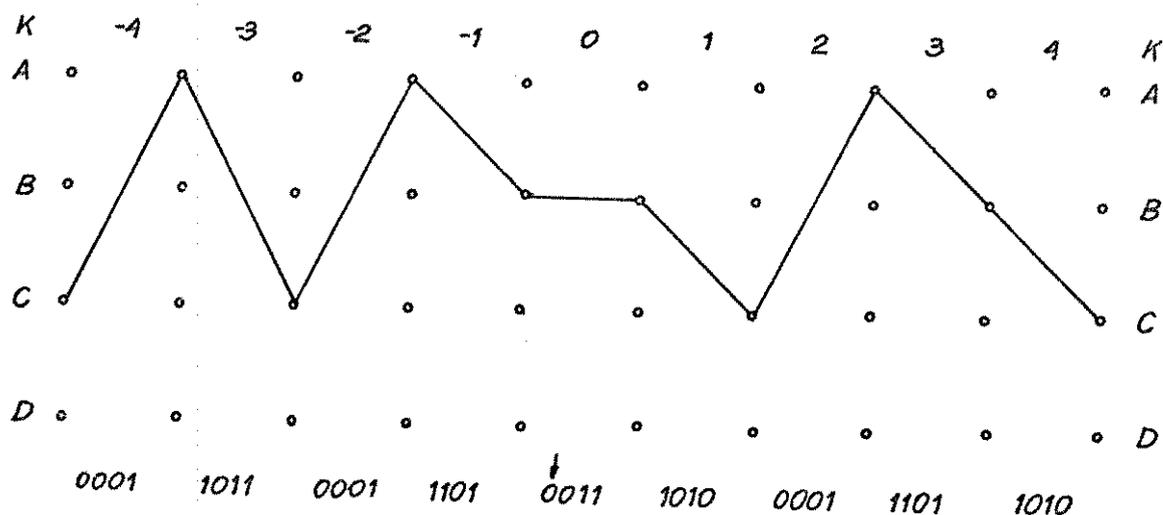


Fig. 29 - Seqüência associada ao MCM para o primeiro olho do Diagrama. Legenda: A,B,C,D: estados do codificador; K: indicador do bloco interferente.

- (ii) Seqüência de Pior-Caso, quanto a IES, responsável pelo contorno interior superior dos olhos do Diagrama: vide

figura 30.

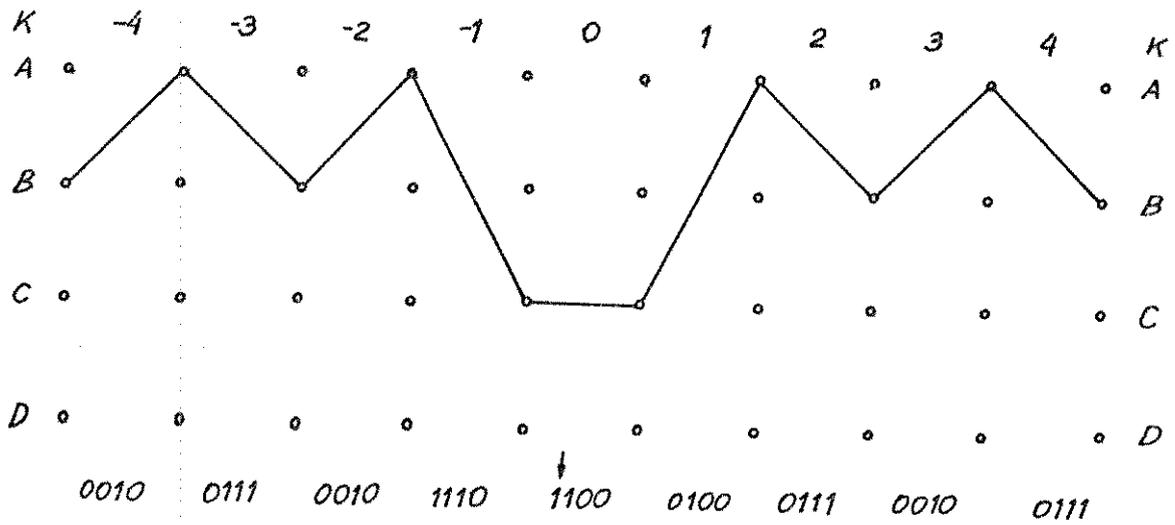


Fig. 30 - Seqüência associada ao mCm para o primeiro olho do Diagrama. Legenda: A,B,C,D: estados do codificador; K: indicador do bloco interferente.

## CAPÍTULO VII

CONCLUSÕES E SUGESTÕES DE NOVOS TRABALHOS

Neste trabalho foi apresentado um novo critério para o projeto de códigos de linha do tipo Código de Bloco, com aplicação a transmissão digital binária em Banda Base, tendo como meio de transmissão fibras ópticas. Para tanto, fez-se uma ambientação preliminar dos problemas enfrentados, quando da transmissão digital por canais ópticos limitados em faixa de frequências. As condições de projeto de códigos de linha que possuem, simultaneamente as características de Balanceamento e Faixa Mínima foram estabelecidas. A existência de tais códigos foi averiguada, e deteve-se num código da família 3B-4B. Esta última foi escolhida por sua simplicidade, e por ser a única família do tipo MB-NB com  $M=N-1$  que possui as propriedades desejadas.

Do Capítulo VI a comparação dos Diagramas-de-Olhos conduz às seguintes conclusões:

- (i) O emprego de um código que implemente um Sistema de Faixa Mínima, SFM, permite a transmissão por um canal cuja resposta impulsiva seja do tipo Cosseno-Levantado, ainda que o fator de rolamento ( $\alpha$ ) seja nulo. Isto não é verdade para outros tipos de código.
- (ii) Uma aplicação num canal limitado em faixa, como por exemplo uma rede local óptica empregando diodos emissores de

luz e fibras multimodo, do código de linha aqui proposto implica numa menor IES e num conseqüente aumento do enlace óptico para um mesmo orçamento de potência e perdas ópticas.

- (iii) O código 3B-4B introduzido neste trabalho consiste numa ótima opção para implementar um SFM que opere sobre um meio óptico, por exemplo. Tal código é de simples gerenciamento, fácil implementação e implica num relativamente pequeno aumento na taxa de transmissão de linha.

Como possível trabalho correlato sugere-se investigar Códigos de Blocos não mais binários, para uma eventual aplicação multi-níveis em sistemas de comunicações ópticas. Um item que pode ser de interesse quando se pensar em minimizar a taxa de bits errados de um determinado enlace, seria investigar o Fator de Multiplicação de Erros, FME, uma vez que quando do mapeamento das palavras-códigos por parte das palavras-fontes este item não foi apreciado.

Ainda na linha de pesquisa de códigos binários, sugere-se que uma avaliação quantitativa seja tentada com o objetivo de se calcular e se poder comparar os SFM com os sistemas de transmissão digital convencional em termos de probabilidade de erro.

## APÊNDICE A

O ALGORITMO DE VITERBI (AV) [20]

O AV é um algoritmo que produz uma estimativa de máxima probabilidade a posteriori de uma seqüência de um Processo Markoviano discreto no tempo e de estados finitos, quando observado em situação de ruído sem memória.

Um Processo Markoviano discreto no tempo possui a propriedade de que a probabilidade condicional de uma variável em particular, por exemplo  $x$ , no instante de tempo  $k+1$ , dada a seqüência de variáveis  $x_0, x_1, \dots, x_n$  até o instante de tempo  $k$ , depende somente da variável imediatamente anterior, ou seja,  $x_k$ . Vindo pois:

$$P\{x_{k+1} \mid x_k, x_{k-1}, \dots, x_1, x_0\} = P\{x_{k+1} \mid x_k\} \quad (A-1)$$

Discutindo as aplicações do AV faz-se mister considerar que a seqüência  $x_0, x_1, \dots, x_n$  foi gerada por uma Máquina de Estados Finitos [23]. O estado de qualquer sistema no tempo  $k_0$  pode ser definido como a informação mínima necessária para especificar completamente a situação do sistema no tempo  $k_0$  e permitir que a saída do mesmo seja determinada para instantes de tempo  $k > k_0$  quando as entradas até o instante  $k_0$  forem especificadas.

Os Diagramas de Transição que em geral são usados para ilustrar alguns processos de codificação recaem no modelo an-

teriormente detalhado. Ao invés de Diagramas de Transição, é em geral conveniente utilizar-se de uma treliça para ilustrar a evolução do Processo Markoviano.

Uma propriedade importante de um Diagrama em Treliça é que cada seqüência de estados,  $\mathbf{s} = (s_1, s_2, s_3, \dots, s_k)$ , corresponde a um caminho único ao longo da treliça. Cada caminho em particular está associado à seqüência de elementos dados pelos rótulos dos segmentos da treliça que conectam os estados. Para um código convolucional estes rótulos representam a saída do codificador; no caso de se tratar de obter a seqüência do pior-caso quanto a IES, estes rótulos são as parcelas de contribuição de cada palavra-código ao instante de tempo para o qual deseja-se obter a seqüência de pior-caso. Em ambos os casos a seqüência de rótulos dos segmentos representa a função amostra do Processo Markoviano de estados finitos  $\mathbf{x} = (x_0, x_1, x_2, \dots, x_{k-1})$ .

Isto posto pode-se sintetizar da seguinte forma o problema que o AV tenta resolver. Seja um Processo Markoviano corrompido por ruído,  $\mathbf{z} = \mathbf{x} + \mathbf{n}$ , onde as amostras do ruído são totalmente descorrelatadas entre si. Encontre o único caminho  $\mathbf{x}$  ao longo da treliça que dê origem à melhor aproximação de  $\mathbf{z}$  no sentido de maximizar  $P(\mathbf{x}|\mathbf{z})$ . Usando a Regra de Bayes e supondo que todos os caminhos através da treliça são igualmente prováveis, pode-se mostrar que maximizando-se  $P(\mathbf{x}|\mathbf{z})$  está-se maximizando  $P(\mathbf{z}|\mathbf{x})$ . O Algoritmo de Viterbi encontra o caminho que maximiza  $P(\mathbf{z}|\mathbf{x})$ .

A solução para este problema é atribuir um custo, dado por  $-\ln P(\mathbf{z}|\mathbf{x})$ , a cada caminho na treliça, e escolher aquele de menor custo. Como a função  $-\ln(\cdot)$  é monotonicamente decrescente, a minimização de  $-\ln P(\mathbf{z}|\mathbf{x})$  resulta na maximização de  $P(\mathbf{z}|\mathbf{x})$ .

Parece óbvio que o cálculo do custo para todos os caminhos possíveis ao longo da treliça seria uma tarefa por demais longa para uma treliça de vários estados e para um grande número de instantes  $k$ . É justamente aqui que está a grande contribuição do AV. Considere a treliça mostrada na figura A1.

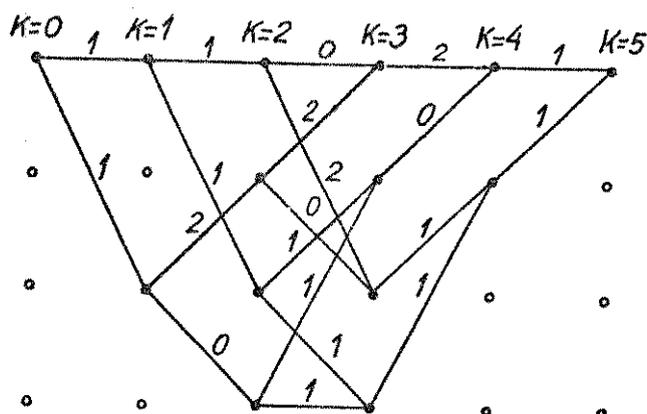


Fig. A1 - Um Diagrama de Treliças com custos associados aos segmentos.

Considere os caminhos possíveis ao longo do Diagrama de Treliça começando no instante de tempo  $k=0$  e terminando no tempo  $k=K$ . Cada um destes caminhos possui seu rótulo, ou custo, associado. Considerando-se o  $j$ -ésimo estado, que na figura A1 são quatro, diz-se que o caminho mais curto, ou menos custoso, que chega até o estado considerado chama-se Sobrevivente do  $j$ -ésimo estado. Para  $k > 0$ , há tantos sobreviventes quanto forem o número de estados. É importante ter-se em mente que o caminho completo (de  $k=0$  até o instante em questão) e de custo mínimo deve começar por um destes sobreviventes. Se assim não fosse, poder-se-ia substituir o segmento inicial por outro de custo mais baixo, obtendo-se portanto um caminho menos custoso, o que por si só é uma contradição. Desta forma, para prosseguir do  $k$ -ésimo conjunto de estados para o  $(k+1)$ -ésimo, e determinar os novos Sobreviventes, é preciso apenas computar os novos custos usando os custos dos Sobreviventes anteriores e adicioná-los a cada um dos custos das transições apropriadas.

Em resumo pode-se dizer que o AV consiste dos seguintes passos:

- 1º) No instante de tempo  $k$ , encontre o custo de cada caminho que chega em cada estado adicionando o custo do Sobrevivente no instante  $k-1$  ao custo mais recente do segmento da treliça.
- 2º) Para cada estado no  $k$ -ésimo instante, escolha o caminho de custo mínimo como o novo Sobrevivente.
- 3º) Armazene a  $j$ -ésima sequência e o custo do caminho até o Sobrevivente de cada um dos  $j$  estados.
- 4º) Incremente o índice  $k$  e repita os passos 1, 2 e 3.

A aplicação deste algoritmo sobre a treliça vista na figura A1 pode ser vista passo-a-passo na figura A2. Para sequência de estados muito longas ou infinitas fazem-se necessárias algumas modificações triviais tais como, truncar os Sobreviventes a um tamanho tal que seja razoável o seu manuseio computacional. Finalmente, a aplicação do AV sem um conhecimento exato das condições iniciais pode algumas vezes se fazer necessária. Neste caso o algoritmo pode ser inicializado com qualquer atribuição sensata do custo inicial dos nós (estados), tal como custo inicial nulo para todos os estados, ou ainda atribuir  $\ln \pi_j$  se for conhecida a probabilidade a priori de cada um dos  $j$  estados.

Um exemplo da aplicação do AV na minimização do valor médio quadrático da flutuação de linha de base pode ser visualizado a partir do DP visto na figura A3.

Partindo-se do estado A, chega-se ao estado B ou permanece no estado A, dependendo da palavra-código, como explicado anteriormente. Observe-se que a figura A3 é a mesma figura 9 onde a cada ramo do DP atribuiu-se um custo. Da figura 9 conclue-se que existem 9 palavras-código de 4 bits disponíveis com a propriedade de Balanceamento e Faixa Mínima. Mas para um código 3B-4B somente são necessárias  $2^3 = 8$  palavras-código. Ao se atribuir um custo ao ramo do DP visto na figura 9, o que dá origem a figura A3, pode-se aplicar o Algoritmo de Viterbi para escolher uma palavra-código, dentre as 9 existentes, que será eliminada afim de minimizar o valor absoluto médio da flu

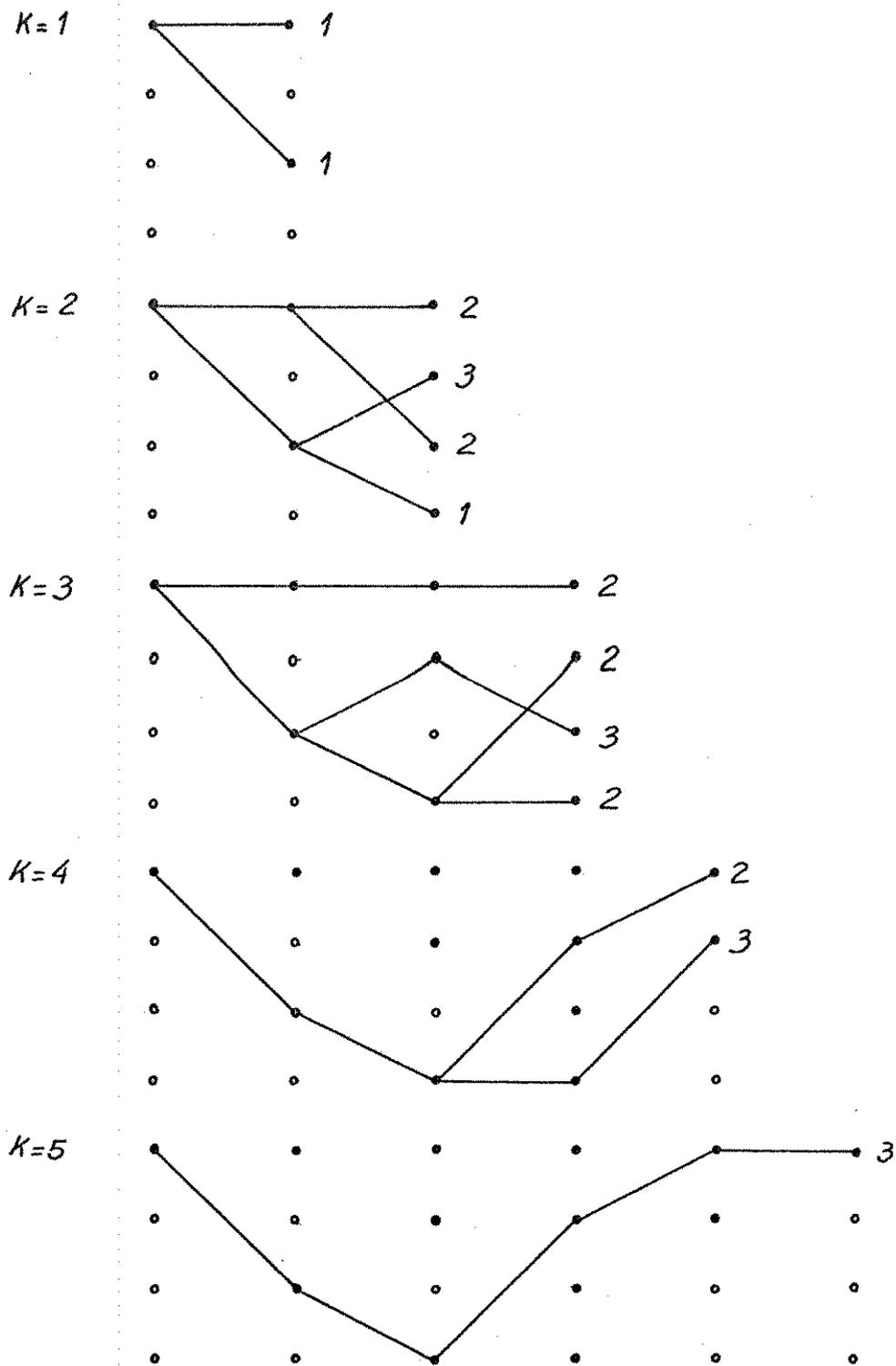


Fig. A2 - Seqüência de Passos do AV aplicado à treliça da figura A1.

tuação de linha de base.

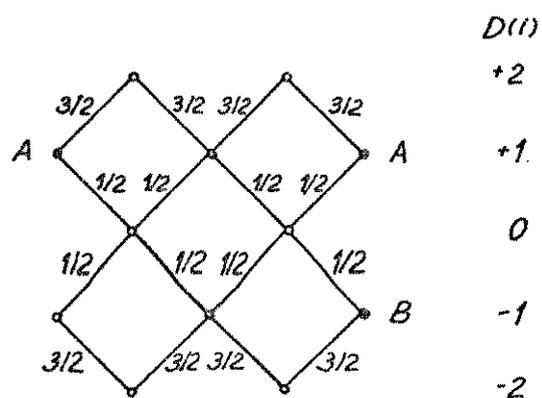


Fig. A3 - Diagrama Pantográfico onde os rótulos são os módulo dos valores médios das Disparidades instantâneas.

Tendo isto em mente, a figura A4 ilustra as etapas de aplicação do AV.

Afim de minimizar o valor absoluto da flutuação deve-se escolher a palavra 1010, para o DP considerado, para que seja eliminada. Com isto o universo de palavras-código disponíveis reduz-se para 8 que é o número mínimo necessário para se construir um código 3B-4B.

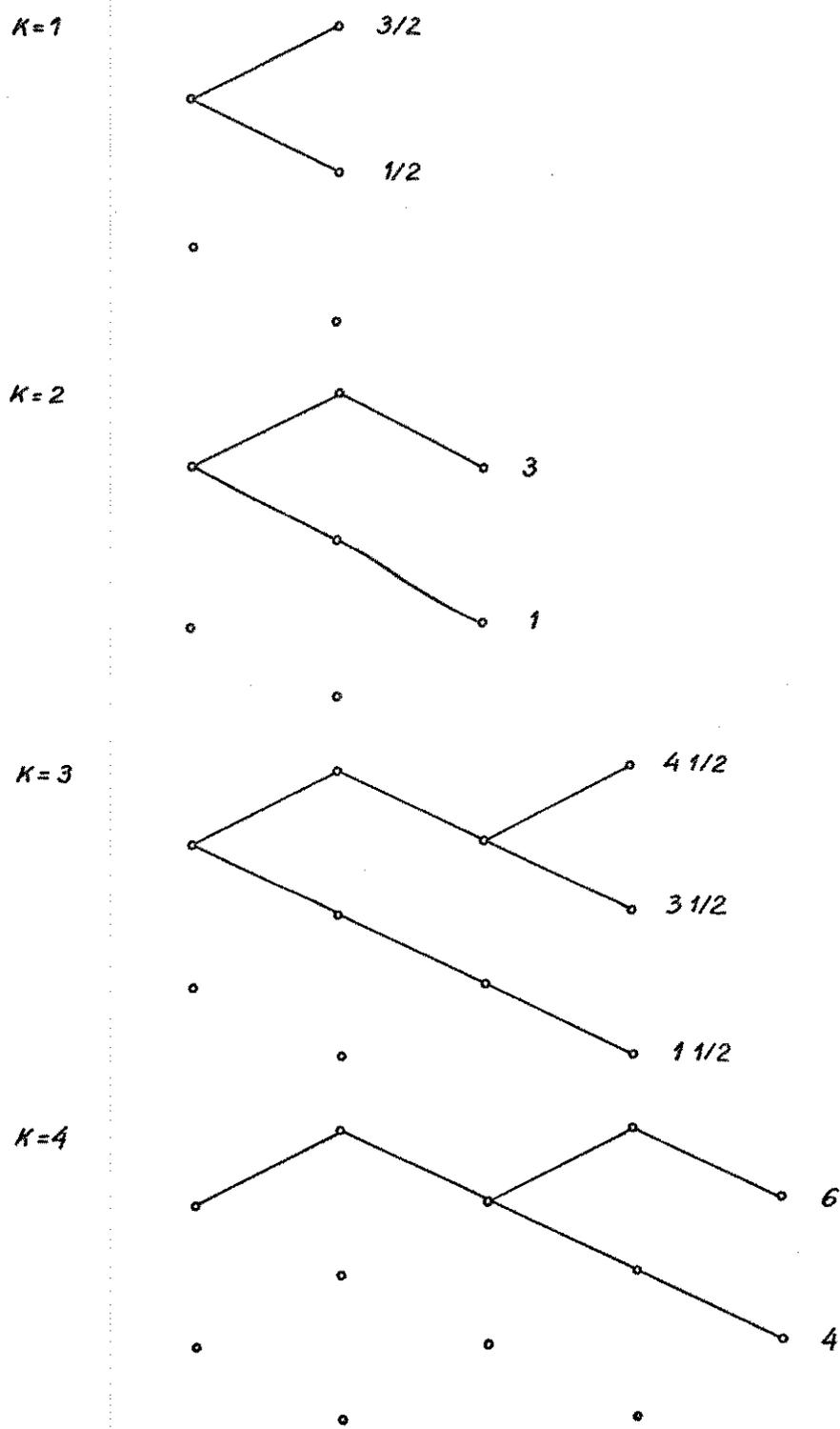


Fig. A4 - Seqüência de passos do AV aplicado ao DP da figura A3.

## APÊNDICE B

```

(*****
*)
*) Este programa gera um Diagrama-de-Olhos para um sistema de transmissão *)
*) digital em que não se emprega nenhum tipo de codificação . *)
*) A resposta impulsiva é suposta ser do tipo Cosseno-Levantado . *)
*) Autor : MOITA DE ALCANTARA , H. J. última revisão em : 22/06/1988 . *)
*)
(*****)
Program OLHO (Input,Output);
Var
  ALFA      : Real;
  X         : Real;
  K,L,N,X0 : Integer;
  OLHO1,
  OLHO2     : Array [1..4,-16..15] of Real;
  Saida     : Text;
Function SINC(X:Real) : Real;
Const
  PI = 4*Arctan(1.0);
Begin
  If ALFA = 0.0
  Then Begin
    If X = 0
    Then SINC:=1
    Else SINC:=Sin(PI*X)/(PI*X)
  End
  Else Begin
    If X = 0
    Then SINC:=1
    Else Begin
      If (X <> 1/(2*ALFA)) And ( X <> -1/(2*ALFA))
      Then SINC:=(Sin(PI*X)/(PI*X))*(Cos(ALFA*PI*X)/
        (1-4*(ALFA**2)*(X**2)))
      Else SINC:=(ALFA/2)*(Sin(PI/(2*ALFA)))
    End
  End
End;
Begin
  Open(File Variable := SAIDA,
  File Name := ' SAIDA.DAT',
  History := New,
  Organization := Sequential);
  Rewrite(SAIDA);
  Write(' Entre com o valor de ALFA , valores no intervalo 0-1,0 : ');
  Read(ALFA);
  Writeln(SAIDA, ' ');
  Writeln(SAIDA, ' Pulso Cosseno-Levantado com alfa = ',ALFA:3);
  For L:=1 to 4 Do
  Begin
    For N:=-16 to 15 Do
    Begin
      X0:=L-1;
      X:=N*0.03125;
      OLHO1[L,N]:=SINC(X);
      For K:=-4096 to 4095 Do
      If (X0-K) <> 0
      Then OLHO1[L,N]:=OLHO1[L,N]-ABS(SINC(X+X0-K));
      OLHO2[L,N]:=-OLHO1[L,N];
      Writeln(SAIDA,L:3,N:4, ' ',OLHO1[L,N], ' ',OLHO2[L,N])
    End
  End
End.

```

BIBLIOGRAFIA

- [1] KEISER, G., Optical Fiber Communication, McGraw - Hill, New York, 1983.
- [2] KIM, D.Y., A Study on the Line Codes of Minimum Bandwidth", Ph. D. Dissertation, D.E.E. Korea Advanced Institute of Science and Technology, 1983.
- [3] AARON, M.R. and TUFTS, D.W., "Intersymbol Interference and Error Probability", IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-12, Jan. 1966, pp. 26-34.
- [4] CHIQUITO, J.G. e WALDMAN, H., Equalização Variável em Repetidores MCP, FEC/UNICAMP, Dez. 1983.
- [5] NYQUIST, H., "Certain Topics in Telegraph Transmission Theory", Trans. AIEE, vol. 47, Apr. 1928, pp. 617-644.
- [6] LUCKY, R.W., SALZ, J. and WELDON, Jr., E.J., Principles of Data Communications, Mc-Graw-Hill, New York, 1968.
- [7] BENNETT, W.R. and DAVEY, J.R., Data Transmission, McGraw-Hill, New York, 1965.
- [8] VIOLARO, F. e LOPES, A., Notas de aula do curso Transmissão Digital em Banda-Base, FEC/UNICAMP, Ago. 1983.
- [9] HOSOE, P.T. e ARANTES, D.S., Codificação Digital para Comunicações Ópticas, FEC/UNICAMP, Fev. 1983.
- [10] ROMANO, J.M. e WALDMAN, H., Códigos Balanceados para Transmissão Digital por Fibras Ópticas, FEC/UNICAMP, Jul. 1984.

- [11] KNUTH, D.E., The Art of Computer Programming, 2<sup>nd</sup> Edition, Addison-Wesley, vol. 1 - Fundamental Algorithms, Reading, Mass., 1976.
- [12] WALDMAN, H. e ROMANO, J.M., "Existência e Variedade de Códigos Úteis do Tipo MB-NB", 2º Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campinas, SP, Set. 1984.
- [13] STANAT, D.F. and McALLISTER, Discrete Mathematics in Computer Science, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1977.
- [14] WALDMAN, H., MOTA DE ALCÂNTARA, H.J. e IRAMINA, M.M., "Códigos de Bloco com Faixa Mínima", Anais do 6º Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Campina Grande, PB, Set. 1988.
- [15] BROOKS, R.M. and JESSOP, A., "Line Coding for Optical Fibre Systems", Intern. J. Electronics, vol. 55, no.1, pp. 81-120, 1983.
- [16] BRUGIA, O. et all., "Caratteristiche e Prestazione di Alcune Metodologie di Stima del Tasso d'Errore Basate sul Controllo dei Vincoli Imposti della Codifica di Linea", Alta Frequenza, vol. XLVIII, N. 12, pp. 766-776, Dic. 1979.
- [17] VAN der ELZEN, H.C., "On the Theory and the Calculation of Worst-Case Eye Openings in Data Transmission Systems", Philips Res. Reports, vol. 30, pp. 385-435, Dec. 1975.
- [18] BOHN, P. and DAS, S.K., "Return Loss Requirements for Optical Duplex Transmission", J. Lightwave Technol., vol. LT-5, No. 2, pp. 243-254, Feb. 1987.
- [19] VITERBI, A.J., "Error Bounds for Convolutional Codes an Asymptotically Optimum Decoding Algorithm", IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-13, pp. 260-269, Apr. 1967.

- [20] FORNEY Jr., G.D., "The Viterbi Algorithm", Proc. IEEE, vol. 61, no. 3, pp. 268-278, Mar. 1973.
  
- [21] MONTI, C.M. and PUPOLIN, S.G., "Fast Computer Calculation of the Eye Diagram", ALTA FREQUENZA, vol. XLVIII, N. 11, pp. 458-466, Nov. 1979.
  
- [22] CPqD/TELEBRÁS, Descrição Funcional da Unidade CD2 do Equipamento de Linha Óptica ELO-34, 1983.
  
- [23] CARVALHO, R.L., Máquinas, Programas e Algoritmos, texto publicado na Segunda Escola de Computação, Campinas, Fev. 1981.