Journal of Korea Multimedia Society Vol. 7, No. 1, January 2004(pp. 73-79)

블록 부호에 대한 효율적인 연판정 복호기법

심 용 걸†

요 약

본 논문에서는 선형 블록 부호에 대한 효율적인 연판정 복호 알고리듬을 제안하였다. 종래의 연판정 복호기는 그 연판정 값을 추정하기 위하여 경판정 복호를 여러 번 수행해야 한다. 그러나 종래의 방법으로는 후보 부호어들이 구해지지 않을 수도 있으며, 그렇게 되면 연판정 값을 얻기가 매우 어려워진다. 본 논문에서는 후보 부호어들을 탐색하는 효율적인 알고리듬을 도입하여 이 문제를 해결하였다. 이 방법을 사용하면 후보 부호어가 찾아지지 않을 가능성을 대폭 감소시킬 수 있다. 시뮬레이션을 통하여 제안된 알고리듬의 성능을 확인할 수 있었다. 페이딩 채널에서 2진 (63, 36) BCH 부호에 대하여 시뮬레이션을 수행하였다.

An Efficient Soft Decision Decoding Method for Block Codes

Yong-Geol Shim†

ABSTRACT

In this paper, we propose an efficient soft decision decoding algorithm for linear block codes. A conventional soft decision decoder have to invoke a hard decision decoder several times to estimate its soft decision values. However, in this method, we may not have candidate codewords, thus it is very difficult to produce soft decision values. We solve this problem by introducing an efficient algorithm to search candidate codewords. By using this, we can highly reduce the cases we cannot find candidate codewords. We estimate the performance of the proposed algorithm by using the computer simulations. The simulation is performed for binary (63, 36) BCH code in fading channel.

Key words: soft decision decoding(연판정 복호), error correcting codes(에러수정 코드)

1. 서 론

디지털 이동 통신 시스템에서 무선 채널은 다중 경로 페이딩에 의해 심각한 장애를 받는다. 다중 경로 페이딩으로 인하여 전송 신호의 진폭과 위상이 불규칙하게 변하게 된다[1,2]. 이동 통신 시스템의 채널은 페이딩 진폭이 라이시안(Rician) 분포를 따르는 주파수 비선택성(non-frequency selective) 채널로 모델화될 수 있다. 이러한 라이시안 페이딩 채널에 대처하기 위하여 인터리빙과 함께 에러 정정 부호 기술을 사용하여 통신 시스템의 신뢰성을 향상시킨다[3].

디지탈 이동 통신 시스템에서 수신된 신호를 단순히 0 또는 1로만 판정된 경판정(hard-decision) 값으로 복호를 수행하는 것에 비하여 통신로 측정 정보가 포함된 연판정(soft-decision) 값을 이용하여 복호를 수행하면 훨씬 우수한 성능을 얻을 수 있다. 연판정 값에는 추정된 경판정의 정확성에 대한 정보가 들어 있고 이것을 복호 과정에 이용하게 되므로 복호 에러 확률이 현저하게 감소한다.

에러 정정 부호 중 길쌈 부호는 실용적인 연판정 복호법들이 많이 개발되어 있으며, 이러한 이유로 현재는 길쌈 부호가 통신 시스템에 널리 사용되고 있다. 길쌈 부호에 8레벨 연판정 비터비 복호기를 사용할 경우 일반적으로 2dB의 부호화 이득을 얻을 수 있다.

※ 교신저자(Corresponding Author) : 심용걸, 주소 : 충남 천안시 안서동 산29 (330-714), 전화 : 041)550-3546, FAX: 041)551-9229, E-mail : ygshim@dku.edu
접수일 : 2003년 4월 23일, 완료일 : 2003년 8월 20일
† 정회원, 단국대학교 전자 · 컴퓨터학부 교수
※ 이 연구는 2002학년도 단국대학교 대학연구비의 지원으로 연구되었음.

반면에 블록 부호의 경우 부호 자체의 성능 면에서는 대단히 우수한 부호들이 많이 있으나, 그에 대한 효율적인 연판정 복호법은 완전히 확립되어 있지 않다. 이러한 이유로, 우수한 성능을 가진 블록 부호들을 연판정 복호에 사용하려는 연구들이 진행 중이다. 최근의 예를 들면, Ponnampalam 등은 연판정 복호법의 성능을 개선하기 위한 새로운 거리 함수를 정의하였고[4], Tokushige 등은 제한된 거리 내에서만 복호를 수행하는 복호법을 사용할 때 후보 부호어를 찾는 방법을 제시하였다[5]. 그러나 아직도 블록 부호의 연판정 복호법들은 정정 불능의 확률이 높은 단점이 있고, 동일한 후보 부호어가 중복되어 탐색되는 경우가 많아 복호의 효율성이 떨어지며, 낮은 에러 확률을 얻기 위해서는 복호의 복잡도가 증가하게 된다. 선형 블록 부호에 대하여 위와 같은 단점을 극복할 수 있는 연판정 복호법으로는 수신된 신호 중심의 후보 부호어들을 얻어내는 방법들이 제안되어 있다. 이러한 복호법에서 후보 부호어들을 얻어내기 위해서는 일련의 경판정 복호 과정을 반복하여 수행해야 한다. 그런데 이 경판정 복호 과정에서 정정 불능의 에러 패턴이 검출되어 후보 부호어를 찾을 수 없는 경우가 발생할 수 있으며, 이로 인해 복호기의 성능이 저하된다.

본 논문에서는 경판정 복호 과정에서 정정 불능의 에러 패턴이 검출되는 경우에도 새로운 후보 부호어를 도출해 낼 수 있는 알고리듬을 제안한다. 수신 신호 중 연판정 신뢰도가 낮은 위치들을 선택하고 이들의 경판정 값을 여러 가지 조합을 취하여 반전시켜서 후보 부호어를 찾을 수 있도록 한다. 이 때 복잡도가 늘어나는 것을 방지하기 위하여 두 가지 방안을 도입한다. 첫 번째 방안은 한 후보 부호어가 최우복호 결과인지의 여부를 판정하여 복호의 과정을 축소하는 것이다. 두 번째 방안은 수신 신호들의 일부 비트를 반전시켜 얻어진 벡터들 중 새로운 후보 부호어를 얻을 가능성이 있을 조건을 도출하고, 이 조건을 만족하는 경우에만 경판정 복호를 수행하는 것이다. 이러한 방법으로 복호의 복잡도가 증가하지 않으면서도 최우복호 결과에 근접하는 후보 부호어들을 찾아내어 성능을 높이고자 한다.

2. 블록 부호의 연판정 복호법

2.1 블록 에러 확률을 최소화하는 연판정 복호법

블록 에러 확률을 최소로 하려면 그 부호에 속한 모든 부호어들을 조사해서 수신 벡터와 가장 가까운 부호어를 선택해야 한다. 그러나 이 과정이 대단히 방대하기 때문에 이 방법은 부호어의 수가 적은 부호 외에는 사용할 수 없다. 이 문제점을 해결하기 위하여 모든 부호어들을 다 조사하는 대신에 성능 저하를 감수하면서 후보 부호어를 찾아내는 방법들이 연구되어 왔다.

이러한 방법들 중 대표적인 것으로 Forney의 GMD (generalized minimum distance) 알고리듬[6]과 Chase 알고리듬[7]이 있다. 특히 Chase는 Forney의 방법을 더욱 발전시켜서 세가지의 알고리듬을 제안하였다. Chase 알고리듬 2와 알고리듬 3이 널리 알려져 있다.

Hacket[8]는 최소 해밍 거리가 짝수인 부호에만 적용되는 방법을 제안하였다. 전체 패리티가 짝수이면 가장 신뢰도가 낮은 비트를 반전시키고 연판정 복호를 수행한다. Tanaka와 Kakigahara[9]는 신뢰도의 임계치를 정해놓고 이 임계치보다 신뢰도가 낮은 비트들을 소거로 간주하여 후보 부호어들을 얻는 방법을 제안하였다. 이 방법은 신뢰도의 임계치를 어떻게 정하는가에 따라 에러 확률과 복호의 복잡도가 달라진다. Tendolkar와 Hartmann[10]은 Chase 알고리듬을 보다 일반화시켰다. 경판정 복호기의 에러 정정 능력이 적은 경우에도 적용될 수 있도록 Chase 방법을 일반화한 것이다. Taipale와 Pursley[11]는 Forney의 GMD 알고리듬 중에서 수용 판단 기준을 새로이 바꾸어 개선시킨 방법을 제안하였다. Forney의 방법으로는 복호할 수 없었던 경우에도 새로운 판단 기준을 사용하면 복호가 가능하게 되었다. Shim과 Lee[12]는 일반적인 선형 블록 부호에 적용하여 복호 에러 확률을 감소시킬 수 있는 복호법을 제안하였다.

그러나 이러한 종래의 연판정 복호법들은 정정 불능의 확률이 높은 단점이 있고, 동일한 후보 부호어가 중복되어 탐색되는 경우가 많아 복호의 효율성이 떨어지며, 낮은 에러 확률을 얻기 위해서는 복호의 복잡도가 증가하게 된다. 본 논문에서는 경판정 복호 과정에서 정정 불능의 에러 패턴이 검출되는 경우에도 새로운 후보 부호어를 도출해 낼 수 있는 효율적인 알고리듬을 제안한다.

2.2 복호법의 제안

(n, k) 2진 선형 블록 부호 C의 최소 해밍거리는 d이고, 부호율은 $R=n/k$이다. C의 부호어

를 $\mathbf{c}=(c_1, c_2, \cdots, c_n)$으로 표시하며, $c_i \in \{0, 1\}$이다. 부호어 $\mathbf{c}$는 BPSK 변조된 후 채널을 통하여 전송된다. 수신기에서는 벡터 $\mathbf{r}=(r_1, r_2, \cdots, r_n)$이 수신된다. 심볼 r_i는 수신기의 정합 필터 출력 전압이며 $r_i = a_i\sqrt{E_s}(1-2c_i) + n_i$이다. 여기서 $n_1, n_2, \cdots, n_n$은 모두 상호독립이며 평균이 0이고 분산이 $N_0/2$인 가산성 백색 가우스 확률 변수이다. 채널 진폭 a_i는 라이시안 확률 밀도 함수를 갖는다. 정보 비트 당 에너지는 $E_b = E_s/R$이다.

수신 신호 벡터 $\mathbf{r}$로부터 경판정 $\mathbf{y}=(y_1, y_2, \cdots, y_n)$과 신뢰도 벡터 $\mathbf{b}=(b_1, b_2, \cdots, b_n)$이 얻어진다. 여기서 $r_i \geq 0$이면 $y_i=0$이고 $r_i<0$이면 $y_i=1$이며, $b_i=|r_i|$이다. 연판정 복호기는 $\mathbf{y}$와 $\mathbf{b}$를 이용하여 전송된 부호어 $\mathbf{c}$를 추정한다. 부호어 $\mathbf{c}$에 대한 에러패턴은 $\mathbf{e}=\mathbf{y}\oplus\mathbf{c}$로 주어지며, $\oplus$는 2진 덧셈을 나타낸다. 에러패턴 $\mathbf{e}=(e_1, e_2, \cdots, e_n)$의 아날로그 무게 $W_a(\mathbf{e})$를 $W_a(\mathbf{e}) = \sum_{i=1}^{n} a_i e_i$로 정의한다. 복호의 목표는 수신 신호 $\mathbf{r}$과의 거리가 가장 가까운 부호어, 즉 $W_a(\mathbf{e})$를 최소로 하는 부호어를 찾는 것이다. 이를 위하여 후보 부호어들을 선정하고 이 중에서 최적의 부호어를 찾아낸다.

$\mathbf{y}$를 경판정 복호하여 최초의 후보 부호어 $\mathbf{c}_1$을 얻는다. 이 때 정정 불능의 에러 패턴이 검출되는 경우에도 후보 부호어를 찾아내기 위하여 $\mathbf{y}$의 비트들 중에서 신뢰도가 가장 낮은 $\lfloor d/2 \rfloor$개의 위치를 선택하고($\lfloor x \rfloor$는 x의 정수 부분), 선택된 위치들에 대해서 가능한 모든 조합을 취하여 그 위치를 반전시킨 n차원 벡터들을 구한다. 여기서 $\lfloor d/2 \rfloor$는 경판정 복호의 에러 정정 능력 $\lfloor (d-1)/2 \rfloor$를 넘는 가장 작은 정수이다. 이들 각각의 n차원 벡터를 경판정 복호하여 에러패턴들을 얻은 후, 그 중에서 에러패턴의 아날로그 무게가 가장 작은 것을 선택하여 $\mathbf{c}_1$을 결정한다. 만약 모든 경판정 복호 결과들이 정정 불능의 에러로 판정되면, 에러의 검출만으로 복호를 종료한다.

후보 부호어 $\mathbf{c}_1$이 얻어진 경우에는 $\mathbf{c}_1$ 근처의 다른 후보 부호어들을 선정하고 이 중에서 최적의 부호어를 찾아낸다. 이때 복호의 복잡도를 줄이기 위하여 두 가지 방안을 도입한다. 첫 번째 방안은 한 후보 부호어가 최우복호 결과와 일치함이 밝혀지면 즉시 복호를 종료하는 것이다. 후보 부호어가 최우복호 결과와 일치하려면 다음 조건 중 하나를 만족해야 한다. 먼저 $\mathbf{c}_1$의 에러패턴 $\mathbf{e}$가 $\mathbf{0}$(영벡터)이면 그 후보 부호어는 최우복호 결과이다. 그렇지 않은 경우에는 해밍 무게 $W_H(\mathbf{e}) < d$ 이면서 아날로그 무게는 $W_a(\mathbf{e}) \leq W_a(\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}))$이어야 한다. 여기서 $\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e})$는 해밍 무게가 d인 벡터이며, $\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e})$의 원소가 1이 되는 곳은 $e_i=1$ 인 $W_H(\mathbf{e})$개의 위치와 $e_i=0$ 이면서 신뢰도가 가장 작은 $[j-W_H(\mathbf{e})]$개의 위치이다. 그 이유는 $\mathbf{e}$ 이외의 에러패턴과 $\mathbf{e}$ 사이의 해밍거리가 d 이상이 되어야 하기 때문에 $\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e})$는 해밍 무게가 d인 벡터로 하였고, $\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e})$의 아날로그 무게를 최소로 하기 위하여 위와 같이 $\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e})$의 원소가 1과 0이 되는 위치를 정하였다. 결국, $\mathbf{e}$ 이외의 에러패턴이 $W_a(\mathbf{e})$보다 더 작은 아날로그 무게를 갖는 경우라도 그 값은 $W_a(\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}))$ 이상이 될 수 밖에 없는데, 만약 $W_a(\mathbf{e}) \leq W_a(\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}))$이 된다면 더 이상 다른 에러패턴을 찾을 필요가 없기 때문이다.

두 번째 방안은 $\mathbf{y}$의 일부 비트를 반전시켜서 얻어진 n차원 벡터들을 모두 경판정 복호할 것이 아니라, 새로운 후보 부호어를 얻을 수 있을 가능성이 있는 경우에만 그 n차원 벡터를 경판정 복호하는 것이다. 즉, 경판정 복호를 하기 전에 먼저 n차원 벡터와 이미 얻어진 후보 부호어들 사이의 해밍 거리를 계산한다. 만약 한 후보 부호어와의 해밍거리가 $\lfloor (d-1)/2 \rfloor$ 이하로 된다면 경판정 복호 결과는 동일한 후보 부호어가 될 것이다. 결국 이미 얻어진 모든 후보 부호어들과의 해밍거리가 $\lfloor (d-1)/2 \rfloor$ 보다 큰 벡터들만을 경판정 복호하는 것으로 충분하다.

이제 $\mathbf{c}_1$ 이외의 다른 후보 부호어들을 찾아야 하는 경우에 사용하는 방법을 설명한다. $\mathbf{c}_1$ 이외의 다른 후보 부호어를 $\mathbf{c}_j$라 하고, $\mathbf{c}_j$에 대한 에러패턴을 $\mathbf{e}_j$로 표시한다. 여기서 j는 여러 가지 값을 가질 수 있다. 이 j값들을 원소로 갖는 집합을 T로 표시한다. 즉, $j \in T$이다. 다시 말하면, 집합 T의 각각의 원소 j에 대하여 후보 부호어 $\mathbf{c}_j$와 그 에러패턴 $\mathbf{e}_j$를 찾아나가는 것이다.

아날로그 무게가 작은 $\mathbf{e}_j$를 얻기 위하여 앞에서와 비슷한 방법으로 벡터 $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$를 생각한다. 즉, $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$는 해밍 무게가 j인 벡터이며, $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$의 원

소가 1이 되는 곳은 $e_i=1$ 인 $W_H(\mathbf{e})$개의 위치와 $e_i=0$ 이면서 신뢰도가 가장 작은 $[j-W_H(\mathbf{e})]$개의 위치이다. 부호 C는 선형 부호이므로, $W_a(\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e}))$가 $W_a(\mathbf{e})$보다 작더라도 $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$가 부호어가 아니라면 $\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$는 에러패턴이 될 수 없다. 그래서 $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$에 가장 가까운 부호어를 찾아야하는데 그 방법으로 경판정 복호법을 사용한다. $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e})$를 경판정 복호하여 얻어진 부호어를 $\mathbf{u}_j(\mathbf{e})$라 하고 $\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_j(\mathbf{e})$를 $\mathbf{e}_j$로 놓는다. 물론 후보 부호어 $\mathbf{c}_j$는 $\mathbf{y}\oplus\mathbf{e}_j$가 된다. $\mathbf{e}_j$의 아날로그 무게 $W_a(\mathbf{e}_j)$를 다른 에러패턴들의 아날로그 무게와 비교하여 더 나은 후보 부호어를 찾는 것이다. 새로운 후보 부호어와 그의 에러패턴을 생각할 때마다 앞에서 설명한 복호 간소화 방안을 적용한다. 즉, 현재 고려 중인 후보 부호어가 최우복호 결과인지를 확인하여 복호 과정의 중단 혹은 계속 여부를 결정한다.

더 많은 후보 부호어를 찾을 필요가 있는 경우에는 $\mathbf{c}_j$를 중심으로 그 근방의 후보 부호어 $\mathbf{c}_j'$을 생각할 수도 있다. 모든 $\mathbf{c}_j$에 대하여 그 근방의 후보 부호어 $\mathbf{c}_j'$을 찾을 수도 있지만, 복호의 간소화가 필요한 경우에는 T의 부분집합인 S를 정하고, $j\in S$ 일때만 후보 부호어 $\mathbf{c}_j'$을 찾는다. $\mathbf{c}_j'$의 에러패턴은 $\mathbf{e}_j'=\mathbf{e}_j\oplus\mathbf{u}_q(\mathbf{e}_j)$이며, $\mathbf{u}_q(\mathbf{e}_j)$는 $\mathbf{u}_q^*(\mathbf{e}_j)$를 경판정 복호하여 얻는다. $\mathbf{u}_q^*(\mathbf{e}_j)$는 해밍 무게가 q인 벡터이며, $\mathbf{u}_q^*(\mathbf{e}_j)$의 원소가 1이 되는 곳은 $e_j=1$ 인 $W_H(\mathbf{e}_j)$개의 위치와 $e_j=0$ 이면서 신뢰도가 가장 작은 $[q-W_H(\mathbf{e}_j)]$개의 위치이다. 여기서 q는 $W_H(\mathbf{e}_j)$보다 커야한다. 또한, q가 $\lfloor d/2\rfloor$ 이하인 경우에는 경판정 복호 결과가 0이 되어 의미가 없다. 결국 $q=\max\{W_H(\mathbf{e}_j),\ \lfloor d/2\rfloor\}+1$ 로 해야 한다.

본 논문에서 제안하는 연판정 복호 알고리듬은 다음과 같다. 단, 알고리듬을 시작하기 전에 에러패턴 $\mathbf{e}_j$ 찾기를 제한하는 집합 $T=\{t_1,t_2,\cdots,t_{|T|}\}$와 파생된 에러패턴 $\mathbf{e}_j'$ 찾기를 제한하는 집합 $S=\{s_1,s_2,\cdots,s_{|S|}\}$를 결정해야 한다. 물론 S는 T의 부분집합이다.

1) $\mathbf{y}$의 비트들 중에서 신뢰도가 가장 낮은 $\lfloor d/2\rfloor$개의 위치에 대해서 가능한 모든 조합을 취하여 그 위치를 반전시킨 n차원 벡터들을 경판정 복호하여 $\mathbf{c}$와 $\mathbf{e}$들을 구한다. 만약 $\mathbf{e}=\mathbf{0}$인 경우 또는 만약 $W_H(\mathbf{e})<d$ 이면서 $W_a(\mathbf{e})\le W_a(\mathbf{e}\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}))$인 경우이면 $\hat{\mathbf{c}}=\mathbf{c}$로 하고 종료한다. 그 외의 경우에는 후보 부호어들 중 에러패턴의 아날로그 무게가 가장 작은 것을 $\mathbf{c}_1$으로 선택하고 에러 패턴을 $\mathbf{e}_1$이라 한다.

2) 변수 j를 t_1에서 $t_{|T|}$까지 증가시키며 각각의 j에 대하여 단계 i)에서 v)까지 수행한다.

i) $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e}_1)$을 경판정 복호하여 $\mathbf{u}_j(\mathbf{e}_1)$을 얻는다. 만약 $\mathbf{u}_j^*(\mathbf{e}_1)$의 경판정 복호가 불가능하면 j를 다음 값으로 한 후 다시 시도한다.

ii) $\mathbf{e}_j=\mathbf{e}_1\oplus\mathbf{u}_j(\mathbf{e}_1)$ 으로 한다. 이 때, 만약 $W_H(\mathbf{e}_j)<d$이고 $W_a(\mathbf{e}_j)\le W_a(\mathbf{e}_j\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}_j))$이면, $\hat{\mathbf{c}}=\mathbf{y}\oplus\mathbf{e}_j$로 하고 종료한다.

iii) 만약 $j\in S$이면 다음 단계로 진행하고, 그렇지 않으면 j를 다음 값으로 한 후 단계 i)로 간다.

iv) $q=\max\{W_H(\mathbf{e}_j),\ \lfloor d/2\rfloor\}+1$로 하고 $\mathbf{u}_q^*(\mathbf{e}_j)$를 경판정 복호하여 $\mathbf{u}_q(\mathbf{e}_j)$를 얻는다.

v) $\mathbf{e}_j'=\mathbf{e}_j\oplus\mathbf{u}_q(\mathbf{e}_j)$로한다. 만약 $W_H(\mathbf{e}_j')<d$이고 $W_a(\mathbf{e}_j')\le W_a(\mathbf{e}_j'\oplus\mathbf{u}_d^*(\mathbf{e}_j'))$이면, $\hat{\mathbf{c}}=\mathbf{y}\oplus\mathbf{e}_j'$으로 하고 종료한다.

3) 탐색된 에러패턴들($\mathbf{e}_1$과 여러 가지 $\mathbf{e}_j$, $\mathbf{e}_j'$) 중에서 아날로그 무게가 가장 작은 것을 $\hat{\mathbf{e}}$로 선택한다. $\hat{\mathbf{c}}=\mathbf{y}\oplus\hat{\mathbf{e}}$로 하고 종료한다.

3. 성능 평가 및 검토

가산성 백색 가우스 잡음이 존재하는 라이시안 페이딩 채널에서 BPSK 변조를 사용하는 (63,36) BCH 부호에 대하여 컴퓨터 시뮬레이션을 수행하였다. 페이딩 채널의 라이스 지수는 ζ 값이 0(즉, Rayleigh 페이딩)인 심각한 페이딩 상황에서부터 ζ 값이 2와 5인 보통 정도의 페이딩 상황과 ζ 값이 무한대인 순수한 Gaussian 채널의 경우들을 가정하였다. T와 S의 원소가 5 이하인 경우에는 경판정 복호결과가 영벡터가 되어 새로운 후보 부호어를 찾을 수 없다. 또한, 28 이상으로 하여도 에러 확률 성능이 거의 개선되지 않음을 시뮬레이션 과정에서 알게되어 T와 S를 $\{6,7,\cdots,27\}$로 정하였다.

각각의 라이스 지수 ζ 값에 대하여 정보 비트 당 에너지 대 잡음 전력 스펙트럼 밀도 E_b/N_o값을 변

화시키면서 결과치를 얻었다. 그림 1은 옳지 않은 복호 결과를 얻게되는 확률이고, 그림 2는 정정이 불가능하여 복호 결과를 얻을 수 없게되는 확률이다. 페이딩의 정도가 완화될수록 복호 에러 확률과 에러 검출 확률이 감소함을 확인할 수 있다. 또한, 제안된 방법과의 비교를 위하여 후보 부호어 선출 불능 문제를 개선하지 않은 방법[12]과 연판정 정보를 이용하지 않은 경판정 복호법에 대해서도 함께 시뮬레이션을 수행하였다. 그림 3은 라이스 지수 ζ가 무한대일 때 복호 에러 확률이고, 그림 4는 같은 조건에서의 에러 검출 확률이다. 제안된 알고리듬에서는 경판정 복호에서 정정 불능이 되는 경우에도 후보부호어를 찾아내므로 에러 검출 확률이 현저하게 개선되는 것을 그림 4에서 볼 수 있다. 또한, 이 과정에서 더욱 가능성이 높은 후보부호어들이 탐색되기 때문에 제안된 알고리듬에서 복호 에러 확률 성능도 개선된다

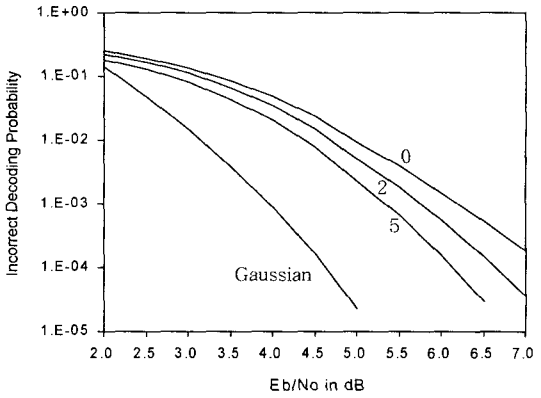


그림 1. 제안된 알고리듬에 대한 복호 에러 확률. 파라미터는 라이스 지수 ζ임.

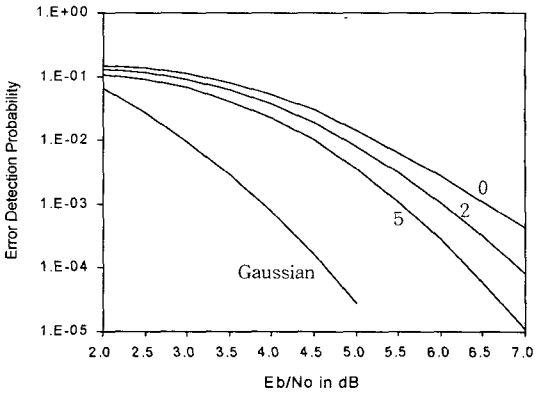
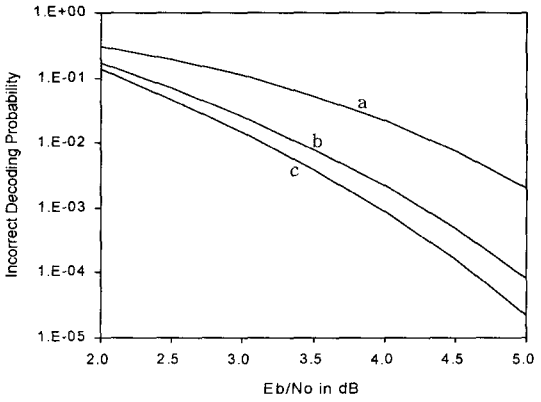
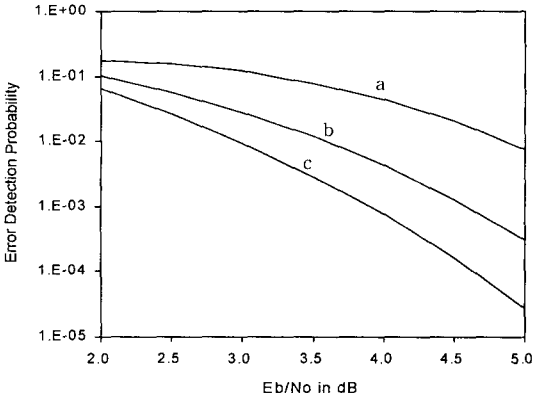


그림 2. 제안된 알고리듬에 대한 에러 검출 확률. 파라미터는 라이스 지수 ζ임.



a : 경판정 복호법
b : 개선되지 않은 알고리듬
c : 제안된 알고리듬

그림 3. 여러 가지 복호법에 대한 복호 에러 확률. 라이스 지수 ζ는 무한대임.



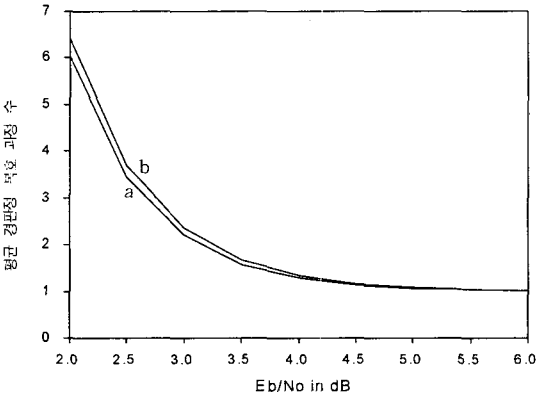
a : 경판정 복호법
b : 개선되지 않은 알고리듬
c : 제안된 알고리듬

그림 4. 여러 가지 복호법에 대한 에러 검출 확률. 라이스 지수 ζ는 무한대임.

는 사실을 그림 3에서 확인할 수 있다.

복호 과정의 복잡도와 복호 수행에 소요되는 시간은 여러 가지 요인에 의하여 결정된다. 그러나 이 요인들 중 가장 복잡도가 높으며 긴 시간이 소요되는 것은 경판정 복호 과정이다. 따라서 본 논문에서는 경판정 복호 회수로 복호의 복잡도를 표시하기로 한다. 본 논문에서 제안하는 알고리듬과 참고문헌 [12]의 방법에 대하여 경판정 복호 과정 수의 평균값을 비교해 보면, E_b / N_o가 4.0 dB일 때 제안된 알고리듬은 1.337번이고 개선되지 않은 알고리듬은 1.284번이

다. E_b/N_o가 6.0 dB일 때는 제안된 알고리듬은 1.021번이고 개선되지 않은 알고리듬은 1.016번이다. 이것을 그림 5에 나타내었다. 제안된 알고리듬이 에러 확률 성능 면에서 현저하게 개선되었으면서도 복잡도 증가량은 거의 무시할 수 있는 수준으로 된 것을 확인할 수 있다. 그 이유는 제안된 방법에서 복잡도를 줄이기 위한 방안들을 도입했기 때문이다. 이상의 결과로부터 블록 에러 확률과 정정 불능의 확률이 낮아지면서도 복잡도는 거의 증가되지 않는 제안된 복호 방법의 성능 개선 효과를 확인할 수 있다.



a : 개선되지 않은 알고리듬
b : 제안된 알고리듬

그림 5. 경판정 복호 과정 수의 평균값. 라이스 지수 ζ는 무한대임.

4. 결 론

디지탈 통신 시스템에서 선형 블록 부호에 대한 연판정 복호법을 제안하였다. 디지탈 통신 시스템의 성능에 영향을 주는 채널의 특성을 모델링 하였으며, 발생된 오류에 효과적으로 대처할 수 있는 방안을 모색하였다. 제안된 복호법을 가우시안 잡음이 존재하는 라이시안 페이딩 채널에서 2진 (63, 36) BCH 부호에 적용하였고, 시뮬레이션을 수행하여 그 성능을 검증하였다.

연판정 복호법은 에러 정정 성능이 우수하면서도 복호의 복잡도가 높지 않아야 한다. 본 논문의 제안 방법에서는 오정정 확률과 정정 불능 확률이 낮아지도록 개선하면서 복잡도 증가를 방지하는 방안들을 함께 도입하였다. 연판정 신뢰도가 낮은 위치들에 대한 경판정 값을 여러 가지 조합을 취하여 반전시킴으로써 후보 부호어를 찾을 수 있도록 하였다. 또한, 후보 부호어를 실제로 탐색하기 전에 이 탐색으로 최우복호에 가까운 결과를 얻을 수 있는가의 여부를 미리 알 수 있는 조건을 확립하여 복잡도 증가를 방지할 수 있었다.

선형 블록 부호는 성능이 우수하고 경판정 복호법이 잘 확립되어 있고, 에러 정정 능력이 우수한 부호이다. 본 논문에서 제안한 방법으로 선형 블록 부호에 대한 효율적인 연판정 복호법을 확립하면 디지탈 이동 통신 시스템의 신뢰도와 성능을 향상시킬 수 있다.

참 고 문 헌

[1] C. Loo, and N. Secord, "Computer models for fading channels with applications to digital transmission," IEEE Trans. Vehic. Technol., vol. VT-40, pp. 700-707, Nov. 1991.

[2] J. E. Padgett, C, G, Gunther and T. Hattori, "Overview of wireless personal communications," IEEE Commun. Mag., vol. 33, pp. 28-41, Jan. 1994.

[3] 松本 正, 古田 進, "移動通信における誤り制御方式" 電子通信學會論文誌, vol. J73-A, pp. 564-558, 1990年 2月.

[4] V. Ponnampalam, A. Grant and B. Vucetic, "A Class of Soft Decoding Algorithms," Proceedings of the 2001 IEEE International Symposium on Information Theory, pp. 258-258, June 2001.

[5] H.Tokushige, K.Nakamaye, T.Koumoto, Y.S. Tang and T.Kasami, "Selection of Search Centers in Iterative Soft-Decision Decoding Algorithms," IEICE Trans. on Fundamentals of Electronics, Communications & Computer Sciences, Vol.E84-A No.10, pp. 2397-2403, Oct. 2001.

[6] G. D. Forney,Jr., "Generalized minimum distance decoding", IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-12, pp. 125-131, April. 1966.

[7] D. Chase, "A class of algorithms for decoding block codes with channel measurement infor-

mation," IEEE Trans. Inform. Theory, Vol. IT-18, pp. 170-182, Jan. 1972.

[8] C. M. Hacket, "An efficient algorithm for decoding of the (23,12) extended Golay code," IEEE Trans. Commun., vol. COM-29, pp. 909-911, June 1981.

[9] H. Tanaka and K. Kakigahara, "Simplified correlation decoding by selecting possible codewords using erasure information," IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-29, pp. 743-748, Sept. 1983.

[10] N.N.Temdolkar and C.R.P. Hartmann, "Generalization of Chase algorithms for soft-decision decoding of binary linear codes," IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-30, pp. 714-721, Sept. 1984.

[11] D.J. Taipale and M. B. Pursley, "An improvement to generalized-minimum-distance decoding," IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-37, pp. 167-172, Jan. 1991.

[12] Y. G. Shim and C. W. Lee, "Soft-decision decoding algorithm for binary linear block codes", IEICE Trans. on Fundamentals of Electronics, Communications & Computer Sciences, vol. E76-A, No. 11, pp.2016-2021, Nov. 1993.

심 용 걸

1982년 서울대학교 전자공학과 (공학사)
1984년 서울대학교 대학원 전자공학과(공학석사)
1993년 서울대학교 대학원 전자공학과(공학박사)
1988년~현재 단국대학교 교수
관심분야 : 통신공학, 부호이론, 정보이론