

4

Transmissão de Voz na Interface Aérea

Este capítulo objetiva a apresentação de conceitos relacionados aos níveis RLC e Físico que serão importantes para o estudo, que será tratado no capítulo posterior, da comunicação por voz nos modos CS e IMS.

Inicialmente serão apresentadas algumas características do nível RLC, com a descrição matemática de um processo para otimização do *padding*. Em seguida é mostrada a ilustração do processo de multiplexação do sinal, que é executado pela camada física. Uma atenção especial é dedicada ao componente *Rate Matching*, sendo então apresentada a formulação matemática para o estabelecimento de um processo de otimização que visa aumentar a eficiência do transporte do sinal na interface aérea, no tocante à energia dispendida para a transmissão. Finalizando o capítulo, serão introduzidos alguns conceitos relacionados aos canais de transporte.

4.1

Tratamento do Sinal no Nível RLC^[18]

Como pode ser visto nas Figuras 3 e 4, na arquitetura de protocolos o nível RLC faz a interface entre os níveis superiores e a camada MAC. Em termos de serviços prestados aos níveis superiores, o RLC pode ser estruturado de três formas distintas:

- Serviço de transferência de dados de forma transparente (TM - *Transparent Mode*): Neste caso as PDUs (*Protocol Data Units*) são transferidas sem sofrer qualquer alteração. Este é o modo de operação empregado nas comunicações de voz no CS;
- Serviço de transferência de dados sem reconhecimento (UM - *Unacknowledge Mode*). Neste caso, possíveis erros serão detectados, sem que as PDUs sejam descartadas. As PDUs são encapsuladas em pacotes que contém cabeçalhos indicando o número de sequência e o comprimento das mesmas (ver Figura 23). Este é o modo de operação recomendado pelo 3GPP para emprego nas comunicações de voz no IMS;

- Serviço de transferência de dados com reconhecimento (AM - *Acknowledge Mode*). Neste caso, as PDUs também irão sofrer encapsulamento, sendo que a ocorrência de erros irá acarretar o descarte das PDUs respectivas, para subsequente retransmissão. Este modo não tem emprego nas comunicações de voz;

Uma função importante do RLC (modos UM e AM somente) é a realização do completamento do quadro RLC com a informação recebida. Esta operação denomina-se *padding*. Uma vez que a colocação de bits adicionais irá se constituir em um gasto extra de energia, deve-se procurar restringir esta inclusão de bits, o que pode ser conseguido mediante a utilização do processo de otimização descrito a seguir.

4.1.1 Formalismo Matemático para o Processo de Otimização Relativo ao *Padding*

Considere o processo da transmissão de pacotes cujos comprimentos em bits pertencem ao conjunto $\Omega = \{x_1, x_2, \dots, x_N\}$ onde, para simplificar, foi assumido que i) $x_1 > 0$ ii) $x_{k+1} > x_k$ para todo valor possível de k . Aqui será utilizada a consideração probabilística em que se denota α_k como a probabilidade de um dado pacote ter o comprimento x_k .

O que se deseja é determinar as dimensões (também em bits) de M ($M < N$) quadros capazes de acomodar os pacotes. Esses comprimentos de quadros são representados pelo vetor $\underline{X} = \{X_1, X_2, \dots, X_M\}$ em que será assumido que i) $X_1 > 0$ ii) $X_{m+1} > X_m$ para todo valor admissível m .

Uma vez que M é menor do que N , independentemente da escolha feita, será produzida uma certa "perda", aqui caracterizada como o resultado da inclusão de bits de *padding* (gasto adicional de energia). Quadros irão transportar bits adicionais que deverão ser desnecessariamente protegidos, em outros estágios da transmissão. De forma a minimizar esta quantidade de bits, o pacote de comprimento x_k deve ser acomodado no quadro X_m se e somente se $X_{m-1} < x_k \leq X_m$. De forma a se evitar inconveniências de ordem matemática, define-se $X_0 = 0$. No caso, esta perda mínima é dada por $(X_m - x_k)$ e, conseqüentemente, a perda média total é dada pela soma dos termos da forma $(X_m - x_k) \cdot \alpha_k$.

Considere que $\Omega_m(\underline{X})$ seja o sub-conjunto de todos os elementos Ω que pertencem ao intervalo $(X_{m-1}, X_m]$. Então, a perda total média D depende de \underline{X} e ela pode ser expressa como

$$D(\underline{X}) = \sum_{m=1}^M \sum_{x_k \in \Omega_m(\underline{X})} [X_m - x_k] \cdot \alpha_k . \quad (4.1)$$

Esta função deverá ser minimizada para todo \underline{X} 's que satisfaz as condições colocadas anteriormente.

Observa-se que esta expressão não é adequada para se tirar conclusões. Contudo, ela pode ser escrita como

$$\begin{aligned} D(\underline{X}) &= \sum_{m=1}^M \sum_{x_k \in \Omega_m(\underline{X})} [X_m - x_k] \cdot \alpha_k = \\ &= \sum_{m=1}^M X_m \cdot \sum_{x_k \in \Omega_m(\underline{X})} \alpha_k - \sum_{m=1}^M \sum_{x_k \in \Omega_m(\underline{X})} x_k \cdot \alpha_k = \\ &= \sum_{m=1}^M X_m \cdot \sum_{x_k \in \Omega_m(\underline{X})} \alpha_k - \sum_{k=1}^N x_k \cdot \alpha_k \end{aligned} \quad (4.2)$$

O segundo somatório da expressão não depende da variável \underline{X} e, então, pode ser ignorado. Também, o somatório interno do primeiro termo pode ser escrito como $F(X_m) - F(X_{m-1})$ onde $F()$ é a função distribuição de probabilidade do tipo discreto, associada ao conjunto de probabilidades $\{\alpha_k\}$.

Então, a nova função objetivo pode ser reescrita como

$$\bar{D}(\underline{X}) = \sum_{m=1}^M X_m \cdot [F(X_m) - F(X_{m-1})] \quad (4.3)$$

em que:

$$F(W) = \sum_{\substack{n=1 \\ x_n \leq W}}^N \alpha_n . \quad (4.4)$$

Esta função objetivo é muito mais adequada para os propósitos relacionados à otimização, uma vez que ela somente depende da variável de decisão \underline{X} .

Agora, mostra-se que todos os valores factíveis de X_m devem pertencer ao conjunto Ω . Considere que na solução ótima \underline{X}^* , a componente X_m não pertence a Ω . Então, fica claro que o valor de X_m pode ser ainda reduzido, enquanto mantém-

se $F(X_m)$ constante, até o ponto onde X_m encontra um valor Ω . Isto contribuiria para reduzir o valor da função objetivo, o que é uma contradição.

Aplicando essa consideração a todos os componentes de \underline{X} tem-se a conclusão de que a solução ótima \underline{X}^* possui todos os seus componentes pertencendo ao conjunto Ω . Além disso, é fácil observar que X_M deve ser igual a x_N . Então, as incógnitas do problema são X_1, X_2, \dots and X_{M-1} sendo que elas devem ser selecionadas do conjunto $\{x_1, x_2, \dots, x_{N-1}\}$. Caso fosse ser utilizado o método da "força bruta" ter-se-ia uma busca dentre todas as combinações de $N-1$ elementos em grupos de comprimento $M-1$. Mesmo para valores moderados de M e N , este método tornar-se-ia proibitivo.

Este problema pode ser contornado a partir da observação de que a função objetiva é "aditiva" e o princípio de otimização de Bellman^[19] é aplicável, conforme visto a seguir.

Supondo que a solução ótima $\underline{X}^* = \{X_1^*, X_2^*, \dots, X_M^*\}$ é tal que $X_r^* = x_K$, tem-se

$$\begin{aligned} \bar{D}(\underline{X}^*) &= \sum_{m=1}^M X_m^* \cdot [F(X_m^*) - F(X_{m-1}^*)] = \\ &= \sum_{m=1}^r X_m^* \cdot [F(X_m^*) - F(X_{m-1}^*)] + \sum_{m=r+1}^M X_m^* \cdot [F(X_m^*) - F(X_{m-1}^*)] \end{aligned} \quad (4.5)$$

em que o único termo comum aos dois somatórios é $F(X_r^*)$. Torna-se imediato notar que:

- $\{X_1^*, X_2^*, \dots, X_r^*\}$ deve ser a solução ótima para o caso onde $\Omega = \{x_1, x_2, \dots, x_K\}$. Caso isto não fosse verdade, seria possível encontrar-se valores para as variáveis X que reduziriam o valor do primeiro somatório da expressão (4.5).
- pelas mesmas razões, $\{X_{r+1}^*, X_{r+2}^*, \dots, X_M^*\}$ deve também ser a solução ótima para o caso em que $\Omega = \{x_{k+1}, x_{k+2}, \dots, x_N\}$

Estas observações mostram que é possível definir um grafo cuja rota mais curta entre dois nós específicos corresponde a solução ótima do problema aqui discutido.

Considere o grafo ilustrado na Figura 10. Ele possui as seguintes propriedades:

- nó i do nível $j > 0$ representa $X_j = x_{i+j}$ onde o nó 0 do nível 0 representa um estado inicial artificial $X_0 = 0$.
- Para todos os níveis $0 \leq k \leq M-1$, existem transições do nó i no nível k para todos os nós j no nível $k+1$ somente se $j \geq i$.
- Todos os nós do nível $M-1$ possuem transições para o nó $N-M$ no nível M .
- O custo associado ao enlace que conecta o nó i do nível k ao nó j do nível $k+1$ é dado por $X_{j+k+1} \cdot [F(X_{j+k+1}) - F(X_{i+k})]$

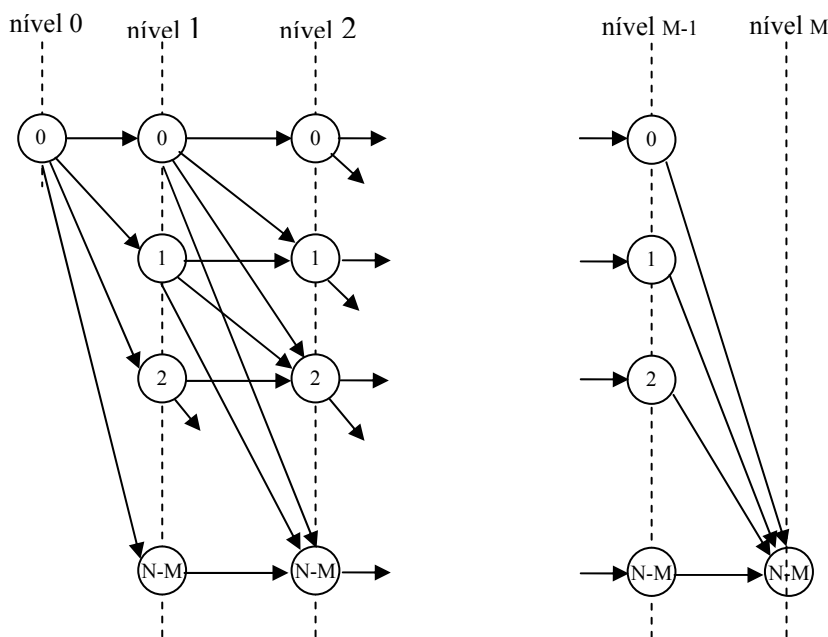


Figura 10 - Grafo para Otimização de *Padding*.

Então, a solução ótima para o problema pode ser obtida pela busca do caminho mais curto entre o nó 0 do nível 0 e o nó $N-M$ do nível M . Este caminho mais curto pode ser encontrado por meio do emprego de um algoritmo clássico de programação dinâmica, como o algoritmo de Viterbi^[20], bem conhecido na área de telecomunicações. O Apêndice 1 mostra um desdobramento da teoria aqui apresentada para o caso em que se deseja uma otimização do *padding* relativo a grupos de pacotes. A Referência [21] abrange os desenvolvimentos aqui apresentados, com a inclusão de alguns exemplos práticos de utilização da teoria.

No Capítulo 7, tem-se uma aplicação para a técnica aqui desenvolvida, referente à escolha de quadros RLC de comprimento ideal para otimização do *padding*, em transmissões de voz no modo IMS.

4.2

Esquemas de Multiplexação do Sinal^[22] – Multiplexação *Uplink*

Aqui será analisado o caso da multiplexação do sinal na direção *uplink* (isto é, do UE para a Estação Base). A situação *downlink* (caso inverso) será analisada na próxima seção. As Figuras 11a e 11b mostram diagramas em bloco dos componentes envolvidos no processo.

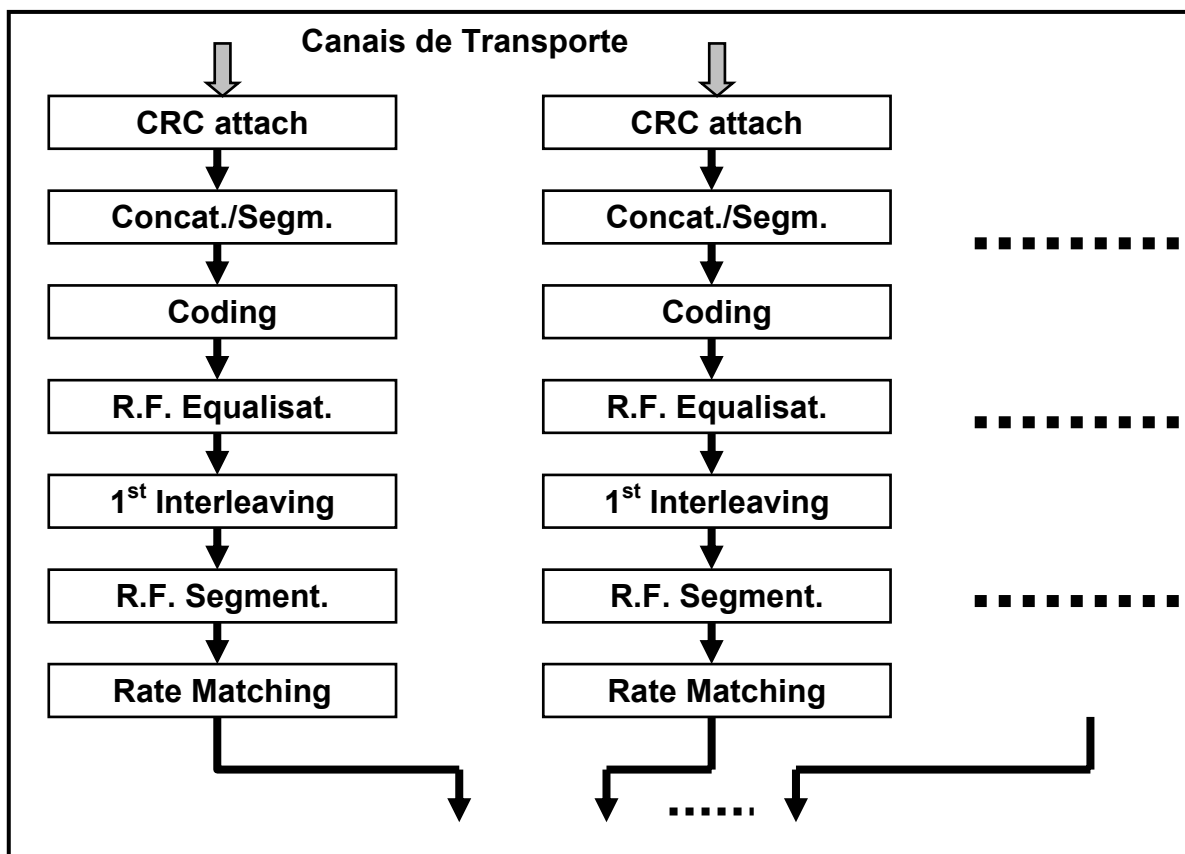


Figura 11a - Multiplexação *Uplink*.

Previamente à multiplexação propriamente dita, os diversos canais de transporte que conduzem a informação do usuário e a sinalização recebem um tratamento unificado, conforme as etapas vistas a seguir:

- *CRC Attach*: Consiste na inserção de bits ao bloco original com a finalidade de detecção de erro. Pode-se ter seqüências de 24, 16, 12, 8 ou 0 bits, conforme a confiabilidade desejada. Os níveis superiores sinalizam o comprimento do CRC para cada canal de transporte (TrCH – *Transport Channel*);

- *Transport Block Concatenation and Code Block Segmentation*: O comprimento dos blocos a serem utilizados irá depender do tipo de codificador empregado. Assim, para o codificador convolucional o comprimento máximo do bloco deverá ser de 504 bits, enquanto que para o codificador turbo este valor deve ser de 5114 bits. Todos os blocos devem ser concatenados de forma serial, sendo que, no caso de haver excesso de bits relativamente aos valores anteriores, deverá haver a segmentação do bloco em questão;
- *Channel Coding*: São utilizados o codificador convolucional de 1/2 (CC2), o codificador convolucional de 1/3 (CC3) e o codificador turbo de 1/3 (TC3). Para utilização de codificador convolucional, deve ser acrescentada uma sequência de 8 bits ao bloco (denominada *tail*), enquanto que para o codificador turbo acrescenta-se 4 bits. Este procedimento é para a inicialização do codificador respectivo;
- *Radio Frame Size Equalization*: São adicionados bits na sequência de entrada para se garantir na saída quadros rádio de mesmo número de bits, por TTI (*Time Transport Interval*);
- *1st Interleaving*: Tem por efeito resguardar a sequência de entrada contra rajadas de erros que possam ocorrer. É feito um embaralhamento dos bits do bloco;
- *Radio Frame Segmentation*: Faz a segmentação do bloco em quadros de mesmo comprimento, a cada 10ms;
- *Rate Matching*: Utiliza o mecanismo de repetição ou supressão (*puncturing*) de bits da sequência na entrada do mesmo, segundo uma intercalação pré-determinada. Possui duas finalidades básicas:
 - Ajustar o número de bits de cada canal de transporte de modo que, após a multiplexação, se tenha o completamento do(s) canal(ais) físico(s).
 - Propiciar a realização de diferentes QoS para os canais de transporte que irão compor o CCTrCH (*Common Composite Transport Channel*).

É importante ressaltar que o número de bits em cada canal de transporte pode variar, por TTI.

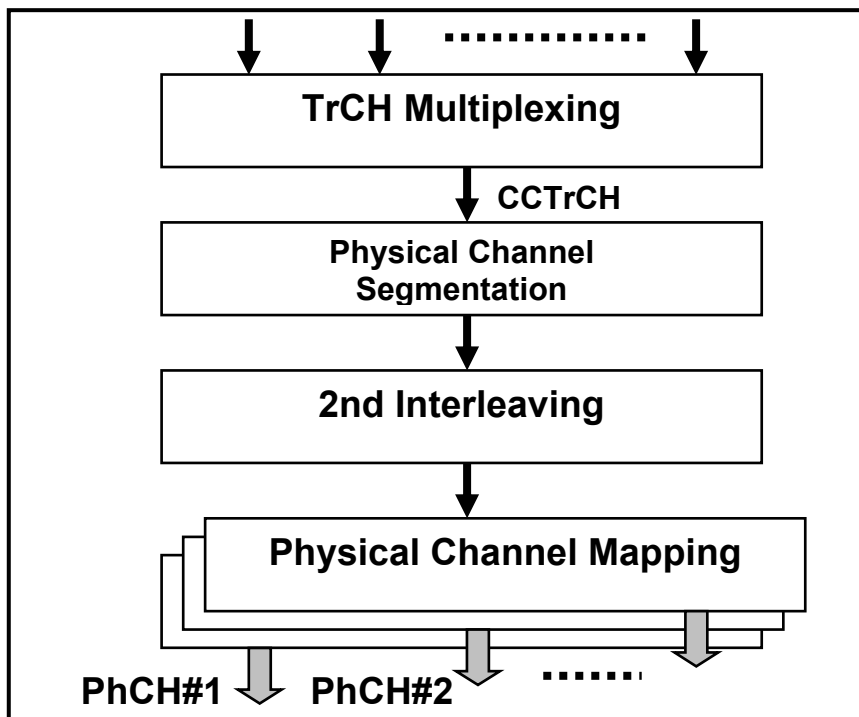


Figura 11b - Multiplexação *Uplink* (Cont.).

Continuando o processo de Multiplexação *Uplink*, de acordo com a Figura 11b tem-se:

- *TrCH Multiplexing*: A cada 10ms um quadro de cada canal de transporte é enviado para o multiplexador. Assim será formado o CCTrCH ;
- *Physical Channel Segmentation*: Quando é utilizado mais de um canal físico, este componente encarrega-se de fazer a distribuição uniforme de bits entre os mesmos;
- *2nd Interleaving*: Executa o entrelaçamento de bits a nível de CCTrCH;
- *Physical Channel Mapping*: Faz o mapeamento dos bits nos canais físicos. Estes devem estar sempre "cheios" como resultado da operação do *Rate Matching*;

4.3

Esquemas de Multiplexação do Sinal – Multiplexação *Downlink*

As Figuras 12a e b ilustram o processo de multiplexação *downlink*:

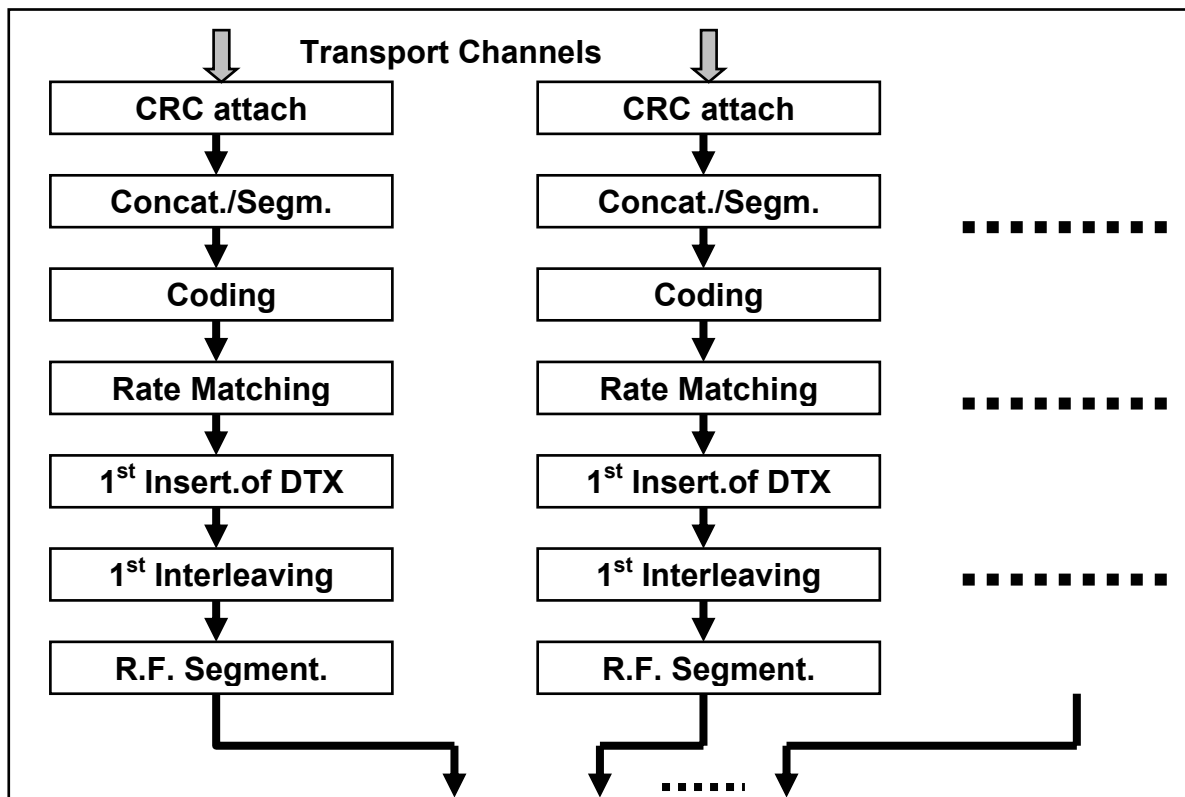


Figura 12a - Multiplexação *Downlink*.

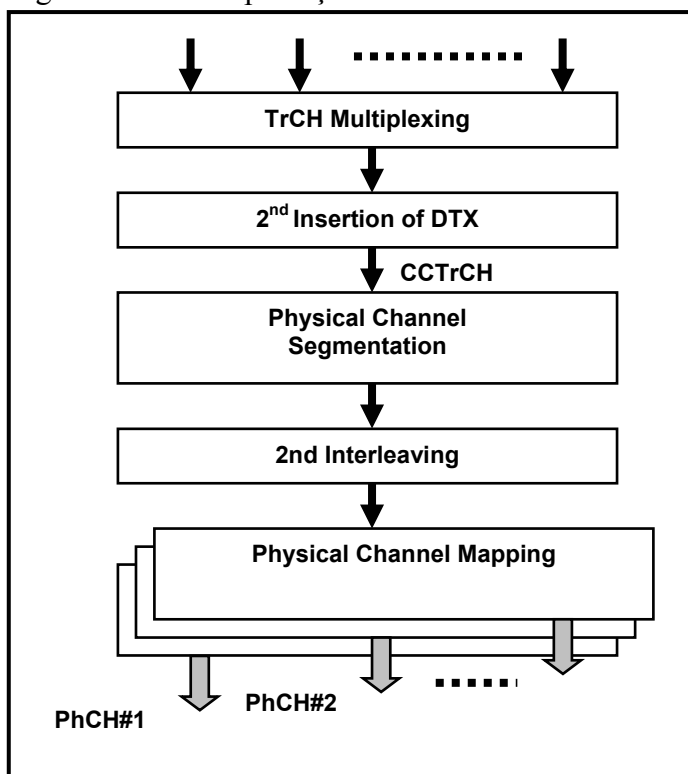


Figura 12b - Multiplexação *Downlink* (cont.).

Deve ser observado que, ao contrário da multiplexação *uplink*, onde não se permite a interrupção do sinal que está sendo transmitido pelo UE, pois isto poderia causar problemas de interferências, no caso *dowlink* poderá haver interrupção do sinal que está sendo transmitido pela Estação Base. Então, neste caso, sempre que há a interrupção momentânea da informação, são adicionados bits para indicar este procedimento ao transmissor (denominado DTX). Convém observar que os bits que caracterizam o DTX não são necessariamente transmitidos. Como pode ser visto na figura, a menos do DTX, os processos de multiplexação *uplink* e *dowlink* são bastante semelhantes.

O bloco denominado *1st Insertion of DTX Indication Bits* promove a inserção dos bits indicativos de término de transmissão da informação, conforme comentado anteriormente. Desta forma, pode-se ter canais físicos sendo transportados parcialmente "vazios". Neste caso considera-se que os canais de transporte tem uma posição física bem definida no quadro rádio. Opcionalmente pode-se desconsiderar este bloco e utilizar-se aquele denominado *2nd Insertion of DTX Indication Bits*. Nesta situação, os bits DTX serão incluídos no final dos bits de informação do quadro rádio.

4.4

Rate Matching ^[23,24,25]

Conforme comentado no capítulo anterior, o *Rate Matching* tem por finalidade repetir ou suprimir (*puncture*) bits provenientes do decodificador, segundo posições bem definidas no quadro. Este procedimento tem duas finalidades básicas:

- Adequar a taxa do sinal multiplexado (CCTrCH) à taxa do canal físico;
- Ajustar os valores de QoS dos diversos canais de transporte que irão compor o quadro multiplexado, de forma a se permitir a transmissão do mesmo com um mínimo de energia (minimização do Eb/No requerido);

Como o receptor estará ciente deste processo de alocação/retirada de bits, ele irá decodificar o sinal sem necessitar de qualquer informação adicional do transmissor. A idéia é fazer com que o receptor se aproveite desta condição de repetição de bits para melhorar a taxa de erro do sinal recebido.

A seguir, o processo do Rate Matching, ilustrado na Figura 13, será analisado com detalhe.

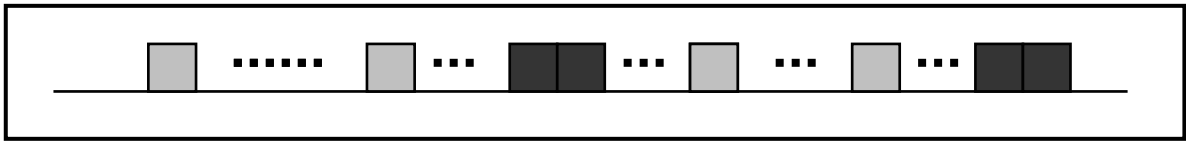


Figura 13 - Duplicação de Bits no *Rate Matching*.

4.4.1

Conceitos Gerais

Supondo que a transmissão do sinal irá ocorrer em um meio sujeito à ocorrência de ruído gaussiano, com modulação binária do tipo BPSK, sem código corretor de erro, a probabilidade de erro para uma sequência de bits equiprováveis, é dada por^[26]

$$P_s(\varepsilon) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left(\sqrt{\frac{E_b}{N_0}} \right) \quad (4.6)$$

em que E_b é a energia média por bit, N_0 é o dobro da densidade espectral de potência do ruído e erfc é a função erro complementar.

A duplicação de um bit no *Rate Matching* corresponde, no processo de transmissão, à duplicação do tempo do pulso associado àquele bit e, conseqüentemente, à duplicação da energia média por bit. Assim, se todos os bits forem duplicados, a nova probabilidade de erro sem codificação de canal é

$$P_d(\varepsilon) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left(\sqrt{\frac{2E_b}{N_0}} \right) \quad (4.7)$$

Se a sequência contiver um total de N bits, sendo que ΔN destes bits são duplicados, tem-se

$$P(\varepsilon) = \frac{\Delta N}{N} P_d + \left(1 - \frac{\Delta N}{N} \right) P_s \quad (4.8)$$

A Figura 14 mostra o gráfico correspondente à situação anterior, com as curvas traçadas para diferentes valores de $\Delta N/N$. Pode-se verificar que o aumento de bits duplicados na sequência conduz a valores mais baixos da relação E_b/N_0 , mantida a probabilidade de erro.

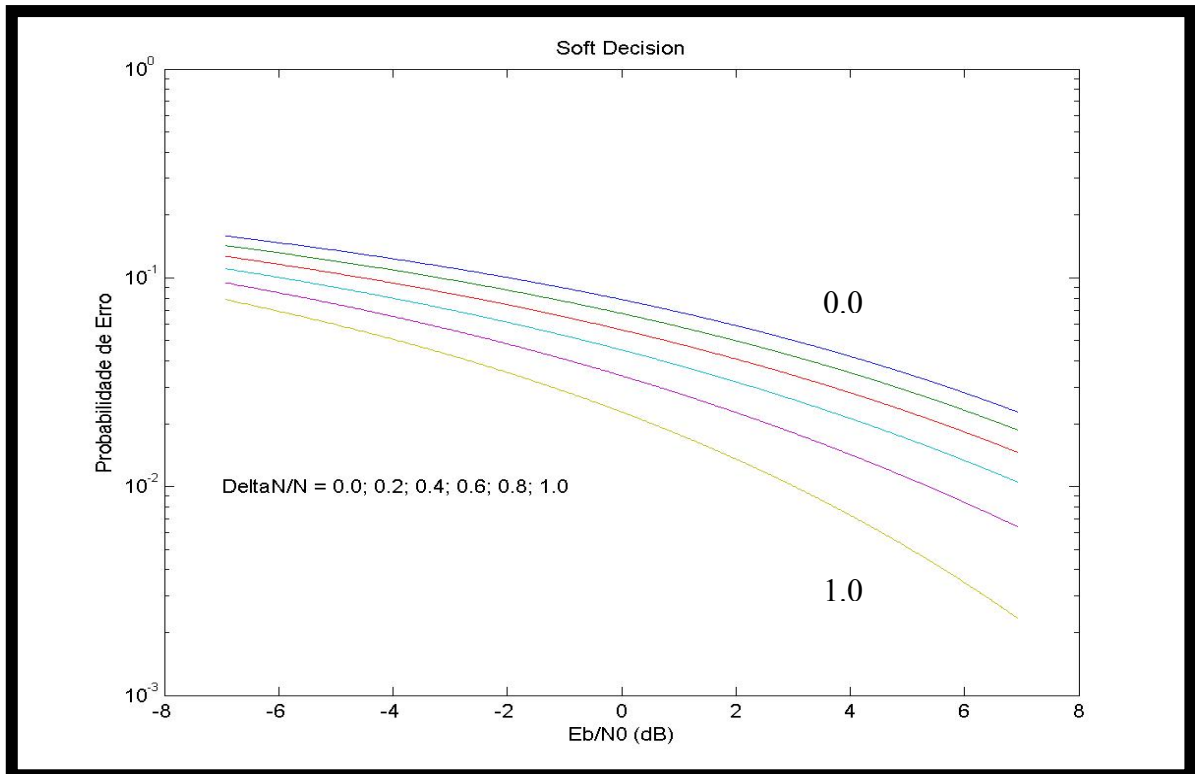


Figura 14 - Variação da Probabilidade de Erro com E_b/N_0 .

4.4.2

Desempenho da Transmissão com Código Corretor de Erro e *Rate Matching*

Quando se considera conjuntamente a codificação de canal e o *Rate Matching*, torna-se difícil obter expressões analíticas para o cálculo do desempenho da transmissão. No entanto, pode-se obter uma avaliação com técnicas de simulação. Com este objetivo foram desenvolvidos simuladores baseados no Matlab (Simulink). O Apêndice 3 apresenta a descrição detalhada do processo de simulação.

A Figura 15 ilustra uma forma simples de se levar em conta a repetição de bits proporcionada pelo *Rate Matching*, a qual norteou a construção dos diversos simuladores. Na verdade, fazendo passar os ΔN bits em um canal que apresenta

um nível de ruído inferior em 3dB ao nível de ruído do canal verdadeiro, obtém-se o efeito desejado da duplicação de bits, para fins de cálculo da probabilidade de erro. O caso de supressão de bits é desenvolvido seguindo a mesma técnica.

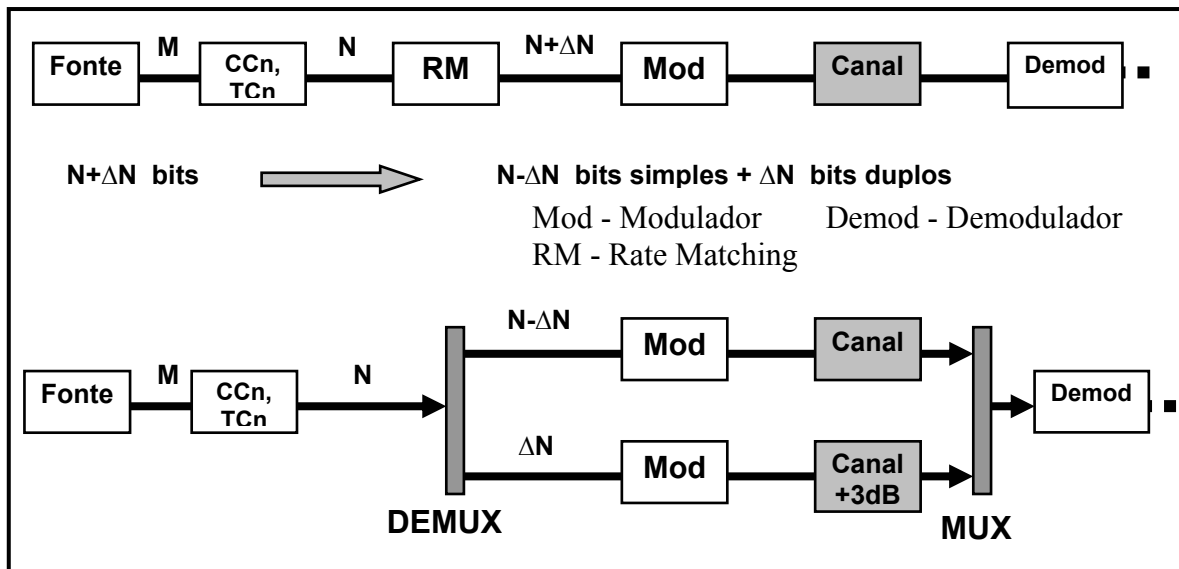


Figura 15 - Equivalência para o *Rate Matching* (repetição de bits).

A título de ilustração, considere a transmissão *uplink* de informação multimídia a partir de M canais a serem multiplexados, um para cada tipo de mídia, e cada qual com o seu respectivo objetivo em termos de QoS, expresso como um determinado valor de BER (*Bit Error Rate*) requerido. Então, para a obtenção dos diferentes valores de BER, cada canal deve ser transmitido com um valor próprio de E_b/N_0 . Caso o canal físico possa acomodar mais bits do que o total dos M canais, é possível distribuir estes bits (espaços) extras dentre os diversos canais, duplicando um ou mais bits em cada um. Conseqüentemente, torna-se possível designar um número de bits repetidos para cada canal, proporcionando assim uma forma de alterar o E_b/N_0 requerido. Esse é um dos objetivos do *Rate Matching*. O número de bits a ser repetido (ou suprimido) é definido a partir dos níveis superiores do protocolo.

Dessa forma, por simulação, foram geradas tabelas de valores de Probabilidade de Erro versus E_b/N_0 , para várias configurações dos seguintes parâmetros:

- Classe do Codificador: **CC2**, **CC3** ou **TC3**;
- Número de bits da sequência codificada: **N**;

- Número de bits a serem repetidos (ou suprimidos): $+\Delta N$ (ou $-\Delta N$);

Visando o estabelecimento de um procedimento analítico para a otimização do *Rate Matching* a ser apresentado na próxima seção, foram determinados, também com o Matlab, os coeficientes de ajuste das tabelas de probabilidade de erro a uma função polinomial da forma seguinte (Ver Apêndice 4)

$$\log P(N, \Delta N, Eb / No) = \sum_{i=0}^{N_1} \sum_{j=0}^{N_2} \sum_{k=0}^{N_3} c_{i,j,k} (Eb / No)^i (\Delta N)^j N^k \quad (4.9)$$

Os valores de N_1 , N_2 e N_3 na equação foram escolhidos em diversas tentativas, sempre buscando a melhor concordância entre os pontos definidos pelos valores obtidos por simulação e a definição das curvas.

Os pontos das tabelas e as curvas ajustadas estão mostradas nas Figuras 16, 17 e 18. Os valores de N_1 , N_2 e N_3 estão entre parênteses no alto das figuras e ao lado dos outros parâmetros.

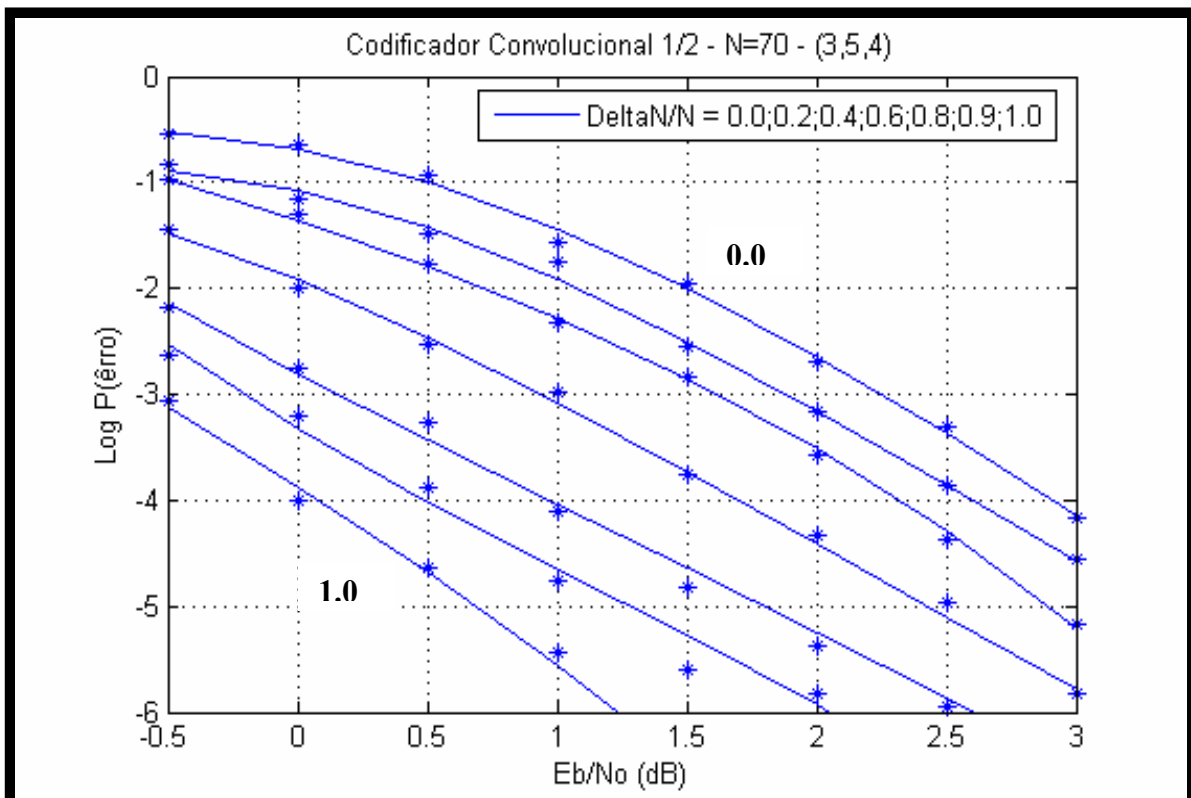


Figura 16 - Exemplo de Aplicação (CC2).

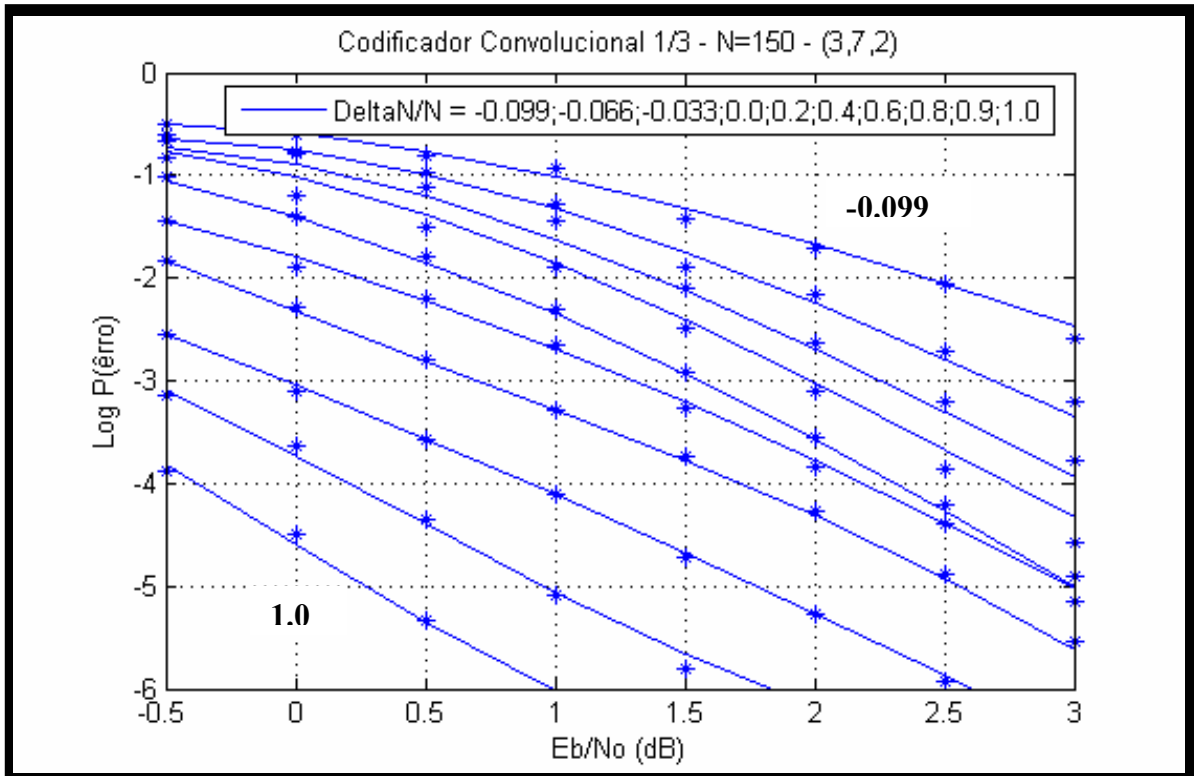


Figura 17 - Exemplo de Aplicação (CC3).

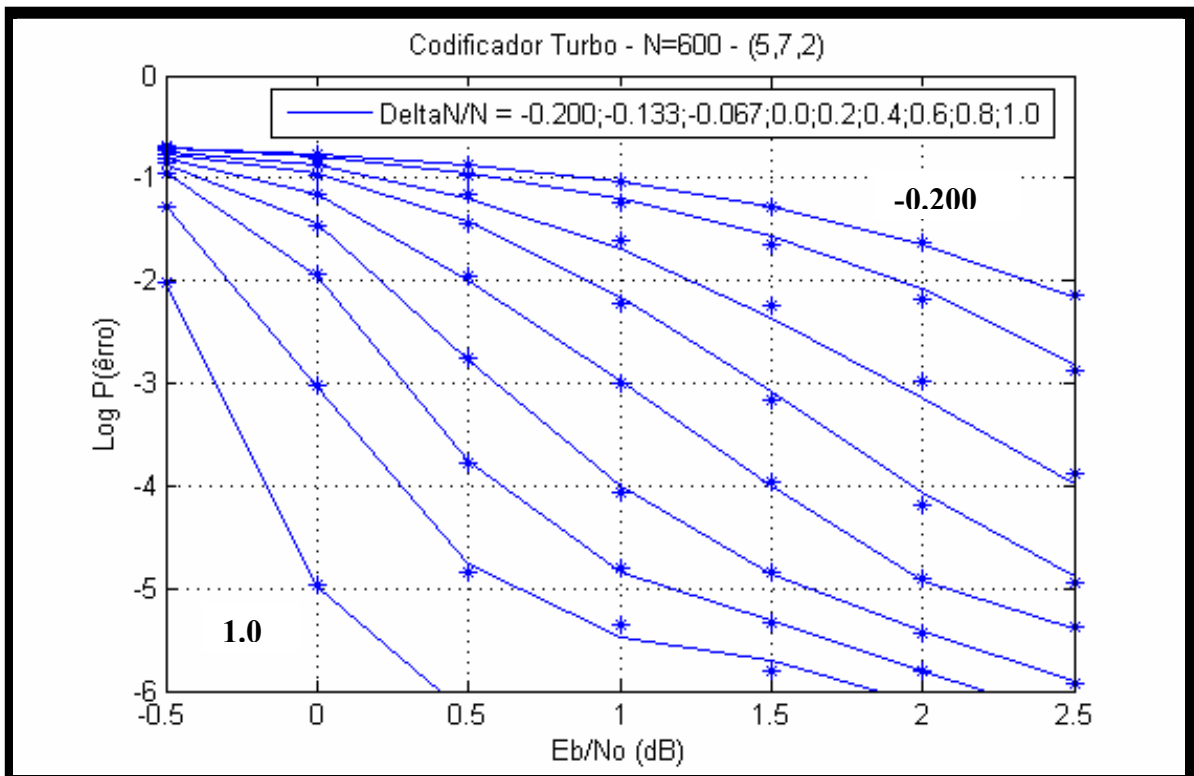


Figura 18 - Exemplo de Aplicação (TC3).

A partir das considerações apresentadas nesta seção, surge a seguinte questão: como devem ser repetidos (ou suprimidos) bits nos canais de transporte de forma a se conseguir atingir os valores de QoS requeridos com um mínimo de

dispêndio de energia? Certamente, aqueles canais mais exigentes em termos de QoS deverão ser mais bem aquinhoados em termos da quantidade de bits a serem repetidos. A próxima seção descreve um processo de otimização que conduz à melhor alternativa de alocação de bits (repetidos ou suprimidos) em canais a serem multiplexados, para transporte de informação multimídia em um canal físico.

4.4.3

Procedimento de Otimização para o *Rate Matching*^[30,31]

Considere a situação em que se tem M canais de transporte. Deseja-se transmitir N_i bits por quadro rádio no canal i em que a soma $N_T = \sum N_i$ é menor do que N , que representa o número total de bits capazes de serem transmitidos. Então, $\Delta N = N - N_T$ bits podem ser selecionados para repetição, reduzindo assim a potência necessária sem sacrificar o QoS. Seja ΔN_i o número de bits repetidos no canal i . Cada canal é também caracterizado por sua probabilidade de erro de bit P_i , uma função de N_i , ΔN_i e $(E_b / N_0)_i$. Define-se α_i como o valor máximo da probabilidade de erro requerida para o canal i .

Aqui assume-se que P_i é uma função monotônica decrescente em ambos os argumentos. Com o intuito de se simplificar a notação, define-se $x_i = \Delta N_i$ e $y_i = (E_b / N_0)_i$. Estas quantidades devem obedecer às seguintes restrições:

1. $x_i \geq 0$ e $y_i \geq 0$ para todo $i \in \overline{1, M}$
2. $x_1 + x_2 + \dots + x_M = \Delta N$
3. $P_i(x_i, y_i) \leq \alpha_i$ para todo $i \in \overline{1, M}$

Seja o conjunto Ω constituído por todos os vetores da forma $(x_1, x_2, \dots, x_M, y_1, y_2, \dots, y_M)$ que obedecem às restrições anteriores. Se esse conjunto não é um *singleton*, pode-se conjecturar sobre qual elemento de Ω é o "melhor".

Dentre todas as possibilidades para a definição de um critério, a que parece ser a mais apropriada para o problema em questão é a minimização do valor

máximo de E_b / N_0 que atende aos requisitos necessários. Então, o problema pode ser formulado como um problema de otimização, no qual se procura minimizar uma variável w sujeita a:

1. $y_i \leq w$ para todo $i \in \overline{1, M}$
2. $(\underline{x}, \underline{y}) \in \Omega$

Utilizando termos da teoria de otimização, tem-se um problema de dimensão $(2.M + 1)$ com funções lineares, porém com restrições lineares e não-lineares.

Mostra-se que esse problema pode ser resolvido por um algoritmo alternativo que não requer a utilização de ferramentas convencionais de otimização. Tal algoritmo requer apenas cálculos computacionais de menor teor.

Para se atingir esse objetivo, inicialmente o problema de otimização deve ser reescrito de uma forma mais conveniente. Definindo uma nova variável de decisão $\underline{x} = (x_1, x_2, \dots, x_M, y_1, y_2, \dots, y_M, w)$, o problema pode ser escrito como

$$\min_{\underline{x}} z = f(\underline{x}) = w \quad (4.10)$$

sujeito a

$$h(\underline{x}) = \sum_{i=1}^M x_i - \Delta N = 0 \quad (4.11)$$

e, para $1 \leq k \leq M$:

$$g_k(\underline{x}) = x_k \geq 0 \quad (4.12)$$

$$g_{k+M}(\underline{x}) = w - y_k \geq 0 \quad (4.13)$$

$$g_{k+2.M}(\underline{x}) = \alpha_k - P_k(x_k, y_k) \geq 0 \quad (4.14)$$

Seja \underline{x}^* um ponto regular de Ω . Pelo teorema de Karush-Kuhn-Tucker^[29], se \underline{x}^* é um mínimo local então deve existir um escalar $\nu \in \mathbb{R}$ e vetores não negativos $\underline{\mu}, \underline{\lambda}, \underline{\eta} \in \mathbb{R}^M$ tais que:

$$\begin{cases} \nabla f(\underline{x}^*) - \nu \nabla h(\underline{x}^*) - \underline{\sigma}^T \cdot \nabla \underline{g}(\underline{x}^*) = 0 \\ \nu h(\underline{x}^*) = 0 \\ \underline{\sigma}^T \cdot \underline{g}(\underline{x}^*) = 0 \end{cases} \quad (4.15)$$

em que $\underline{\sigma}^T = [\underline{\mu}^T, \underline{\lambda}^T, \underline{\eta}^T]$.

Este teorema, quando aplicado ao problema de otimização mostra que, além do fato de $\sum_{i=1}^M \lambda_i = 1$, as equações seguintes valem para cada valor de k no intervalo $1, 2, \dots, M$:

$$\begin{cases} -\mu_k + \eta_k \cdot P_{kx}(x_k^*, y_k^*) - \nu = 0 \\ \lambda_k + \eta_k \cdot P_{ky}(x_k^*, y_k^*) = 0 \\ \mu_k \cdot x_k^* = 0 \\ \lambda_k \cdot (w^* - y_k^*) = 0 \\ \eta_k \cdot [\alpha_k - P(x_k^*, y_k^*)] = 0 \\ \lambda_k, \eta_k \geq 0 \end{cases} \quad (4.16)$$

em que P_{kx} e P_{ky} representam as derivadas da função P_k em relação a x e y , respectivamente.

Uma vez que a função P é monotônica decrescente nos dois argumentos, as derivadas anteriores são do tipo não-positivas. Então $\lambda_k > 0 \Rightarrow \eta_k > 0$.

Seja Ω_λ o subconjunto de $\{1, 2, \dots, M\}$ no qual $i \in \Omega_\lambda \Rightarrow \lambda_i > 0$ (e, conseqüentemente, $\eta_i > 0$). Note-se que este conjunto é não-vazio, pois a soma de λ 's é igual a um. Então, se $j \in \Omega_\lambda$ então $y_j^* = w^*$ e $P_j(x_j^*, y_j^*) = \alpha_j$. Conseqüentemente $\nu + \mu_j < 0$ implicando que $\nu < 0$.

Agora, será analisado o caso daqueles j 's que não pertencem a Ω_λ . Nesse caso, $\eta_j = 0$, implicando que $\nu + \mu_j = 0$. Desde que $\nu < 0$, pode-se concluir que $\mu_j > 0$, o que leva a $x_j^* = 0$.

A importante conclusão é que, se $x_j^* > 0$ então $P_j(x_j^*, y_j^*) = \alpha_j$ e $y_j^* = w^*$.

Se $x_j^* = 0$ então $P_j(x_j^*, y_j^*) \leq \alpha_j$ e $y_j^* \leq w^*$.

A título de simplificação, observa-se que este problema de otimização pode ser reduzido a uma situação de busca unidimensional. Se for efetuada uma varredura do valor de w^* em um intervalo definido e resolvida a equação $P_j(x_j^*, w^*) = \alpha_j$, para a determinação de x_j^* deve-se apenas verificar se

$\sum_{j=1}^M x_j^* = \Delta N$. Pode-se utilizar o método de Bi-seção para fazer-se essa busca.

O procedimento a seguir permite obter a alocação ótima de bits:

1. Define-se o intervalo $[w_{MIN}, w_{MAX}]$ como a região de pesquisa para w ;
2. Seja $w = [w_{MIN} + w_{MAX}] / 2$;
3. Para todo $j \in \overline{1, M}$ encontra-se x_j^* que satisfaz $P_j(x_j^*, w) = \alpha_j$;
4. Seja $S = \sum_{i=1}^M x_i^*$;
5. Se $S < \Delta N$ então faz-se $w_{MAX} = w$;
6. Se $S > \Delta N$ então faz-se $w_{MIN} = w$;
7. Se $w_{MAX} - w_{MIN} > \text{tolerância}$, então vá para o passo 2;
8. É encontrada a solução ótima: $w^* = w$;

Neste ponto, torna-se interessante assinalar alguns aspectos envolvendo a região Ω e a solução ótima. A Figura 19 ilustra um exemplo hipotético envolvendo quatro canais de transporte. São vistas, no plano- xy , as isocurvas associadas a equação $P_k(x, y) = \alpha_k$. Note-se que o traçado destas curvas é compatível com o fato da função $P(x, y)$ ser monotônica decrescente em ambos os argumentos.

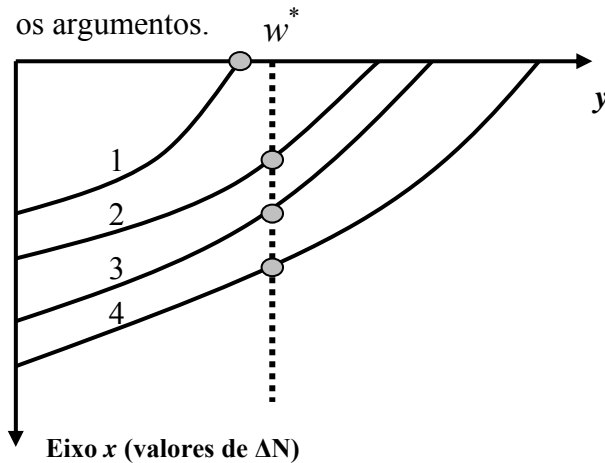


Figura 19 - Região de Interesse e Ponto Ótimo.

A partir dos resultados obtidos pode-se concluir que cada solução ótima (x_k^*, y_k^*) , deve sempre pertencer à isocurva correspondente. Para aquelas soluções em que $x_k^* > 0$, deve-se ter $y_k^* = w^*$, porém quando $x_k^* = 0$ a variável y_k irá assumir valores à direita da isocurva e à esquerda de w^* . O valor na isocurva corresponde à situação da energia mínima e, portanto, deve ser o ponto escolhido.

Neste exemplo, o valor ótimo w^* indica que os canais 2,3 e 4 têm valores $\Delta N \neq 0$. O canal 1 não requer bits extras, uma vez que a sua isocurva não intercepta a linha vertical de w^* .

Neste ponto é oportuno mencionar que a solução ótima pode não ser aquela obtida por programação, a partir de versões que envolvem arredondamentos ou variáveis truncadas. Entretanto, considerando que todas as simulações efetuadas revelaram que a função $P(x,y)$ não apresenta variações superiores a 2% para pontos inteiros e consecutivos, pode-se afirmar que ela tem características de uma função bem-comportada, podendo-se portanto garantir que os resultados obtidos não irão se desviar mais do que um pequeno percentual da solução ótima, o que garante a aplicação do método para os propósitos do presente trabalho.

Nos capítulos seguintes são descritas aplicações do processo de otimização^[30,31], relacionadas à transmissão de voz nos modos CS e IMS.

4.5

Transmissão de Informação nas Camadas Inferiores^[32]

A unidade básica de transporte de informação no UMTS denomina-se TB (*Transport Block*), sendo a quantidade *TB Size* igual ao número de bits de um TB. O TBS (*Transport Block Set*) constitui-se de um conjunto de TBs trocados entre a camada MAC e o nível Físico (retornar às Figuras 3 e 4), na mesma instância de tempo (TTI - *Transmission Time Interval*) e usando o mesmo canal de transporte. Da mesma forma, o parâmetro *TBS Size* indica o número de bits de um TBS. Todos os TBs de um TBS devem ter a mesma dimensão. Por sua vez, o TTI será sempre um múltiplo de 10ms (tempo de transmissão de um quadro rádio). A Figura 20 ilustra estes conceitos.

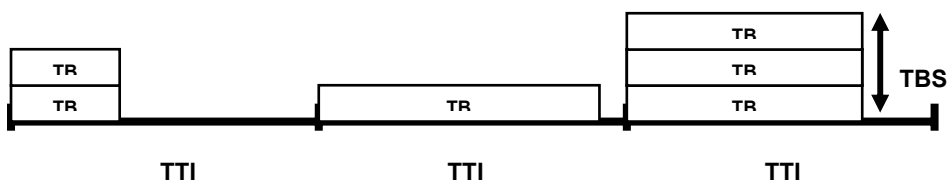


Figura 20 - Definições de Unidades de Transporte de Informação.

O formato definido para o transporte de um TBS em um TTI e no mesmo canal, denomina-se TF (*Transport Format*). O TF é constituído por duas partes:

- Uma parte dinâmica, constituída pelos valores do TB *Size* e TBS *Size*;
- Uma parte dita semi-estática, constituída pelos seguintes parâmetros: valor adotado para o TTI, esquema de proteção utilizado (CC2, CC3 ou TC3), RMA (*Rate Matching Attribute*) e comprimento do CRC;

Em uma determinada transmissão, existe um *Transport Format Set* (TFS) contendo o conjunto de TFs possíveis associados a um determinado canal, e definidos para cada TTI. Com este procedimento, permite-se uma variação de taxa, em nível de TTI, para o canal em questão. Cada TF de um TFS é identificado por uma etiquêta, denominada TFI (*Transport Format Indicator*). Este TFI é sempre transmitido (por um canal específico de controle) juntamente com a informação propriamente dita, de forma a permitir que o lado receptor consiga identificar corretamente a composição da mensagem.

No caso de uma transmissão multimídia, que envolve mais de um canal, o tratamento para o canal físico multiplexado (CCTrCH) é semelhante ao aqui descrito. Para esse caso, é definido o parâmetro TFC (*Transport Format Combination*) que contém os TFs dos diversos canais durante o TTI. O conjunto de todos os TFCs possíveis para a conexão denomina-se TFCS (*Transport Format Combination Set*). Na transmissão do CCTrCH o canal de controle associado leva a informação do TFCI (*Transport Format Combination Indicator*), que consiste de uma etiquêta indicativa do TFC que está sendo utilizado naquele momento (TTI). Assim, o receptor poderá decodificar adequadamente a informação recebida pelo CCTrCH.

Para as considerações deste trabalho, o parâmetro TTI é sempre igual a 20ms, que é a duração de um quadro de voz (ver Apêndice 2). Também, no caso da transmissão de voz pelo CS, sempre se tem a transmissão de canais de transporte multiplexados, compostos pelos bits das Classes A, B, e C, sendo que cada classe é alocada a um canal específico.

O próximo capítulo trata da aplicação dos processos de otimização aqui desenvolvidos para a transmissão de sinais de voz nos modos CS e IMS.