

# Códigos para Proteção Desigual de Erros em Redes ATM Sem Fio

Marcelo Eduardo Pellenz e Luíz Augusto de Paula Lima Jr.  
Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada – PUCPR  
{marcelo, laplima}@ppgia.pucpr.br

## RESUMO

Neste artigo abordamos o aspecto da codificação de canal com proteção desigual de erros para redes ATM sem fio. Apresentamos novos códigos de bloco de diferentes taxas, para aplicação na proteção desigual de células ATM. Os códigos são obtidos a partir do punctionamento de um único código convolucional, utilizando terminação *tailbiting*. Os padrões de punctionamento utilizados, são gerados através de busca computacional, usando o critério de distância mínima de Hamming. O desempenho dos códigos, em termos da taxa de perda de células, é determinado para o canal AWGN e para o canal com desvanecimento Rayleigh.

## 1. INTRODUÇÃO

Existe atualmente um grande interesse no estudo e desenvolvimento de sistemas de comunicação digital sem fio, devido a fácil mobilidade dos usuários. Isso se aplica em especial às redes ATM (do inglês: Asynchronous Transfer Mode) sem fio, cuja estrutura é mostrada na Figura 1. O desempenho destes sistemas é limitado pelas restrições de largura de faixa e características de ruído e interferência do canal de rádio. As redes ATM sem fio são mais suscetíveis a erros que as redes ATM a cabo. Por esta razão é necessária a utilização de técnicas eficientes de codificação de canal para detecção e correção de erros.

Em ambientes de radiodifusão digital a transição entre transmissão confiável e não confiável é muito abrupta, criando o chamado *efeito limiar*. Quando a informação a ser transmitida possui diferentes níveis de sensibilidade aos erros do canal, como por exemplo na transmissão digital de dados, voz, áudio ou vídeo, a melhor estratégia para se explorar a redundância do canal é o uso de técnicas de codificação com proteção desigual de erros. Este princípio se aplica à estrutura das células em redes ATM sem fio, onde as informações de cabeçalho (do inglês: Header) e de carga útil (do inglês: Payload) são enviadas com diferentes níveis de proteção. As informações de controle contidas no cabeçalho da célula devem ser mais protegidas, de maneira a evitar erros devido ao direcionamento incorreto de células.

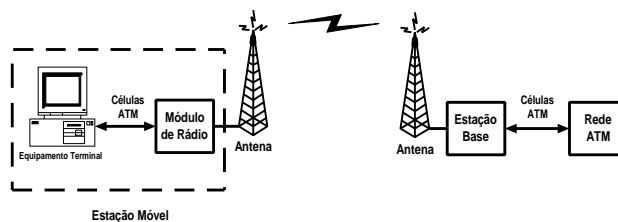


Figura 1 – Rede ATM Sem Fio

## 2. PROTEÇÃO DESIGUAL DE ERROS EM REDES ATM SEM FIO

Recentemente foi proposto em [1] um esquema de codificação de canal para redes ATM sem fio, utilizando duas classes de proteção desigual de erros (UEP: Unequal Error Protection). A primeira classe (mais protegida) é a informação de cabeçalho da célula ATM e a segunda classe (menos protegida), é a carga útil da célula. A utilização de diferentes códigos punctionados na codificação da informação do *payload* permite o controle do grau de qualidade de serviço da rede ATM sem fio [2].

A estrutura da célula ATM para transmissão sem fio é mostrada na Figura 2. Por razões de complexidade de implementação, é utilizado no codificador (decodificador) um único código convolucional. A proteção desigual de cada classe de informação é obtida punctionando-se o código convolucional para diferentes taxas. Os 32 bits de cabeçalho (4 bytes) são codificados com um código  $C_1$  de taxa  $R_1$ , e os 192 bits de carga útil (24 bytes) são codificados com o código  $C_2$  de taxa  $R_2$ , onde  $R_1 < R_2$ . Os códigos de bloco  $C_1$  e  $C_2$  são obtidos a partir de um único código convolucional de taxa 1/3 com 64 estados (constraint length = 7), utilizando terminação *zerotail* [3]. A estrutura de codificação e decodificação é mostrada na Figura 3.

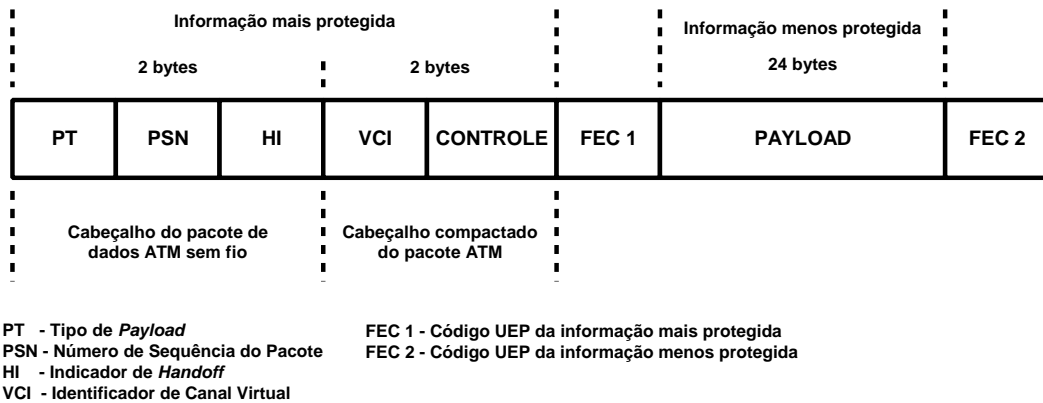


Figura 2 – Estrutura da célula ATM sem fio

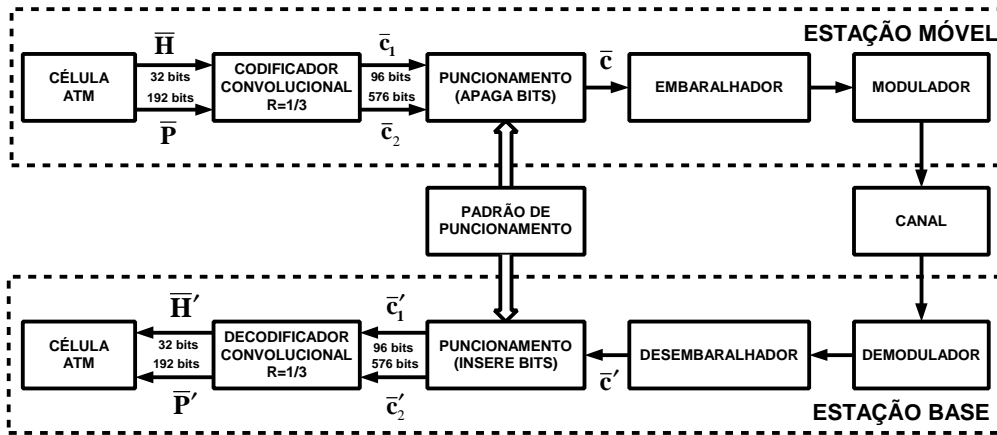


Figura 3 – Estrutura do codificador/decodificador

Na célula ATM os 4 bytes de informação de cabeçalho,  $\bar{H}$ , são codificados gerando a palavra código  $\bar{c}_1 = (\bar{c}_{1,1}, \bar{c}_{1,2}, \dots, \bar{c}_{1,4})$  de 96 bits, onde  $\bar{c}_{1,i} = (c_{i,1}, c_{i,2}, \dots, c_{i,24})$ .

Os 24 bytes de dados,  $\bar{P}$ , são codificados gerando a palavra código  $\bar{c}_2 = (\bar{c}_{2,1}, \bar{c}_{2,2}, \dots, \bar{c}_{2,24})$  de 576 bits, onde  $\bar{c}_{2,j} = (c_{j,1}, c_{j,2}, \dots, c_{j,24})$ . As palavras códigos  $\bar{c}_1$  e  $\bar{c}_2$  são puncionadas para as respectivas taxas  $R_1$  e  $R_2$ , gerando a palavra código transmitida  $\bar{c}$ .

Como o codificador utiliza terminação *zerotail*, 6 bits adicionais são necessários na entrada do codificador para forçar o retorno ao estado zero da treliça do código.

### 3. ESQUEMA DE CODIFICAÇÃO PROPOSTO

No esquema proposto em [1] os códigos de bloco são gerados a partir do código convolucional, utilizando terminação *zerotail*. No receptor, primeiro é decodificada a informação referente ao cabeçalho da célula. Isso implica no truncamento da treliça do código, o que degrada significativamente o desempenho do código em termos da distância mínima de Hamming. Uma vez decodificado com sucesso o cabeçalho, é identificado o grau de qualidade de serviço que será utilizado para determinar a taxa do código (nível de proteção desigual) usado na decodificação da carga útil. Outro detalhe importante é que o uso de terminação *zerotail*, pode implicar no agrupamento de duas ou mais células para se fazer a terminação da treliça, devido à taxas não inteiras do código puncionado utilizado.

A nossa proposta consiste em se utilizar códigos de bloco independentes para a codificação do cabeçalho e da carga útil. Estamos propondo o uso de códigos de bloco gerados a partir do puncionamento de um único código convolucional, utilizando terminação *talbiting* [4] ao invés de terminação *zerotail*, evitando a perda de taxa causada pelos bits de terminação da treliça.

Os novos códigos de blocos construídos foram gerados a partir um código convolucional  $(n, k, m) = (3, 1, 4)$  com  $d_{free} = 12$ . As seqüências geradoras deste código [5] são

$$\mathbf{g}^{(0)} = 52 \quad \mathbf{g}^{(1)} = 66 \quad \mathbf{g}^{(2)} = 76$$

Na Tabela 1 são apresentados os códigos de bloco construídos, com a respectiva taxa, padrão de puncionamento, distância mínima de Hamming,  $d_{min}$ , e o número de palavras códigos com  $d_{min}$ . Os limitantes teóricos de desempenho destes códigos, em termos da taxa de perda de célula (do inglês: Cell Loss Rate – CLR), foram calculados para o canal AWGN e para o canal com desvanecimento Rayleigh. O limitante de probabilidade de erro de bloco no canal AWGN [6] para uma modulação BPSK é dado por

$$CLR_{AWGN} \leq \frac{1}{2} \cdot \sum_{w=d_{min}}^n A(w) \cdot \operatorname{erfc} \left( \sqrt{w R \frac{E_b}{N_0}} \right)$$

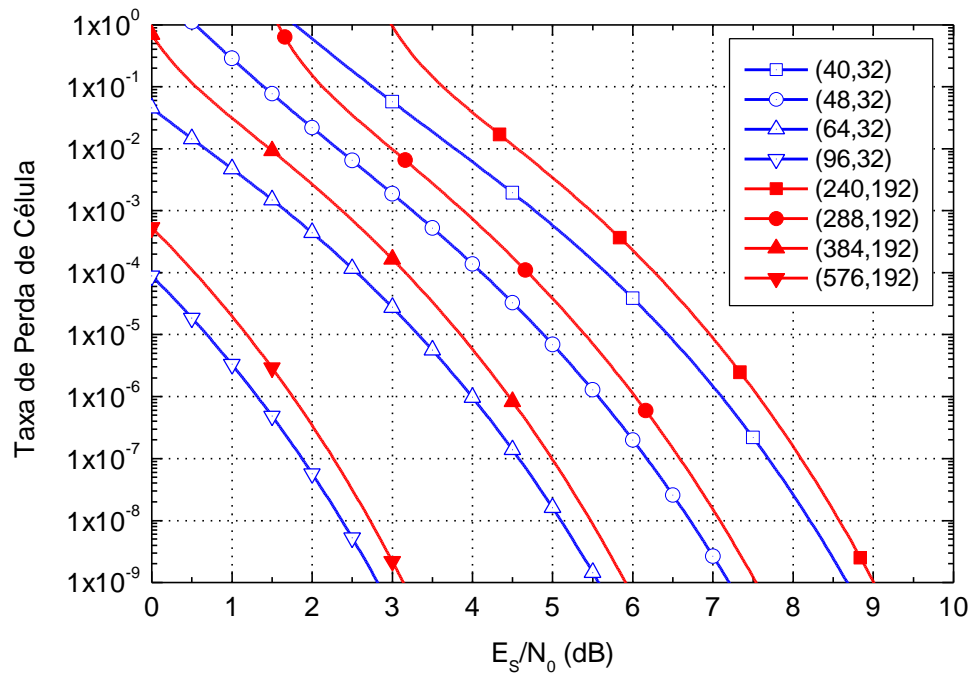
onde  $R$  é a taxa do código,  $A(w)$  é o número de palavras código de peso  $w$  e  $E_b$  é a energia média de bit. Considerando embaralhamento ideal e completa informação de estado de canal, o limitante para o canal com desvanecimento Rayleigh [6] é dado por

$$CLR_{RAYLEIGH} \leq \frac{1}{2} \cdot \sum_{w=d_{min}}^n A(w) \cdot \left( \frac{1}{1 + R \cdot E_b / N_0} \right)^w$$

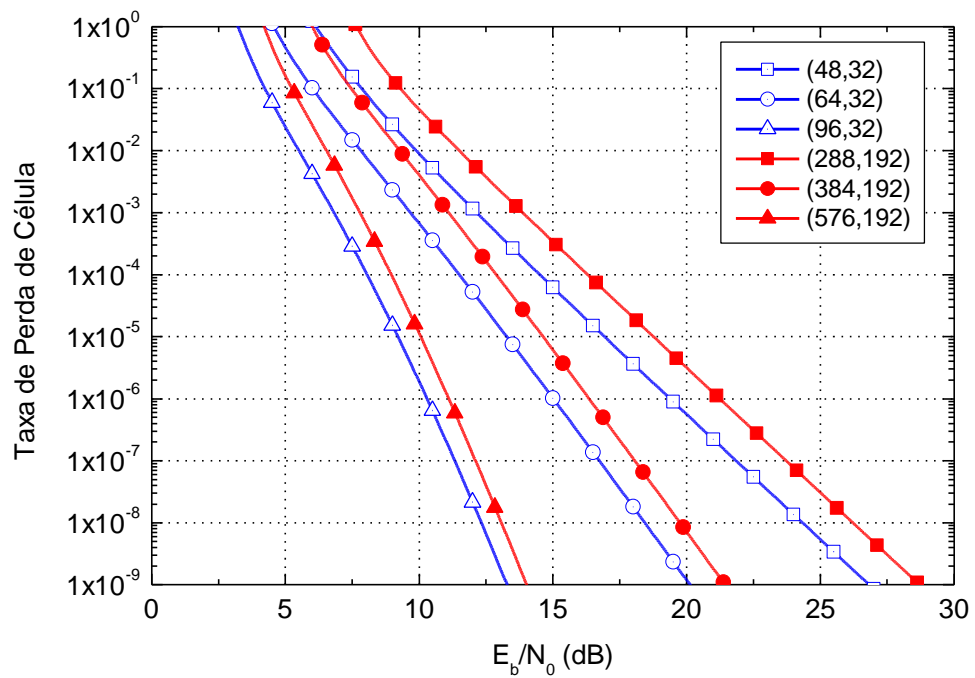
Para o cálculo destes limitantes foi determinada a distribuição de pesos completa de cada código de bloco. O desempenho dos códigos no canal AWGN é mostrado na Figura 4, onde  $E_s$  é a energia média de símbolo codificado. Na Figura 5 é mostrado o desempenho dos códigos no canal com desvanecimento Rayleigh.

Taxa do Código	Codificação na Célula ATM	Padrão de Puncionamento	$d_{min}$	No. de Palavras com $d_{min}$
$\frac{32}{96} = \frac{1}{3}$	Header	$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$	12	160
$\frac{192}{576} = \frac{1}{3}$	Payload		12	960
$\frac{32}{64} = \frac{1}{2}$	Header	$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix}$	6	40
$\frac{192}{384} = \frac{1}{2}$	Payload		6	240
$\frac{32}{48} = \frac{2}{3}$	Header	$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix}$	4	21
$\frac{192}{288} = \frac{2}{3}$	Payload		4	120
$\frac{32}{40} = \frac{4}{5}$	Header	$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$	3	68
$\frac{192}{240} = \frac{4}{5}$	Payload		3	408

**Tabela 1** – Códigos de Bloco Construídos



**Figura 4** – Limitantes para a taxa de perda de célula no canal AWGN



**Figura 5** – Limitantes para a taxa de perda de célula no canal Rayleigh

#### 4. CONSIDERAÇÕES FINAIS

Neste artigo apresentamos novos códigos de blocos otimizados em termos da distância mínima de Hamming, através da busca de padrões de funcionamento ótimos, e sem perda de taxa devido ao uso de terminação *tailbiting*. Estes códigos são uma alternativa aos códigos usados no esquema com duas classes de proteção proposto [1]. É importante ressaltar que utilizamos um código convolucional de menor complexidade, apenas 16 estados ao invés do código de 64 estados usado em [1], obtendo desempenho equivalente em termos da taxa de perda de células.

Através dos padrões de funcionamento é possível construir códigos de bloco com diferentes taxas, permitindo o controle do grau de qualidade de serviço em redes ATM sem fio. A estratégia de se utilizar funcionamento permite o uso de apenas um único código convolucional, reduzindo significativamente a complexidade do codificador e do decodificador de canal, bem como o atraso de decodificação do sistema. Outras estratégias de proteção desigual de erros, como o uso de constelações de sinais não uniformes, podem ser aplicadas nestes sistemas.

#### 5. REFERÊNCIAS

- [1] Z. Sun, S. Kimura and Y. Ebihara, "Adaptive two-level unequal error protection convolutional code scheme for wireless ATM networks", *IEEE Infocom 2000*, Tel-Aviv, Israel.
- [2] M. Drimmel, K. Iversen and H. Schubert, "Scalable quality of service (QoS) by punctured codes for wireless ATM", *Proceedings ICT97*, pp. 1085–1089, Melbourne, Australia, April, 1997.
- [3] J. K. Wolf and A. J. Viterbi, "On the weight distribution of linear block codes formed from convolutional codes", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 44, no. 9, September, 1996.
- [4] H. H. Ma and J. K. Wolf, "On tail biting convolutional codes", *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-34, no. 2, February, 1986.
- [5] S. B. Wicker, "Error Control Systems for Digital Communication and Storage", Prentice Hall, 1995.
- [6] J. G. Proakis, "Digital Communications", 3rd. Ed., McGraw-Hill, 1995.