

## 길쌘부호의 부등오류제어 특성

### (Unequal Error Control Properties of Convolutional Codes)

李 壽 寅\*, 李 相 坤\*\*, 文 相 在\*\*

(Soo In Lee, Sang Gon Lee, and Sang Jae Moon)

#### 要 約

부호율  $r=b/n$ 인 2진길쌘부호의 부등 비트오류 제어특성을 해석한다. Viterbi 복호되어 나온  $b$ 비트로 구성된 정보벡터에서 각 비트가 갖는 오류확률은 서로 다를 수 있다. 따라서 각 비트의 오류제어 성능은 그의 다른 비트의 오류제어 성능과 다를 수 있다. 이러한 부등비트 오류특성은 DPCM 시스템의 표본 데이터를 전송할 때 전송상에서 신호대 잡음비의 개선을 위해 적용될 수 있다.

#### Abstract

The unequal bit-error control of rate  $r=b/n$  binary convolutional code is analyzed. The error protection afforded to each digit of the viterbi decoded  $b$ -tuple information word can be different from that afforded to other digit. The property of the unequal protection can be applied for improvement of SNR in transmitting sampled data of DPCM systems.

#### I. 서 론

Viterbi 복호법을 사용한 길쌘부호(convolutional code)의 구조적 성질 및 비트오율 특성이 잘 해석되어 있으며, 하드웨어 구현도 경제성이 있어 널리 이용되고 있다.<sup>1,2,3</sup> 일반적으로 전달함수를 사용하여 비트오율을 쉽게 구하고 평균비트오율이 최소가 되는 부호를 발굴하여 채택한다.

부호율  $r=b/n, b \geq 2, n > b$ 인 2진 길쌘부호의 Viterbi 복호법에 의한 각 비트오율은 부호기에 입력되는 정보비트의 위치에 따라 서로 다르다.<sup>4</sup> 이러한 성질을

길쌘부호의 부등비트오류 특성이라하며 통신하고자 하는 정보가 지나는 중요도가 다른 경우에 이용하여 채널 오류에 의한 영향을 효과적으로 줄일 수 있다. 예를 들어 DPCM 부호화에서는 각 비트가 지나는 중요도가 서로 다르므로 부등비트오율을 적용하여 신호대 잡음비를 개선시킬 수 있다.

Viterbi 복호법을 사용하는 경우 부호의 자유거리(free distance)  $d_f$ 는 오류제어성능과 직결되므로 일반적으로 최적부호(optimum code)를 발굴할때 성능평가의 기준이 되어왔으며, 이 기준에 의한 최적부호의 발굴결과는 많이 발표되어 왔다.<sup>5,6,7</sup> Lee<sup>8</sup>는 주어진 비트오율에서 신호대 잡음비를 최소화 함을 판단의 기준으로 하여 부호율  $r=1/n$ 인 최적 길쌘부호를 발굴하였다. 그러나 위에서 언급한 부등비트오율이 효과적으로 적용될 경우에는 성능평가 기준으로 평균 비트오율이 적합하지 않을 경우가 있다. DPCM 시스템에서는 신호대잡음비를 평가기준으로 하여 길쌘부호를 발굴하는 것이 바람직하다.

\*正會員, 韓國電力公社

(Korea Electric Power Cooperation)

\*\*正會員, 慶北大學校 電子工學科

(Dept. of Elec. Eng., Kyungpook Nat'l Univ.)

接受日字: 1989年 3月 22日

(※ 이 연구는 86년도 한국과학재단 연구비 지원에 의한 결과임.)

본 논문에서는 부등비트 오류 특성을 소개하고 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 고찰한다. 그리고 이 특성을 DPCM 부호화된 정보벡터에 적용하여 채널 오류에 의한 평균자승오차(mean square error)를 최소화 함을 판단기준으로 해서, DPCM에 유용한 비교적 높은 부호율  $r=2/3, 3/4$ 에 대한 새로운 길쌈부호를 발굴하고, 자유거리를 최대화 하는 부호의 성능과 비교해 본다.

II. 길쌈부호의 부등비트 오류 특성

1. 부등비트 오류

비트 오류  $\epsilon$ 을 cross-over 확률로 갖는 2진 대칭 채널(BSC)에서 길쌈부호에 대한 Viterbi 복호법의 평균 비트 오류율의 상한(upper bound)은 잘 알려진 바와 같이 식(1)과 같다.<sup>[2,3]</sup>

$$P_b \leq \frac{1}{b} \sum_{d=d_{min}}^{\infty} \sum_{i=1}^{\infty} A(d, i) i P_d \quad (1)$$

여기서  $P_d$ 는

$$P_d = \begin{cases} \sum_{k=(d+1)/2}^d \binom{d}{k} \epsilon^k \cdot (1-\epsilon)^{d-k} & d: \text{odd} \\ \sum_{k=1+d/2}^d \binom{d}{k} \epsilon^k (1-\epsilon)^{d-k} + \frac{1}{2} \binom{d}{d/2} \cdot \epsilon^{d/2} (1-\epsilon)^{d/2} & d: \text{even} \end{cases} \quad (2)$$

이며,  $A(d, i)$ 는 길쌈부호의 trellis diagram 전 영 경로(all zero path)를 기준경로로 삼을 때 Viterbi 복호과정에서 생기는 오류 경로의 hamming weight가  $d$ 이고 입력렬의 "1"의 갯수가  $i$ 개인 오류경로수를 나타낸다.

그림1은 rate  $r=2/3$ , constraint length  $L=4$ 인 2진 길쌈부호기의 한 예이다. 2개의 정보비트들이 동시에 입력되고 3개의 비트들로 구성된 부호어가 출력

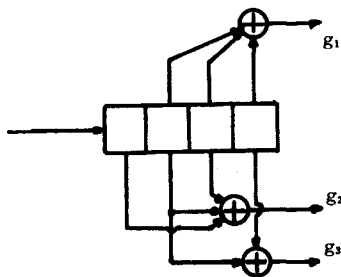


그림 1.  $r=2/3, L=4$ 인 길쌈부호  
Fig. 1.  $r=2/3, L=4$  Convolutional encoder.

된다. 여기서 생성행렬을 8진수로 표현하면  $G=(g_1, g_2, g_3)$ 는  $(7, 16, 5)$ 이다.

부호율  $r=b/n, b \geq 2$ 이면 길이가  $b$ 인 벡터  $(i_0, i_1, \dots, i_{b-1})$ 가 매 시점마다  $i_0, i_1, \dots, i_{b-1}$ 의 순서로 부호기에 입력된다고 본다. 여기서  $i_k, 0 \leq k \leq b-1$ ,는 "0" 혹은 "1"이다. Trellis diagram에서 한 오류 경로의 hamming weight가  $d$ 이고 이 오류경로를 발생시키기 위해 입력된 정보비트들 가운데 "1"의 갯수를  $m$ 이라 하자. 그러면 입력된 여러 벡터  $(i_0, i_1, \dots, i_{b-1})$  가운데서 "1"을 갖는 정보비트의 수는  $m$ 이지만, 이 중에서 보다 자주 "1"이 되는 비트들이 있다. 그러나 식(1)에서는 단지  $b$ 비트에 대해 평균을 취하므로 비트별 오류율이 고려되지 않았다.

비트별 오류빈도를 그림1의  $r=2/3, L=4$ 인 부호에서 살펴보기로 하자. 그림2는 이 부호의 trellis diagram이다. 여기에서 상태 (00)에서 상태 (01)로 천이하는 가지의 01/010는 입력벡터 (01), 출력벡터 (010)을 의미하며 이 가지의 hamming weight는 1이다.

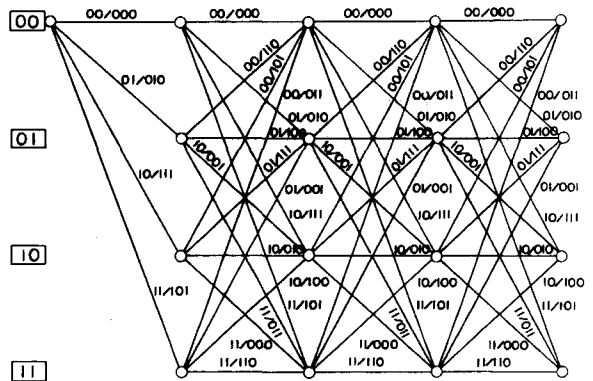


그림 2.  $r=2/3, L=4$ 인 길쌈부호의 trellis diagram  
Fig. 2. Trellis diagram of the  $r=2/3, L=4$  convolutional code.

그림2에서 자유거리는  $d_f=3$ 이다. 확률적으로 hamming weight가  $d_f$ 인 오류가 가장 잘 발생하는데, 이 경우에 입력정보벡터는 (01)(00)이므로 앞비트 보다는 뒷비트의 오류발생이 더 크다는 의미가 된다. 일반적으로 임의의 오류경로에서 이 오류경로를 발생시키기 위해서 입력될 정보벡터  $(i_0, i_1, \dots, i_{b-1})$ 의 비트열 가운데서  $k$ 번째 위치의 정보비트  $i_k$ 가 "1"이 되는 갯수는  $k$ 에 따라서 다르다.

Hamming weight가  $d$ 인 경로의 해당 입력정보비트열에서 정보벡터  $(i_0, i_1, \dots, i_{b-1})$ 의  $i_k$ 에 대응하는 비트

가 "1"인 갯수를  $t$ 라 두고, 이러한 오류경로수를  $A(d, t; k)$ 로 표시하도록 한다. 여기서  $d \geq d_r, t \geq 1, 0 \leq k < b-1$  임을 알 수 있다. 그림2의 trellis diagram에서  $A(d, t; k)$ 를 구해보면 표1과 같다.

표 1.  $r=2/3, L=4$ 인 길쌈부호의  $A(d, t; k)$   
Table 1.  $A(d, t; k)$  of the  $r=2/3, L=4$  code.

t	k	$A(d, t; k)$			
		d=3	d=4	d=5	d=6
1	1	-	2	4	4
	2	1	2	3	4
2	1	-	1	5	9
	2	-	2	6	11
3	1	-	-	3	12
	2	-	-	4	16
4	1	-	-	1	9
	2	-	-	-	8
5	1	-	-	-	4
	2	-	-	-	-
6	1	-	-	-	1
	2	-	-	-	-

식(1)의 평균비트오율  $P_b$ 는 오류가 발생된 정보비트의 수  $i$ 를 랜덤변수로 간주하여 이 랜덤변수의 확률평균을 취한 것이다. 같은 방법으로  $i_k$  정보비트에 오류가 나타나는 수  $t$ 를 랜덤변수로 간주하여 이 랜덤변수의 확률평균을 취하여 정보벡터의  $k$ 번째 위치에 해당되는 정보비트의 오율을 구할 수 있다. 즉

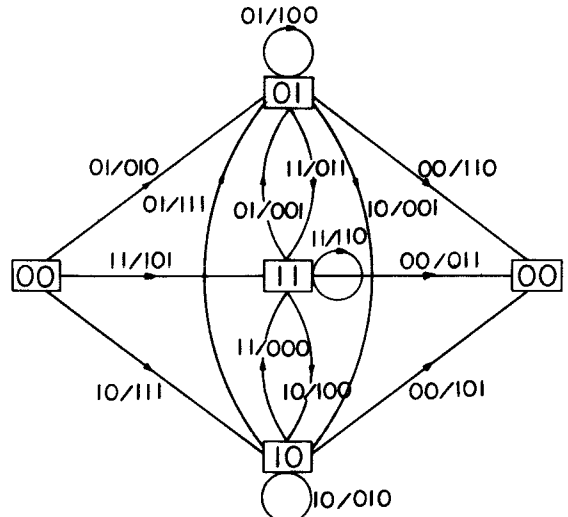
$$P_b(k) \leq \sum_{d=d_r}^{\infty} \sum_{t=1}^{\infty} t A(d, t; k) P_d \quad (3)$$

이다. 그리고 식(2)에 정의된  $P_b$ 와  $P_b(k)$ 는

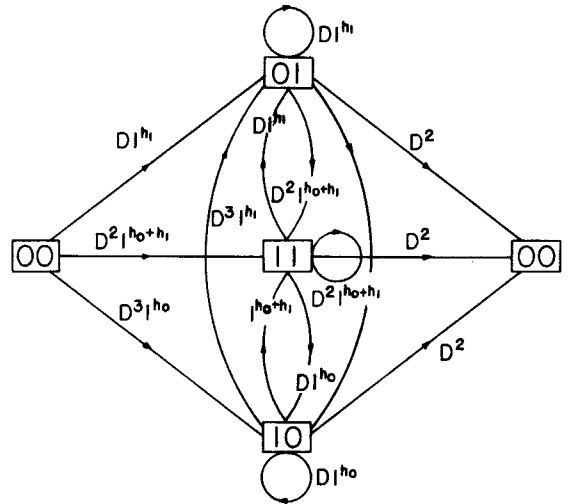
$$P_b = \frac{1}{b} \sum_{k=0}^{b-1} P_b(k) \leq \frac{1}{b} \sum_{k=0}^{b-1} \sum_{d=d_r}^{\infty} \sum_{t=1}^{\infty} t A(d, t; k) P_d \quad (4)$$

의 관계에 있다. 식(4)를 이용하여 표1에 나타난 부호의 비트오율을 계산해 보면  $P_b(1) > P_b(0)$ 이다.

식(3)의  $P_b(k)$ 는 전달함수로부터 구할 수 있다.<sup>[5]</sup>이 전달함수  $T(D, I)$ 는 "1"을 갖는 입력정보비트의 수 만큼 알 수 있으므로 상태도 구성시에 비트별 "1"의 갯수를 나타낼 수 있도록 새로운 변수의 도입이 요구된다. I의 멱수기호에 변수  $h_0, h_1, \dots, h_{b-1}$ 를 사용하여 해당  $i_0, i_1, \dots, i_{b-1}$ 의 비트별 "1"의 수를 표시하도록 한다. 그림3은 그림1에 대한 수정 상태도이다.



(a)



(b)

그림 3.  $r=2/3, L=4$ 인 길쌈부호의 수정 상태도  
Fig. 3. Modified State diagram of the  $r=2/3, L=4$  convolutional code.

그림3의 수정 상태도에서 전달함수를 구하면

$$T(D, I; h_0, h_1) = D^3 I^{h_1} + 2D^4 I^{h_0+h_1} + D^4 I^{2h_0+2h_1} + \dots \quad (5)$$

이며, 일반적으로  $h_k$  외에 모두 0으로 하면

$$T(D, I; 0, 0, \dots, h_k, 0, \dots, 0) = \sum_{d=d_r}^{\infty} \sum_{t=1}^{\infty} A(d, t; k) D^d I^{th_k} \quad (6)$$

이다.  $T(D, I; 0, 0, \dots, h_k, 0, \dots, 0)$ 를  $I$ 에 대하여 편

미분을 취한 후  $I=1$ 과  $h_k=1$ 로 두면

$$\frac{\partial}{\partial I} T(D, I; 0, 0, \dots, h_k, 0, \dots, 0) \Big|_{I=1, h_k=1} = \sum_{d=0}^{\infty} \sum_{k=1}^{\infty} tA(d, t; k) D^d \quad (7)$$

이 된다. 따라서 식(3)과 식(7)에 의하여

$$P_b(k) \leq \frac{\partial}{\partial I} T(D, I; 0, 0, \dots, h_k, 0, \dots, 0) \Big|_{I=1, h_k=1, D^d=P_d} \quad (8)$$

이 된다. 여기서  $k=0, 1, \dots, b-1$ 이고  $P_d$ 는 식(2)에 정의되어 있다.

2. 컴퓨터 시뮬레이션 및 고찰

백색가우시잡음 채널을 갖는 동기식 BPSK 시스템을 가정하면 2진 대칭채널의 심볼오율은

$$\epsilon = Q(\sqrt{2E_b/N_0}) \quad (9)$$

이다.<sup>[3]</sup> 여기서  $E_b$ 는 비트의 에너지이며,  $N_0/2$ 는 잡음의 양주파수대 (two-sided) 전력밀도를 나타낸다. 식(2), 식(3), 그리고 식(9)를 이용하면 BPSK 방식에 대한 길쌈부호의 이론적 비트별 오류제어성능을 고찰할 수 있다.

그림4는 길쌈부호의 부등오류특성을 실험적으로 확인하기 위한 시뮬레이션 계통도이다.

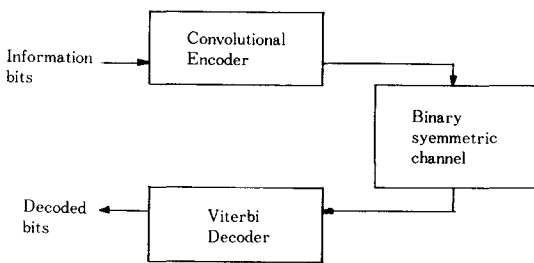


그림 4. 부등오류특성의 시뮬레이션을 위한 계통도  
 Fig. 4. Block diagram of the simulation for unequal bit-error-probability of convolutional code.

시뮬레이션에서는 먼저 랜덤 2진 데이터를 발생시켜 길쌈부호를 이용하여 채널부호화한 다음 전송하며, 수신측에서는 이를 Viterbi 복호법을 이용하여 복호한뒤 송신측의 입력정보와 비교함으로써 비트오율을 구하였다. 이때 사용한 입력정보데이터의 갯수는 채널에서의 오류가 2000개 정도 발생하도록 결정하였으며, 이를 위해 예를 들면 부호율  $r=2/3$ 인 경

우  $E_b/N_0$ 가 2dB 에서는 약 35000개, 6db에서는 약 558000개 정도의 입력정보 데이터를 사용하였다. 또한 Viterbi 복호과정에서 최종 복호경로를 결정하는 분절(truncation)의 길이는 900가지 길이로 사용하였다.

그림5-그림6은 부호율  $r=2/3, 3/4$ 에 대한 부등비트오율의 특성을 시뮬레이션한 결과이다. 그림5와 그림6의 부호에 대하여 trellis diagram 에서 표1과 같은 것을 찾아내고 식(3)에 대입하면 각각  $P_b(0) > P_b(1)$  그리고  $P_b(0) > P_b(1) > P_b(2)$ 임을 알 수 있다. 그림5-그림6을 살펴보면  $E_b/N_0$ 가 작은 곳에서는 이론치와 실험치 사이에 다소 차이를 보이지만  $E_b/N_0$ 가 커짐에 따라 두 값은 거의 일치함을 알 수 있다. 식(3)은 비트오율이 상한(upper bound)을 나타내므로 큰  $E_b/N_0$ 에서는 bound가 잘 들어 맞지만(tight), 작은  $E_b/N_0$ 에서는 bound가 실제값에서 멀어지기(loose)때문이다. 따라서 시뮬레이션에 나타난 부등 비트오율 특성은 이론적인 것과 부합하는 추세이다.

III. DPCM에 대한 부등오류특성의 적용

부등비트오율 특성을 DPCM 시스템에 적용시켜 SNR을 개선시키고자 한다. 연구 발표된 M bit DP

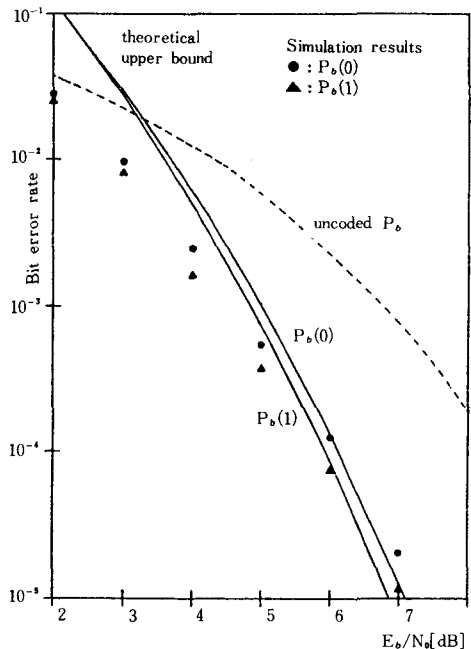


그림 5.  $r=2/3, L=4, G=(12, 13, 15)$  길쌈부호의 시뮬레이션 결과  
 Fig. 5. Simulation results of the  $r=2/3, L=4, G=(12, 13, 15)$  convolutional code.

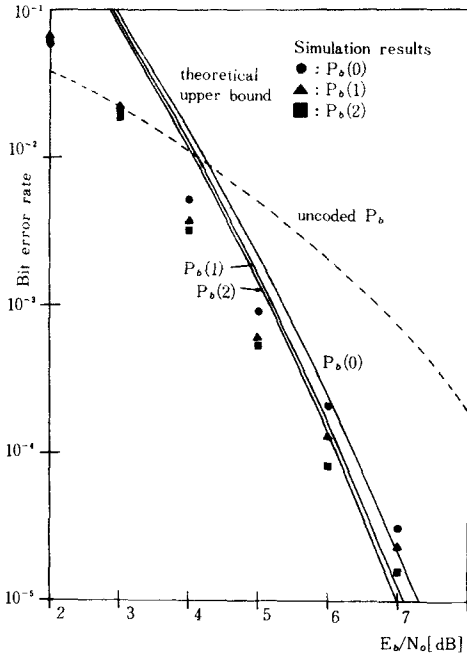


그림 6.  $r=3/4$ ,  $L=5$ ,  $G=(24, 42, 67, 31)$  길쌘부호의 시뮬레이션 결과

Fig. 6. Simulation results of the  $r=3/4$ ,  $L=6$ ,  $G=(24, 42, 67, 31)$  convolutional code.

CM에서 SNR 식은

$$SNR = \frac{G_p(1 - \alpha_p L^2 \sigma_q^2(M))}{L^2(\sigma_q^2(M) + \sigma_{qt}^2)} \quad (10)$$

이다.<sup>9)</sup> 여기서  $G_p$ 는 예측기 이득이며,  $\alpha_p$ 는 예측계수,  $\sigma_q^2(M)$ 은 양자화 오류전력,  $\sigma_{qt}^2$ 은 전송오류의 평균자승오차, 그리고  $L$ 은 양자기 입력의 load factor이다. 이하에서는  $\sigma_{qt}^2$ 을 평균자승오차로 부르기로 한다.

식(10)에서 알 수 있듯이 평균자승오차  $\sigma_{qt}^2$ 을 줄임으로써 SNR을 개선할 수 있다. DPCM 정보어 각 비트의 가중치와 이에 대응되는 비트별오율  $P_b(k)$ 를 볼 고려하여 평균자승오차  $\sigma_{qt}^2$ 을 계산할 수 있다.<sup>10)</sup> 여기서  $k$ 는 정보어 비트의 위치를 나타낸다.

$$\begin{aligned} \sigma_{qt}^2 &= (1 + b_p) \delta_M \left[ \sum_{k=0}^{M-1} P_b(k) \{1 - P_b(k)\} 2^{2k} \right. \\ &+ \sum_{i=0}^{2^M-1} \left\{ \sum_{k=0}^{M-1} P_b(k) (1 - 2s_k) 2^k \right\}^2 P(i) \\ &+ 2\delta_M \sum_{i=0}^{2^M-1} q_i \sum_{k=0}^{M-1} (1 - 2s_k) P_b(k) 2^k \end{aligned} \quad (11)$$

그리고 DPCM 정보어  $(s_0, s_1, \dots, s_{M-1})$ 에 해당되는

신호는  $i = \sum_{k=0}^{M-1} s_k 2^k$ 이고,  $b_p$ 는 예측계수가 예측기의 구조에 의해 변형된 계수이며,  $p_i$ 는 양자가 구간의 평균양자화오류, 그리고  $\delta_M$ 은 step size 이다.<sup>10)</sup>

식(11)에서 알 수 있듯이 평균자승오차  $\sigma_{qt}^2$ 은 입력 신호의 확률밀도함수  $P(i)$ 와 비트별 오율  $P_b(k)$ 에 의해서 결정됨을 알 수 있다. 비트의 위치  $k$ 에 따라  $P_b(k)$ 의 값이 다름을 이용하여 중요도에 따라서 정보벡터의 비트들을 적절히 치환(permutation)시켜 길쌘부호기에 입력시킴으로써 채널오류에 의한 왜곡을 줄일수가 있다. 이러한 경우에 식(11)을 직접 사용할 수 없을 것이다. 정보벡터의  $k$ 번째 비트가 적절히 치환된 후에는  $k$ 번째로 길쌘부호기에 입력되지 않을 수 있으므로, 이미  $P_b(k)$ 의 값이 될 수 없기 때문이다.

$r=b/n$  길쌘부호기에 입력되는 벡터  $b=(b_0, b_1, \dots, b_{b-1})$ 의 입력순서를  $b_0, b_1, \dots, b_{b-1}$ 로 두기로 한다. 치환을  $v$ 라 하면

$$b_j = s_v(j) \quad j=0, 1, \dots, b-1 \quad (12)$$

라 둘 수 있다. 따라서 식(11)은

$$\begin{aligned} \sigma_{qt}^2 &= (1 + b_p) \delta_M \left[ \sum_{k=0}^{M-1} P_b(v(k)) \{1 - P_b(v(k))\} 2^{2k} \right. \\ &+ \sum_{i=0}^{2^M-1} \left\{ \sum_{k=0}^{M-1} P_b(v(k)) (1 - 2s_k) 2^k \right\}^2 P(i) \\ &+ 2\delta_M \sum_{i=0}^{2^M-1} q_i \sum_{k=0}^{M-1} (1 - 2s_k) P_b(v(k)) 2^k \end{aligned} \quad (13)$$

이다. 식(13)에서 알 수 있듯이 입력신호의 확률밀도함수  $P(i)$ 와 비트별 오율  $P_b(k)$ 가 주어졌을때 평균자승오차는 치환  $v$ 의 선택에 따라 달라짐을 알 수 있다. 그림7은  $b=2$ 인 경우 치환  $v$ 의 두 사상(map)을 나타낸 것이다.

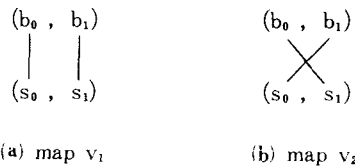


그림 7. 두 사상의 예  
Fig. 7. Example of two different map.

한 예로서 그림5에서  $P_b(0)$ 가  $P_b(1)$ 보다 크므로 중요도가 낮은 비트를  $b_0$ 에 해당하도록 함으로써, 즉 그림7(a)의 사상  $v_1$ 을 사용함으로써 평균자승오차를 줄일 수 있다.

IV. SNR 최적부호 발굴

구속장이 L, 부호율 r=b/n인 길쌈부호에 대하여 모든 가능한 생성행렬 G는 2<sup>mn</sup>개이다. 그러므로 비교적 짧은 L이나 n의 경우를 제외하면 최적 길쌈부호를 발굴하기 위하여 모든 가능한 경우에 대한 평균자승오차를 구하여 비교하는 것은 많은 시간과 노력이 요구되므로 다음 몇가지의 방법을 사용하여 경우의 수를 줄인다.<sup>[4]</sup>

첫째, 생성행렬 G=(g<sub>1</sub>, g<sub>2</sub>, ..., g<sub>n</sub>)으로 나타낼때 g<sub>1</sub>, g<sub>2</sub>, ..., g<sub>n</sub>의 순서의 임의로 바꾸면 출력되는 부호비트들의 위치만 서로 바꾸고, 그들의 상대도 및 출력비트들의 hamming weight는 변화하지 않는다. 따라서 이들은 모두 같은 부호로 취급할 수 있다. r=2/3, L=4인 부호에서 G=(3, 4, 5), (3, 4, 5), (4, 3, 5), (4, 5, 3), (5, 3, 4), (5, 4, 3)은 모두 같은 부호로 취급한다.

둘째, 구속장 L과 입력비트수 b와의 관계에서 L=bk, 여기서 k=1, 2, ...인 경우에 한해서 구속장의 각 레지스터를 (u<sub>1</sub>, u<sub>2</sub>, ..., u<sub>L</sub>)로 표시할때 (u<sub>1</sub>, ..., u<sub>b</sub>), (u<sub>b+1</sub>, ..., u<sub>2b</sub>), ..., (u<sub>k-1.b+1</sub>, ..., u<sub>kb</sub>)의 역순은 비트별 오류에 무관하다. 왜냐하면 상대도에서 각각의 상태들을 역순으로 정의하는 것과 동일하기 때문이다. 예를들면 r=2/3, L=4인 경우 G=(12, 2, 15)와 (12, 10, 7)은 같은 비트별 오율을 가진다.

세째, 모든 catastrophic 부호를 제거한다. Catastrophic 부호는 유한한 채널오류에 의하여 Viterbi 복호에서 무한개의 정보비트오류를 범할 수 있다.

위와 같은 방법으로 생성행렬 G의 수를 줄인 다음 식(13)을 이용하여 채널오류에 의한 평균자승오차를 최소화하는 몇 가지의 길쌈부호를 발굴한다. 위의 3가지 방법에 의하여 생성행렬의 수를 줄인 결과의 한예를 들면 r=2/3, L=6인 경우 262144개에서 7372개로 줄어든다. 표2-표7에 발굴된 몇가지의 최적부호와 비트별 오율을 함께 나타내었다. 또한 DAUT 등에 의해 발굴된 자유거리만을 최대로 하는 부호와 비교하였다.<sup>[5]</sup>

평균자승오차를 계산하기 위해 사용될 파라미터의 값은 [9]에서 사용한 것을 채택하였다.<sup>[9]</sup> 즉 step size = 2<sup>-m-1</sup>, 입력신호의 확률 분포함수 P(i)는 Laplacian 분포함수, 양자화기의 load factor는 3.16, b<sub>p</sub>=2.6036 그리고 E<sub>b</sub>/N<sub>0</sub>=4dB로 하였다. 표 3의 부호율 r=2/3, 구속장 L=5인 길쌈부호의 경우 Daut등에 의해 발굴된 부호와 일치하지만 그외의 경우에는 다른 부호가 더 좋은 성능을 나타내므로 부등 비트오류제어 특성이 고려되었음을 알 수 있다. 또한 표 3 과 표

4, 표5와 표6을 비교해 보면 동일한 부호율을 가진 길쌈부호의 경우 구속장의 길이가 길수록 더 좋은 성능을 나타내어야 함에도 불구하고 Daut 등이 발굴한 부호는 오히려 구속장이 짧은 경우에서 평균자승오차가 더 작은 경우가 있는데 이는 자유거리 d<sub>f</sub>만 고려했기 때문이다.

표 2. r=2/3, L=4의 최적길쌈부호  
Table 2. Optimum convolutional code for r=2/3, L=4.

G	*(17, 6, 15)	** (12, 13, 15)
Pb[ 0 ]	6.498148 × 10 <sup>-3</sup>	6.126634 × 10 <sup>-3</sup>
Pb[ 1 ]	6.126634 × 10 <sup>-3</sup>	5.064998 × 10 <sup>-3</sup>
MSE	2.721217 × 10 <sup>-2</sup>	2.323443 × 10 <sup>-2</sup>

표 3. r=2/3, L=5의 최적길쌈부호  
Table 3. Optimum convolutional code for r=2/3, L=5.

G	*(33, 15, 22)	** (33, 15, 22)
Pb[ 0 ]	1.668377 × 10 <sup>-3</sup>	1.668377 × 10 <sup>-3</sup>
Pb[ 1 ]	9.852280 × 10 <sup>-3</sup>	9.852280 × 10 <sup>-3</sup>
MSE	4.994798 × 10 <sup>-3</sup>	4.994798 × 10 <sup>-3</sup>

표 4. r=2/3, L=6의 최적길쌈부호  
Table 4. Optimum convolutional code for r=2/3, L=6.

G	*(27, 75, 72)	** (31, 56, 77)
Pb[ 0 ]	1.753771 × 10 <sup>-3</sup>	8.951143 × 10 <sup>-4</sup>
Pb[ 1 ]	2.118617 × 10 <sup>-3</sup>	8.761353 × 10 <sup>-4</sup>
MSE	8.062756 × 10 <sup>-3</sup>	3.872589 × 10 <sup>-3</sup>

표 5. r=3/4, L=4의 최적길쌈부호  
Table 5. Optimum convolutional code for r=3/4, L=4.

G	*(13, 15, 2, 14)	** (2, 4, 5, 11)
Pb[ 0 ]	3.039228 × 10 <sup>-2</sup>	4.619175 × 10 <sup>-2</sup>
Pb[ 1 ]	4.375454 × 10 <sup>-2</sup>	2.319348 × 10 <sup>-2</sup>
Pb[ 2 ]	2.825816 × 10 <sup>-2</sup>	1.372643 × 10 <sup>-2</sup>
MSE	1.354534 × 10 <sup>-1</sup>	7.972080 × 10 <sup>-2</sup>

표 6.  $r=3/4, L=5$ 의 최적길쌘부호  
 Table 6. Optimum convolutional code for  $r=3/4, L=5$ .

G	*(36, 14, 32, 7)	** (4, 22, 27, 31)
Pb[ 0 ]	$3.155537 \times 10^{-2}$	$2.295375 \times 10^{-2}$
Pb[ 1 ]	$4.253559 \times 10^{-2}$	$1.940093 \times 10^{-2}$
Pb[ 2 ]	$4.488877 \times 10^{-2}$	$1.482857 \times 10^{-2}$
MSE	$1.572540 \times 10^{-1}$	$7.491441 \times 10^{-2}$

표 7.  $r=3/4, L=6$ 의 최적길쌘부호  
 Table 7. Optimum convolutional code for  $r=3/4, L=6$ .

G	*(13, 25, 61, 47)	** (24, 42, 67, 31)
Pb[ 0 ]	$1.985963 \times 10^{-2}$	$1.577981 \times 10^{-2}$
Pb[ 1 ]	$2.078829 \times 10^{-2}$	$1.313296 \times 10^{-2}$
Pb[ 2 ]	$2.267896 \times 10^{-2}$	$1.198107 \times 10^{-2}$
MSE	$9.357211 \times 10^{-2}$	$5.779310 \times 10^{-2}$

\*founded by Daut, et. al<sup>[15]</sup>  
 \*\*founded by author

V. 결 론

부호율  $r=b/n, b \geq 2$ 인 길쌘부호에서 입력되는 b개의 비트들은 각각 다른 비트오율을 갖는다. 본 논문에서는 이러한 부등오류제어 특성을 소개하고 이를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 고찰하였다. 부등 오류제어특성을 통신하고자 하는 b개의 정보벡터에서 비트별 지니는 중요도가 서로 다를때 적용하여 채널오류에 의한 영향을 효과적으로 줄일 수 있다. 즉 채널오류에 의해서 왜곡이 발생되는데, 이 왜곡에 크게 영향을 미치는 비트에 오류제어성능이 우수하도록 부호화함으로써 채널오류에 의한 영향을 보다 감소시킬 수 있다. 본 논문에서는 이러한 부등오류제어 특성을 DPCM에 적용하여 채널오류에 의한 평균자승오차를 최소로 하는 부호율  $r=2/3, 3/4$ 인 최적 길쌘부호를 발굴하고 자유거리를 최대로 하는 최적 길쌘부호와 성능을 비교하여 보았다. 표2-표7에서 부등오류제어 특성을 이용하여 발굴된 부호가 채널오류에 의한 영향을 적게 받음을 알 수 있다. 이상의 결과를 볼 때 본 논문에서 발굴된 길쌘부호는 음성 통신을 위한 DPCM부호화 시스템에 적용하면 좋은 효과를 볼 수 있다.

參 考 文 獻

- [1] J.A. Heller and I.M. Jacobs, "Viterbi Decoding for Satellite and Space Communication," *IEEE Trans. comm. Technol.*, vol. COM-19, pp. 835-848, Oct. 1971.
- [2] A. Viterbi, "Convolutional codes and their performance in communication system," *IEEE Trans. Comm. Tech.*, vol. COM-19, pp. 751-772, Oct. 1971.
- [3] A. Viterbi and J. Omura, "Principles of digital communication and coding," McGraw-Hill, New York, 1979.
- [4] S.J. Moon, "Unequal Error Control Properties of convolutional codes," *the 1988 IEEE Intern. Symposium on Information Theory*, June. 1988
- [5] D.G. Daut, J.W. Modestinae, and L.D. Wismer, "New short constraint length convolutional code constructins for selected rational rates," *IEEE Trans. Info. Theory*, vol. IT-28, pp. 794-800, Sept. 1982.
- [6] J.P. Odenwalder, "Optimal Decoding of convolutional codes," Ph.D. Thesis, Dept. Sys. Sci., Sch. Eng. Appl. Sci., Univ Calif., Los Angeles, 1970.
- [7] E. Paaske, "Short binary convolutional codes with maximal free distance for Rate 2/3 and 3/4," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. IT-20, pp. 683-689, Sept. 1974.
- [8] P.J. Lee, "New Short Constraint Length, rate 1/N Convolutional codes which minimize the required SNR for given desired bit error rate," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-33, pp. 171-177, Feb. 1985.
- [9] D.J. Goodman and C.E. Sundberg, "Transmission Errors and forward error correlation in embedded differential pulse code modulation," *BSTJ*, vol. 62, no. 9, November 1983.
- [10] 최윤철, 박영구, 문상재, "부등오율이 고려된 DPCM의 신호대 잡음비," 1988년도 전기 전자공학 학술대회 발표논문, July, 1988.

---

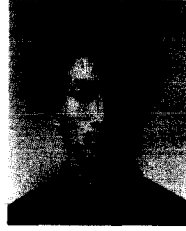
 著 者 紹 介
 

---



李 壽 寅(正會員)

1962年 2月 16日生. 1985年 2月  
 경북대학교 전자공학과 졸업. 19  
 89年 2月 경북대학교 대학원 전  
 자공학과 석사학위 취득. 1985年  
 2月~1986年 3月 삼성반도체통신  
 (株)근무. 1989年 2月~현재 한  
 국전력공사 근무. 주관심분야는 부호기술 및 디지털  
 통신 등임.



李 相 坤(正會員)

1960年 12月 1日生. 1986年 2月  
 경북대학교 전자공학과 졸업. 19  
 88年 2月 경북대학교 대학원 전  
 자공학과 석사학위 취득. 1988年  
 3月~현재 경북대학교 대학원 전  
 자공학과 박사과정 재학중. 주관  
 심분야는 부호기술 및 디지털 통신 등임.

●  
 文 相 在 (正會員) 第26卷 第3號 參照

현재 경북대학교 전자공학과  
 부교수