

# 펄스형 Jamming 신호가 존재하는 주파수 도약 대역확산 통신환경에서 쇄상부호 시스템의 적응 복호화 방식

正會員 金 正 坤\* 正會員 金 聖 大\* 正會員 金 炯 明\*

## Adaptive Decoding Scheme of Concatenated Codes for Frequency-Hopped Spread-Spectrum Communications with a Pulse-Burst Jamming

Jeong Gon Kim\*, Seong Dae Kim\*, Hyung Myung Kim\* *Regular Members*

### 要 約

본 논문에서는 pulse-burst jammer가 존재하는 주파수 도약 대역확산 통신 환경하에서 쇄상부호 시스템의 적응 복호화 방식을 제안하고, 그것의 성능을 분석하였다. 쇄상부호 시스템의 내부부호로는 이진 BCH 부호를 사용하였고, 외부부호로는 널리 알려진 리드-솔로몬(Reed-Solomon) 부호를 사용하였다. 본 논문에서 고려된 복호화 방식은 통신채널을 통과할때 발생하는 일반적인 잡음에 의한 비트오류 뿐만 아니라, Jammer에 대한 side information을 이용하여 발생하는 erasure까지 동시에 정정할 수 있는 복호화 기법을 사용하였으며, 특히 제안된 적응 복호화 방식에서는 가해지는 jamming 신호의 크기에 따라 적응적으로 복호화 방식을 변화시킴으로써 jamming 신호의 변화에 효과적으로 대처할 수 있도록 하였다. 복호화 방식의 성능 평가를 위해 전체 블록 오류 확률이 사용되었으며, 컴퓨터 계산 결과, 제안된 적응 복호화 방식의 성능이 기존의 복호화 방식보다 훨씬 우수함을 볼 수 있다.

### ABSTRACT

We propose an adaptive decoding scheme for a concatenated codes with frequency-hopped spread-spectrum communication system in the presence of a pulse-burst jammer and its performance is analyzed. Concatenated coding system employing binary inner code and Reed-Solomon outer code is investigated and the use of side information is allowed to decode both erasures and errors. Our scheme makes the decoder adapts to the level of jamming by switching between two decoding modes such that the overall block error probability can be reduced. It is shown that the proposed decoding scheme yields a significant performance improvement over a conventional decoding scheme.

\*韓國科學技術院 電氣·電子工學科  
Dept. of Electrical Engineering, KAIST  
論文番號 : 93255  
接受日字 : 1993年 12月 27日

## I. 서 론

최근 급속한 발달을 거듭하고 있는 데이터 저장 시스템을 포함한 디지털 통신 시스템에서 오류 정정 부호는 매우 중요한 부분으로 인식되고 있다. 또한 데이터의 높은 신뢰성이 요구되는 디지털 데이터 저장 시스템의 저장 용량의 증가는 저장 매체의 기술 발달이 한 요인이기도 하지만 그에 못지 않게 오류 정정 부호 기법의 발달이 큰 역할을 해 왔다. 특히 이들 중 내부 부호(inner code)와 외부 부호(outer code)를 함께 사용하여 2중 부호화 시키는 쇄상부호 시스템은 [1] 동일한 부호율을 가지는 다른 부호보다 오류 정정 및 검출 능력이 우수하여 특히 고신뢰성이 요구되는 실제 시스템에서 널리 사용되고 있다. 본 논문에서는 짧은 순간에 매우 높은 power가 집중되어 가해지는 펄스형 jamming이 존재하는 환경하에서, 쇄상부호 시스템을 사용하여 데이터를 전송하였을 경우에 그것의 부호화 방식에 대하여 다루고 있다. 통신 방식으로는 BFSK(Binary Frequency Shift Keying)을 사용하여 변조한 주파수 도약 대역 확산 통신 시스템을 사용하였다. 이와 관련된 연구결과로서, Milstein [2]은 펄스형 jamming이 존재하는 주파수 도약 대역 확산 통신 환경에서 효과적인 부호화와 변조화 방식에 대해 연구하였고, Stark [3]은 partial-band jamming이 존재하는 채널에서 쇄상부호 시스템의 성능을 분석하였다.

일반적으로, jamming이 존재하는 환경에서는 jamming 신호가 다른 간섭신호나 background noise 보다 그 power가 훨씬 크기때문에 수신된 bit stream에서 jamming이 가해진 위치정보등을 알아낼 수 있으며, 이러한 부가적인 정보를 side information이라고 한다. 그래서 주파수 도약 대역 확산 통신에서는 이러한 side information을 이용한 부호화 방법을 사용하면 jamming 신호에 대해 좀 더 효과적으로 대처할 수 있게 된다. 따라서, 본 논문에서는 이러한 side information을 이용한 쇄상부호 시스템의 적응 부호화 방식을 제안하였다. 제안된 적응 부호화 방식은 jamming 신호의 세기에 따라 적응적으로 부호화 방식을 변화시킴으로써 부호기의 전체 블럭 오류 확률을 감소시키도록 하였다.

본 논문의 내용은 다음과 같이 구성되어 있다. II 장에서는 우리가 이 논문에서 고려하는 통신 시스템을 소개하고, 쇄상부호 시스템에 대하여 간단히 설명

하였으며, III 장에서는 쇄상부호 시스템의 기존의 부호화 방식에 대해 설명하고, 그것의 성능분석을 제시하였다. IV 장에서는 개선된 쇄상부호 시스템의 적응 부호화 방식을 제안하고, 성능을 분석하여, 제안된 부호화 방식의 전체 블럭오류 확률을 유도하였다. V 장에서는 컴퓨터를 이용한 계산결과를 통해 기존의 부호화 방식과 제안된 부호화 방식의 성능을 전체 블럭오류 확률을 통해 비교, 검토하였으며, 마지막 VI 장에서 결론을 맺고자 한다.

## II. 시스템 모델링

본 논문에서는 주파수 도약형 대역 확산 통신 시스템에 대해 고려하며, 그러한 시스템의 데이터 전송 과정은 그림 1에 나타나있다.

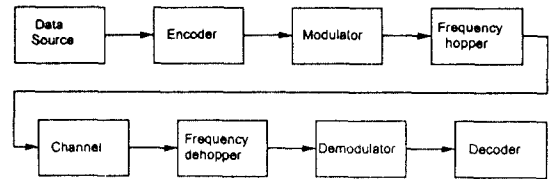


그림 1. 주파수 도약 대역 확산 통신 시스템  
Fig. 1. Frequency-Hopped Communication System.

데이터는 먼저 쇄상부호를 이용하여 부호화(encoding)되고, 부호화된 bit들은 BFSK를 사용하여 변조되고, 그다음에는 frequency-hopper를 통해 몇 개의 bit들이 모여서 이루어진 하나의 심볼당 한 hop의 rate로 주파수 도약 되어 전송된다. 여기서 사용하는 주파수 도약 패턴은 랜덤하게 발생되며, jammer가 그 패턴을 예측할 수 없다고 가정한다. 수신기는 frequency dehopper와 복조기(demodulator), 그리고 복호기(decoder)로 구성되어 있으며, 여기에서 복조기는 비동기(noncoherent) 복조 방식을 사용하고 있다.

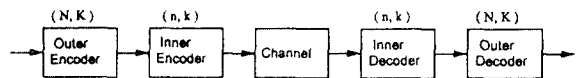


그림 2. 쇄상부호 시스템  
Fig. 2. Concatenated Coding System

그림 2는 본 논문에서 고려한 왜상부호 시스템의 부호화 과정과 복호화 과정을 나타내는 블럭선도이다.

그림 2에서 사용된 왜상부호 시스템은 [1] 두개의 블럭부호로 구성되어 있으며, 일반적으로 내부부호(inner code)로는 binary  $(n, k)$  부호를 사용하고, 외부부호(outer code)로는 nonbinary 부호, 특히  $(N, K)$  RS (Reed-Solomon) 부호를 주로 사용한다.

외부부호의 code 심볼은 GF( $2^k$ )에서 정의되며, 외부부호의 한 code 심볼은 내부부호의 codeword로 구성되어 있다. 즉, 다시 말하면 외부부호를 이루고 있는 code 심볼의 alphabet size가  $2^k$ 이다. 또한,  $(n, k)$  내부부호와  $(N, K)$  외부부호로 구성된 왜상부호의 부호율은  $\frac{k}{n} \cdot \frac{K}{N}$  가 된다. 외부부호로 사용된  $(N, K)$  RS 부호의 중요한 성질은 최소거리(minimum distance)  $D_{min}$ 이 다음과 같이 주어지며,

$$D_{min} = N - K + 1 \quad (1)$$

이러한 성질을 만족하는 부호를 최대거리 부호(MDS code: Maximum Distance Separable code)라고 하며, RS 부호는 이 MDS 성질을 만족시키므로 동일한 부호구조를 가지는 어떠한 다른 부호보다도 오류 정정 능력이 뛰어나다고 할 수 있다. 또한 RS 부호는 최대거리 부호인 동시에 연접오류(burst error) 정정 능력이 뛰어나 [4] 거의 모든 왜상부호 시스템의 외부부호로는 RS 부호를 널리 사용하고 있다. 왜상부호의 부호화 과정은 그림 2에 나타난 것 처럼 먼저  $(N, K)$  외부부호에 의해 부호화가 행해진 후 외부부호기의 출력 심볼 단위로  $(n, k)$  내부부호화가 이루어진다. 복호화 과정은 부호화의 반대순서로 진행된다.

한편, 본 연구에서 고려하는 jamming 신호는 짧은 시간 동안 매우 높은 power를 집중시켜 jamming을 가하는 펄스형 jamming 신호를 가정한다. 이러한 jammer는 전송되고 있는 bit stream에 jamming을 가하고 있는 동안에는 수신되는 bit들의 bit 오류확률을 1/2로 일으킬 만큼 그 power가 강하다고 가정하는 것이다. 따라서 앞서도 설명했듯이 외부부호의 한 code 심볼 마다 주파수 도약을 행하므로, 한 hop period 동안 우리는 jammer에 대한 무가지 가능성을 가지게 된다. 즉, jammer가 존재하는 경우와 존재하지 않는 경우가 생기게 되며 이 중 jammer가 존재하지 않는 경우의 bit 오류는 background noise에 의해

일어나게 된다. 이러한 상황에서의 bit 오류 확률을  $P(e|N)$ 라고 표시하도록 한다.

Jammer가 존재하지 않는 경우에 우리가 Additive White Gaussian Noise (AWGN) 채널에서 M-ary FSK를 사용하여 데이터를 전송한다고 가정할때의 심볼 오류 확률  $P_s$ 는 식 (2)와 같이 주어지며 [2],

$$P_s = 1 - \sum_{i=0}^{M-1} \binom{M-1}{i} \frac{(-1)^{M-1-i}}{M-i} \frac{1}{1 + \frac{M-1-i}{M-i} \gamma_0} \quad (2)$$

여기서  $\gamma_0$ 는 수신측에서의 평균 신호 대 잡음비(SNR)이다. 변조방식으로는 Binary FSK를 사용하고, 비동기(noncoherent) 복조 방식을 사용하였으므로,  $P(e|N)$ 는 식 (2)에  $M=2$ 를 대입한 경우가 되며, 따라서  $P(e|N)$ 는 다음과 같이 주어지게 된다.[2]

$$P(e|N) = \frac{1}{2 + \gamma_0} \quad (3)$$

또한, 데이터가 전송되는 시간 동안 jammer가 존재하는 비율을  $\lambda$ 라고 가정하면, 특정순간에 전송 데이터가 jamming을 받을 확률을  $\lambda$ 라고 둘 수 있을 것이다. 따라서, jamming이 존재하는 시간과 존재하지 않는 시간에 대해 평균을 취하게 되면, 평균 bit 오류 확률은  $\lambda(\frac{1}{2}) + (1-\lambda)P(e|N)$ 로 주어지게 된다.

### III. Erasure를 이용한 기존의 복호화 방식

왜상부호 시스템의 기존의 복호화 방식의 복호화 과정은 그림 3에 나타나있다.

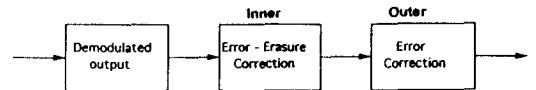


그림 3. Erasure를 이용한 기존의 복호화 방식  
Fig. 3. Conventional Decoding Scheme with Erasures

먼저, erasure란 신뢰도가 떨어지는 데이터에 대해서 어떤 값으로 결정을 하지 않은채 복호화 과정에서 오류의 위치 정보를 이용할 수 있도록 값을 지워버린 bit를 의미한다. 여기서는, 전송되는 동안 jammer에 의해 jamming된 bit들을, 전송 채널을 관측하는 방

법등을 통해 얻을 수 있는 side information을 이용하여 찾을 수 있고, 그러한 bit들에 대해서는 그 값을 지우고 erasure로 처리한다. 즉, 특정 bit가 jamming 신호의 영향을 받지 않았다는 것이 검출되면, 그 bit는 erasure로 처리되지 않는다.

내부 복호화 과정에서는  $(n, k)$  binary BCH 부호를 사용하여 error erasure correction 복호를 하게 된다. 일반적으로 error erasure correction 복호가 error correction 복호보다 성능이 좋은데 그 이유는 오류정정을 위해서는 오류의 위치와 오류의 값을 알아야 하지만 erasure bit는 자체적으로 오류 위치 정보를 가지고 있으므로 복호기에서는 오류의 값만 계산하면 되기 때문이다. 내부 복호기의 입력으로 error 뿐만 아니라 erasure bit도 들어오는 경우에  $(n, k)$  binary BCH 부호는  $d_{min}$ 을 내부 부호의 최소거리 (minimum distance)라고 했을때

$$2\tau + \epsilon \leq d_{min} - 1 \quad (4)$$

를 만족하는 범위에서  $\epsilon$  개의 erasure와  $\tau$  개의 error까지를 정정할 수 있으므로 [5], 내부 복호기를 통과한 후 내부 codeword가 복호화에 실패할 확률(즉, probability of word error)  $P_w$ 는 다음과 같이 주어지게 된다. [2]

$$P_w = 1 - \sum_{j=0}^{d_{min}-1} \sum_{i=0}^{\frac{d_{min}-1-j}{2}} \binom{n}{i, j} [(1-\lambda)P(e|Nj)]^i \lambda^j [(1-\lambda)(1-P(e|Nj))]^{n-i-j} \quad (5)$$

여기서,  $\binom{n}{i, j} = \frac{n!}{i! j! (n-i-j)}$  를 의미한다.

내부 복호화기를 통과한 후, 각각의 외부 부호 심볼은 correct되었거나 error로 남아있는 두가지 상태 중 하나를 가지게 된다. 따라서 외부 복호는 외부 부호의 모든 심볼에 대해 error correction을 행하게 된다. 외부 부호로 사용된  $(N, K)$  RS 부호는  $E_c = (N-K)/2$  개의 error까지 정정할 수 있으므로,  $(N-K)/2$  개가 넘는 error가 발생할 때에는 외부 복호화에 실패하게 된다. 따라서 기존의 복호화 방식을 사용했을 때 전체 블록 오류 확률  $P_{be,c}$ 는 다음과 같이 주어지게 된다. [2]

$$P_{be,c} = \sum_{i=E_c+1}^N \binom{N}{i} P_w^i (1-P_w)^{N-i} \quad (6)$$

#### IV. 제안된 적응 복호화 방식

제안된 적응 복호화 방식의 복호화 과정은 그림 4에 나타나있다.

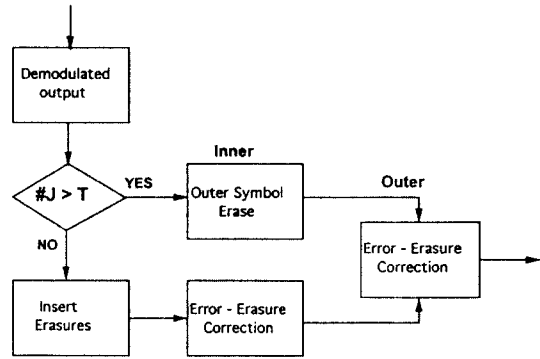


그림 4. Erasure를 이용한 적응 복호화 방식  
Fig. 4. Adaptive Decoding Scheme with Erasures

적응 복호화 방식의 기본적인 흐름은 내부 복호화 과정에서는 하나의 내부 codeword에서 많은 bit가 jamming 되었으면 그 codeword 전체를 지워버리고, jamming 된 bit 수가 어떤 기준치 이하이면 기존의 복호화 방식에서처럼 error-erasure correction을 한 후에 외부 복호기에서는 error-erasure correction을 행하는 것이다. 그러면 먼저, 수신기가 채널을 통과한 bit stream 들을 받게 되면 jamming을 받은 bit들의 위치 정보를 알려주는 side information을 이용하여  $n$  bit로 구성된 한 개의 내부 codeword 중에 몇 개의 bit가 jamming 되었는가를 계산한다. 그래서 그 갯수가 어떠한 기준값  $T$  (여기서  $T$ 는 0에서  $n$ 까지의 값 중 한 값으로 선택할 수 있다)를 넘게 되면, 해당되는 내부 codeword 전체를 지우게 되고, 그 갯수가 어떤 기준값  $T$  이하로 발생되면 그 내부 codeword는 jamming의 영향을 많이 받지 않은 것으로 간주하여, jamming된 bit만을 지워서 erasure로 만든 후 error-erasure correction을 하게 된다.

내부 복호화 과정을 마치고 난 후에  $(n, k)$  내부 부호의 각 codeword, 즉  $(N, K)$  외부 부호의 각 심볼은 correct, erasure 그리고 error 중 하나의 상태를 가지게 된다. 따라서 외부 복호화 과정은  $(N, K)$  RS

부호를 가지고 error-erasure correction을 하게 된다. 따라서 제안된 적응 복호화 방식은 복호기가 내부 복호화를 하는 과정에서 jamming의 강도에 따라 복호 과정을 변화시킴으로써 내부 codeword를 구성하는 bit들을 약간씩 또는 모두 지워서 erasure로 처리함으로써 외부 복호기에서 error-erasure correction을 가능하게 할 뿐만 아니라 jamming 신호의 변화에 적응적으로 대처함으로써 오류정정 능력을 향상시키는 동시에, 효과적인 복호화 과정이 이루어지도록 하고 있다고 볼 수 있다.

그럼 여기서, 제안된 적응 복호화 방식의 전체 블럭 오류 확률을 구하기 위해서는 내부 복호화 과정을 거치고 난 후에 외부부호의 각 심볼들이 erasure, correct 그리고 error가 될 확률들을 먼저 구해 보기로 하자. 먼저,  $n$  bit로 구성된 한개의 내부 codeword에서 jamming된 bit의 수가  $T$  이상이면, 그 내부 codeword 전체를 지워버리게 되고, 이것이 곧 외부 부호에서 보면 그 심볼에 erasure가 발생한 것이므로, 내부 복호화를 거친 후 외부 부호의 심볼이 erasure로 될 확률  $P_{er}$ 은 다음과 같다.

$$P_{er} = \sum_{i=T+1}^n \binom{n}{i} \lambda^i (1-\lambda)^{n-i} \quad (7)$$

한편,  $n$  bit 중 jamming 된 bit의 수가  $T$  이하이면 jamming 된 bit 들을 지워서 erasure로 만들고 error-erasure correction을 하게 된다. 따라서 이 과정 후에는 외부 부호 심볼이 correct 또는 error의 상태를 갖게 된다. 그래서 외부 부호 심볼이 correct 될 확률을 구하기 위해 먼저  $n$  bit 중  $l$  bit (여기서  $l$ 은  $T$  보다 작은 값이다)가 jamming될 확률  $P(l)$ 을 구하면 다음과 같다.

$$P(l) = \binom{n}{l} \lambda^l (1-\lambda)^{n-l} \quad (8)$$

특정 내부 codeword가  $n$  bit 중  $l$  bit가 jamming 되었다면,  $n-l$  bit들은 jammer의 영향을 받지 않고 background noise에만 영향을 받았다고 할 수 있다. 일반적으로  $(n, k)$  binary 부호는  $2t+l$ 이  $d_{min}-1$ 을 넘지 않는 범위에서  $t$  개의 error와  $l$  개의 erasure를 정정할 수 있으므로,  $n$  bit 중  $l$  bit가 jamming 되어 erasure로 처리된 상태에서 error-erasure correction을 하게 되면  $l$  개의 erasure를 정정한 후에도 내부 복호기는  $n-l$  bit 중 아직도  $e = \frac{d_{min}-1-l}{2}$  개의 er-

ror까지는 정정할 수 있는 능력이 남아 있게 된다. 그래서  $l$  bit가 jamming 되었다는 조건 하에서 내부 복호 과정을 거치고 난 후 외부 부호 심볼이 correct될 확률  $P(c|l)$ 은 다음과 같이 주어지게 된다.

$$P(c|l) = \sum_{i=0}^{\frac{d_{min}-1-l}{2}} \binom{n-l}{i} [P(e|Nf)]^i [1-P(e|Nf)]^{n-l-i} \quad (9)$$

따라서 결론적으로 내부 복호기를 거치고 난 후 외부 부호 심볼이 correct될 확률  $P_c$ 는 다음과 같이 된다.

$$\begin{aligned} P_c &= \sum_{l=0}^T P(l) \cdot P(c|l) \\ &= \sum_{l=0}^T \binom{n}{l} \lambda^l (1-\lambda)^{n-l} \sum_{i=0}^{\frac{d_{min}-1-l}{2}} \binom{n-l}{i} [P(e|Nf)]^i [1-P(e|Nf)]^{n-l-i} \end{aligned} \quad (10)$$

또한 내부 복호기를 거치고 난 후 외부 부호 심볼이 error가 될 확률  $P_e$ 는 다음과 같다.

$$P_e = 1 - P_{er} - P_c \quad (11)$$

한편 (7), (10), 그리고 (11) 식으로부터  $T=n$  인 경우에는 (10) 식의  $P_c$ 와 (5) 식의  $1-P_w$ 가 서로 일치하는 것을 볼 수 있다(부록 A 참조). 따라서  $T=n$ 의 경우가 되면, 적응 복호화 방식이 III장에서 설명한 기존의 복호화 방식에 해당됨을 알 수 있다.

이제, 외부 복호 과정은  $(N, K)$  RS 부호를 이용한 error-erasure correction을 수행하게 된다. 일반적으로,  $(N, K)$  RS 부호는  $2t+s$ 가  $N-K$ 를 넘지 않는 범위내에서  $s$  개의 erasure와  $t$  개의 error까지 정정할 수 있으므로, 외부 복호화 과정을 거친 후 복호에 성공할 확률  $P_{c,p}$ 는 다음과 같이 주어지며,

$$P_{c,p} = \sum_{s=0}^{N-K} \sum_{t=0}^{\frac{N-K-s}{2}} \binom{N}{s, t} P_{er}^s P_e^t P_c^{N-s-t} \quad (12)$$

외부 복호기의 전체 블럭 오류 확률 (즉, 복호에 실패할 확률)  $P_{bc,p}$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$P_{bc,p} = 1 - P_{c,p}$$

$$= 1 - \sum_{s=0}^{N-k} \sum_{t=0}^{\frac{N-k-s}{2}} \binom{N}{s, t} P_{er}^s P_e^t P_c^{N-s-t} \quad (13)$$

### V. 컴퓨터를 이용한 계산결과 및 고찰

이 장에서는 III 장과 IV 장에서 다룬 쇄상부호 시스템의 두가지 부호화 방식의 성능을 비교, 분석하였다. 쇄상부호 시스템의 내부부호로는 (15, 5) Binary BCH 부호를 사용하였고, 외부부호로는 (31, 15) RS 부호를 사용하였다. 변조방식은 Binary FSK를 사용하였으며, jamming level과 평균 신호 대 잡음비 (SNR)를 변화시켜가며 성능을 비교하였다. 복호기의 성능평가를 위해서는 전체 블록 오류 확률 (즉, 외부 부호기에서 복호에 실패할 확률)이 사용되었다.

한편, 제안된 적응 부호화 방식을 적용할 때 고려해야 할 중요한 파라미터가 바로 복호과정의 변화를 결정하는 기준값  $T$ 이다. 이 기준치  $T$ 를 어떻게 선택하느냐가 적응 부호화 방식의 성능에 많은 영향을 끼칠 것이기 때문에 적응 부호화 방식의 성능 향상을 위해서는 가장 합리적인 선택이 이루어져야 할 것으로 생각된다. 직관적으로는,  $(n, k)$  binary 부호가 error correction을 하나도 하지않고 erasure correction 만을 하는 경우에  $\epsilon = d_{min} - 1$  개의 erasure까지 정정할 수 있으므로 (즉,  $2\tau + \epsilon \leq d_{min} - 1$  에서  $\tau = 0$  인 경우),  $d_{min} - 1$  개가 넘는 erasure가 발생하면 어떠한 부호화 방법을 사용하더라도 올바른 복호가 불가능하다. 그래서, 이러한 경우에는 해당되는 내부 codeword를 지워서 erasure로 처리하는 것이 가장 효과적인 방법이라고 생각할 수 있다. 따라서, 우리가 내부부호의 erasure 정정 능력의 관점에서 고려해 볼때, 기준치  $T$ 의 가장 적당한 값은  $d_{min} - 1$ 로 선택하는 것이라고 생각된다.

$$T_{ch} = d_{min} - 1 \quad (14)$$

이러한 선택의 타당성을 보이기 위해  $T$  값의 변화에 따른  $P_c$ ,  $P_{er}$  그리고  $P_{be}$ 들의 값의 변화가 표 1에 제시되었다. 우리가 여기서 선택하고자 하는  $T$  값은 복호기의 성능, 즉 전체 블록 오류 확률  $P_{be}$ 를 가장 작게 만드는  $T$ 를 의미하게 된다.

제안된 적응 부호화 방식에서 (7), (10) 그리고 (11) 식들을 살펴보면 모두  $T$ 의 영향을 받으며, 특히 이중  $P_c$ 는 내부 부호기를 거치고 난 후 외부부호 심볼

이 correct될 확률로서  $P_c$ 가 점점 커지면, 내부 복호기뿐 아니라 외부부호기까지 포함하는 복호기의 전체 성능이 점점 향상되리라는 것은 당연한 결과이다. 따라서,  $T$ 의 가능한 범위내에서  $P_c$ 를 최대한 만드는  $T$  값이, 구하려고 하는 최적의  $T$  값을 구하는 한 방법이 될 수 있을 것이다. 식 (11)에 나타난  $P_e$ 를 최소화하는  $T$  값은 식 (7)의  $P_{er}$ 과 식 (10)의  $P_c$ 에 의하여 결정된다. 먼저,  $T$  값의 변화에 따른  $P_c$ 의 변화를 알아보면 (10)식으로부터 부록 B의 방법에 따라 다음과 같은 결과를 얻을 수 있다.

$$\begin{cases} P_c|_{T=\alpha+1} > P_c|_{T=\alpha}, & \alpha=0, 1, 2, \dots, d_{min}-2 \\ P_c|_{T=\alpha+1} = P_c|_{T=d_{min}-1}, & \alpha=d_{min}-1, d_{min}, \dots, n \end{cases} \quad (15)$$

즉, 식 (15)가 의미하는 것은  $T$ 가 0에서  $d_{min} - 1$  까지의 범위에서는  $P_c$ 의 값이 계속 단조증가하다가,  $T$ 가  $d_{min}$  이상의 값을 가지면,  $P_c$ 가  $T = d_{min} - 1$  일때의  $P_c$  값을 그대로 유지하는 것을 볼 수 있다. 따라서,  $P_c$ 를 최대한 만드는  $T$  값은  $d_{min} - 1 \leq T \leq n$  을 만족하는 모든  $T$  값이 다 해당됨을 알 수 있다. 식 (7)에 의하면  $T=0$ 에서  $T=n-1$ 까지  $T$  값이 커지면,  $P_{er}$ 이 계속 감소하는 것을 알 수 있다. 그러나,  $T$ 가  $d_{min} - 1$  보다 커지게 되면,  $P_c$ 는 최대값을 유지하지만,  $P_{er}$ 은 계속 감소하여 식 (11)에 따라  $P_e$ 는 계속 증가하게 됨을 볼 수 있다. 따라서,  $P_c$ 를 최대한 만들면서  $P_e$ 를 가장 최소로 하는  $T$  값은  $T = d_{min} - 1$  일때임을 알 수 있다. 이러한 고찰을 확인하기 위하여 표 1과 표 2에  $\lambda=0.2$ 와  $\lambda=0.25$ 인 경우에  $T$  값이 0에서  $n$  까지 변화할때  $P_{er}$ ,  $P_c$  그리고  $P_{be, \rho}$ 의 값들을 나타내었다. 예상한 대로  $T = d_{min} - 1$  일때 전체 블록 오류 확률  $P_{be}$ 가 가장 작아지는 것을 볼 수 있다.

그림 5-7은 제안된 적응 부호화 방식(ADS)과 기존의 부호화 방식(CDS)의 전체 블록 오류 확률을 jamming의 강도  $\lambda$ 가  $\lambda=0.2$ ,  $\lambda=0.25$  그리고  $\lambda=0.3$ 인 경우에 각각 서로 비교하였다. 세 그림에서 볼 수 있듯이 모든 SNR 영역에 대해, 제안된 적응 부호화 방식이 기존의 부호화 방식에 비해 훨씬 더 낮은 블록 오류 확률을 가지게 됨을 알 수 있다. 즉, 제안된 적응 부호화 방식을 사용하면 복호기의 성능이 기존의 복호기에 비해 훨씬 더 향상됨을 알 수 있다.

한편, 세 그림에서 공통적으로 볼 수 있는 현상으로서, SNR이 낮은 경우에는 두 부호화 방식의 성능 차이가 SNR이 높은 경우보다 상대적으로 작았다가,

표 1. 적응 복호화 방식에서  $T$ 의 변화에 따른  $P_{er}$ ,  $P_c$  그리고  $P_{be,p}$ 의 비교: (15, 5) Binary BCH 내부부호, (31, 15) RS 외부부호,  $\lambda = 0.2$  그리고  $d_{min} = 7$ .

Table 1.  $P_{er}$ ,  $P_c$  and  $P_{be,p}$  comparison of adaptive decoding scheme in varying  $T$ : (15, 5) binary BCH inner code, (31, 15) RS outer code,  $\lambda = 0.2$  and  $d_{min} = 7$ .

$T$	$P_{er}$	$P_c$	$P_{be,p}$
0	9.648156e-01	3.518431e-02	1.000000e+00
1	8.328742e-01	1.671152e-01	9.999557e-01
2	6.019768e-01	3.979982e-01	7.874164e-01
3	3.518379e-01	6.475427e-01	2.066823e-02
4	1.642337e-01	8.347738e-01	1.960760e-06
5	6.105143e-02	9.318085e-01	5.830376e-09
6	1.805881e-02	9.724887e-01	3.155914e-10
7	4.239750e-03	9.724887e-01	6.381093e-08
8	7.849854e-04	9.724887e-01	1.024769e-07
9	1.132257e-04	9.724887e-01	1.049456e-07
10	1.246170e-05	9.724887e-01	1.050038e-07
11	1.011253e-06	9.724887e-01	1.050045e-07
12	5.704909e-08	9.724887e-01	1.050046e-07
13	1.998848e-09	9.724887e-01	1.050046e-07
14	3.276800e-11	9.724887e-01	1.050046e-07
15	0.000000e+00	9.724887e-01	1.050046e-07

표 2. 적응 복호화 방식에서  $T$ 의 변화에 따른  $P_{er}$ ,  $P_c$  그리고  $P_{be,p}$ 의 비교: (15, 5) Binary BCH 내부부호, (31, 15) RS 외부부호,  $\lambda = 0.25$  그리고  $d_{min} = 7$ .

Table 2.  $P_{er}$ ,  $P_c$  and  $P_{be,p}$  comparison of adaptive decoding scheme in varying  $T$ : (15, 5) binary BCH inner code, (31, 15) RS outer code,  $\lambda = 0.25$  and  $d_{min} = 7$ .

$T$	$P_{er}$	$P_c$	$P_{be,p}$
0	9.866365e-01	1.336344e-02	1.000000e+00
1	9.198192e-01	8.017543e-02	1.000000e+00
2	7.639122e-01	2.360727e-01	9.977393e-01
3	5.387131e-01	4.607366e-01	5.352297e-01
4	3.135141e-01	6.854879e-01	6.330832e-03
5	1.483681e-01	8.407945e-01	1.967303e-05
6	5.662031e-02	9.276075e-01	2.569504e-07
7	1.729984e-02	9.276075e-01	1.040543e-04
8	4.193014e-03	9.276075e-01	2.336356e-04
9	7.949490e-04	9.276075e-01	2.522435e-04
10	1.153359e-04	9.276075e-01	2.530836e-04
11	1.236424e-05	9.276075e-01	2.531025e-04
12	9.229407e-07	9.276075e-01	2.531027e-04
13	4.284084e-08	9.276075e-01	2.531027e-04
14	9.313226e-10	9.276075e-01	2.531027e-04
15	0.000000e+00	9.276075e-01	2.531027e-04

SNR이 증가함에 따라 성능 차이가 점점 커짐을 볼 수 있다. 그것에 대한 이유는 SNR이 낮은 경우는 채널의 상태가 별로 좋지 않다는 것을 의미하게 되므로 이러한 상황에서는 전송되는 데이터들이 jammer에 의한 jamming 신호뿐만 아니라 background noise에도 많은 영향을 받게 되고, 그 결과로 수신되는 bit들 중에는 erasure 뿐만 아니라 많은 error가 발생하게 되어, jamming된 bit수에 따라 복호화 과정을 변화

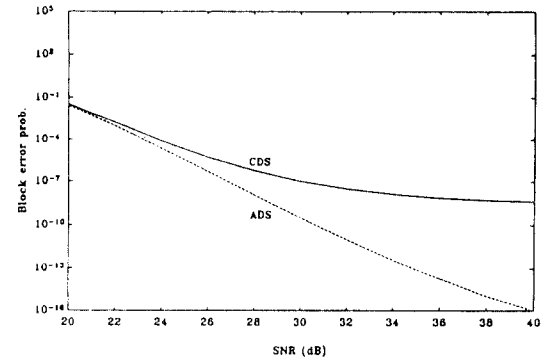


그림 5. SNR의 변화에 따른 전체 블록 오류 확률의 변화: (15, 5) binary BCH 내부부호, (31, 15) RS 외부부호 그리고  $\lambda = 0.2$ .

Fig. 5. Overall block error probability vs. average received SNR: (15, 5) binary BCH inner code, (31, 15) RS outer code and  $\lambda = 0.2$ .

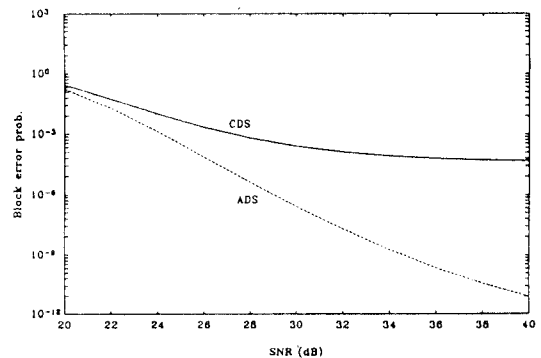


그림 6. SNR의 변화에 따른 전체 블록 오류 확률의 변화: (15, 5) binary BCH 내부부호, (31, 15) RS 외부부호 그리고  $\lambda = 0.25$ .

Fig. 6. Overall block error probability vs. average received SNR: (15, 5) binary BCH inner code, (31, 15) RS outer code and  $\lambda = 0.25$ .

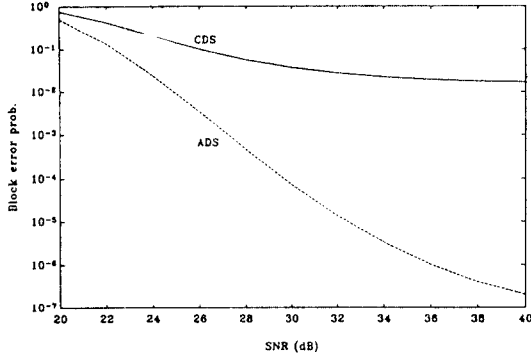


그림 7. SNR의 변화에 따른 전체 블럭 오류 확률의 변화: (15, 5) binary BCH 내부부호, (31, 15) RS 외부부호 그리고  $\lambda = 0.3$ .

Fig. 7. Overall block error probability vs. average received SNR : (15, 5) binary BCH inner code, (31, 15) RS outer code and  $\lambda = 0.3$ .

시키는 적응 부호화 방식의 효과가 상대적으로 줄어들게 된다. 그러나 SNR이 높은 경우에는 채널의 상태가 좋기때문에 채널을 통과하는 거의 모든 데이터들이 background noise에 심하게 영향을 받지 않게 되고 jamming 신호에 의해 많은 영향을 받게되어, 적응 부호화 방식의 효과가 크게 나타나게 된 것으로 볼 수 있다.

## VI. 결 론

본 논문에서는 펄스형 jamming 신호가 존재하는 주파수 도약 대역 확산 통신 환경에서 왜상부호 시스템의 부호화 방식에 대해 다루었다. 먼저, 왜상부호 시스템의 기존의 부호화 방식에 대해 설명하고 그것의 성능분석이 제시되었다. 그리고 나서 복호기가 jamming 신호의 강도에 따라 적응적으로 부호화 방법을 변화시키는 적응 부호화 방식을 제안하고, 복호기의 전체 블럭 오류 확률을 구함으로써 성능을 분석하였다.

컴퓨터를 이용한 계산 결과로부터 제안된 적응 부호화 방식이 기존의 부호화 방식보다 복호기의 전체 블럭 오류 확률이 훨씬 더 낮아짐을 볼 수 있었고, 이로부터 제안된 적응 부호화 방식을 사용한 복호기의 성능이 기존의 부호기보다 더 우수함을 알 수 있었다.

## 附錄 A

(5) 식에 의해

$$P_w = 1 - \sum_{j=0}^{d_{\text{run}}-1} \sum_{i=0}^2 \binom{n}{i, j} [(1-\lambda)P(e|NJ)]^i \lambda^j [(1-\lambda)(1-P(e|NJ))]^{n-i-j}$$

$T = n$  인 경우에 (10) 식의  $P_c$ 는

$$\begin{aligned} P_c|_{T=n} &= \sum_{l=0}^n \binom{n}{l} \lambda^l (1-\lambda)^{n-l} \sum_{i=0}^2 \binom{n-l}{i} [P(e|NJ)]^i [1-P(e|NJ)]^{n-l-i} \\ &= \sum_{l=0}^n \binom{n}{l} \lambda^l (1-\lambda)^i (1-\lambda)^{n-l-i} \sum_{i=0}^2 \binom{n-l}{i} [P(e|NJ)]^i [1-P(e|NJ)]^{n-l-i} \\ &= \sum_{l=0}^{d_{\text{run}}-1} \sum_{i=0}^2 \binom{n}{l} \binom{n-l}{i} \lambda^l (1-\lambda)^i [P(e|NJ)]^i (1-\lambda)^{n-l-i} [1-P(e|NJ)]^{n-l-i} \\ &\text{여기서 } \binom{n}{l} \binom{n-l}{i} = \binom{n}{i, l} \text{ 이므로 윗식은} \\ &= \sum_{l=0}^{d_{\text{run}}-1} \sum_{i=0}^2 \binom{n}{i, l} \lambda^l \{(1-\lambda)[P(e|NJ)]\}^i \{(1-\lambda)[1-P(e|NJ)]\}^{n-l-i} \\ &= 1 - P_w \end{aligned}$$

## 附錄 B

먼저,  $P_c|_{T=\alpha}$ 를  $T$ 가  $\alpha$  일 때의  $P_c$ 의 값으로 정의하면,  $P_c|_{T=\alpha}$ 는 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$\begin{aligned} P_c|_{T=\alpha} &= \sum_{l=0}^{\alpha} P(l) \cdot P(c|l) \\ &= \sum_{l=0}^{\alpha} \binom{n}{l} \lambda^l (1-\lambda)^{n-l} \sum_{i=0}^2 \binom{n-l}{i} [P(e|NJ)]^i [1-P(e|NJ)]^{n-l-i} \quad (A1) \end{aligned}$$



(A1)식에서 보면,

$$P(c|l) = 0, \quad l \geq d_{\min} \quad (A2)$$

임을 알 수 있다.

$T$ 의 변화에 따른  $P_c$ 의 변화를 알아보면,

$T=0$  인 경우,

$$P_c|_{T=0} = \sum_{l=0}^0 P(l) \cdot P(c|l) = P(0) P(c|0) \quad (A3)$$

$T=1$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=1} &= \sum_{l=0}^1 P(l) \cdot P(c|l) \\ &= P(0) P(c|0) + P(1) P(c|1) \end{aligned} \quad (A4)$$

$T=2$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=2} &= \sum_{l=0}^2 P(l) \cdot P(c|l) = P(0) P(c|0) \\ &\quad + P(1) P(c|1) + P(2) P(c|2) \\ &\quad \vdots \end{aligned} \quad (A5)$$

$T = d_{\min} - 1$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=d_{\min}-1} &= \sum_{l=0}^{d_{\min}-1} P(l) \cdot P(c|l) = P(0) P(c|0) \\ &\quad + P(1) P(c|1) + \dots + P(d_{\min}-1) P(c|d_{\min}-1) \end{aligned} \quad (A6)$$

$T = d_{\min}$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=d_{\min}} &= \sum_{l=0}^{d_{\min}} P(l) \cdot P(c|l) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} + P(d_{\min}) P(c|d_{\min}) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} \end{aligned} \quad (A7)$$

여기에서 (A2)에 의하여  $P(c|d_{\min}) = 0$ 을 사용하였다.

$T = d_{\min} + 1$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=d_{\min}+1} &= \sum_{l=0}^{d_{\min}+1} P(l) \cdot P(c|l) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} + P(d_{\min}) P(c|d_{\min}) \\ &\quad + P(d_{\min}+1) P(c|d_{\min}+1) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} \\ &\quad \vdots \end{aligned} \quad (A8)$$

$T = n$  인 경우,

$$\begin{aligned} P_c|_{T=n} &= \sum_{l=0}^n P(l) \cdot P(c|l) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} + \sum_{l=d_{\min}}^n P(l) \cdot P(c|l) \\ &= P_c|_{T=d_{\min}-1} \end{aligned} \quad (A9)$$

(A3)-(A9) 식 들로부터 다음과 같은 사실을 알 수 있다.

$$\begin{cases} P_c|_{T-\alpha+1} > P_c|_{T-\alpha}, & \alpha = 0, 1, 2, \dots, d_{\min}-2 \\ P_c|_{T-\alpha+1} = P_c|_{T-d_{\min}-1}, & \alpha = d_{\min}-1, d_{\min}, \dots, n \end{cases}$$

본 논문은 국방과학연구소에서 시행한 장기기초연구사업의 연구결과임.

### 참 고 문 헌

1. G. D. Forney, *Concatenated Codes*, MIT Press, Cambridge, MA, 1966.
2. L. B. Milstein, S. Davidovici and D. L. Schilling, "Coding and Modulation Techniques for Frequency-Hopped Spread-spectrum Communications Over a Pulse-Burst Jammed Rayleigh Fading Channel," *IEEE Journal on Selected Areas in Commun.*, vol. SAC-3, No. 5, pp. 644-651, Sep. 1985.
3. W. E. Stark, "Performance of Concatenated Codes on Channels with Jamming," *Proc. IEEE Int. Conf. Commun.*, pp. 7E4.1-7E4.5, June, 1982.
4. P. Sweeney, *Error Control Coding: An Introduction*, Prentice Hall Inc. 1991.
5. R. E. Blahut, *Theory and Practice of Error Control Codes*, Reading, MA : Addison-Wesley, 1983.



金正坤(Jeong Gon Kim) 정회원  
1969년 5월 24일생  
1991년 2월 : 한국과학기술대학 전기  
및 전자공학과 졸업  
(공학사)  
1993년 2월 : 한국과학기술원 전기  
및 전자공학과 졸업(공  
학석사)

1993년 3월 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기및 전자공학과 박사과정 재학중

※주관심분야 : 대역확산 통신, 이동통신, 오류정정 이론



金聖大(Seong-Dae Kim) 正會員  
1953년 12월 26日生  
1977年 : 서울대학교 電子工學科  
(工學士)  
1979年 : 韓國科學院 電氣및 電子工  
學科(工學碩士)  
1983年 : 프랑스 INPT ENSEEIHT  
(工學博士)

1984年 ~ 現在 : 韓國科學技術院 電氣및 電子工學科 教授  
※주관심분야 : 영상통신, 컴퓨터비전 등



金炯明(Hyung Myung Kim) 정회원  
1952년 10월 24일생  
1974년 2월 : 서울대학교 공학사  
1982년 4월 : 미국 Pittsburgh대학  
전기공학과 석사  
1985년 12월 : 미국 Pittsburgh대학  
전기공학과 박사  
1986년 4월 ~ 1992년 8월 : 한국과학  
기술원 전기및 전자공  
학과 조교수

1992년 9월 ~ 현재 : 한국과학기술원 전기및 전자공학과 부  
교수

※주관심분야 : 디지털신호와 영상처리, 다차원 시스템 이  
론, 비디오신호 전송통신 이론, 이동통신  
기술분야