

동기 능력을 보유한 변형된 BCH 부호

심 용 길†

요 약

본 논문에서는 통신 시스템에서 발생하는 에러를 정정 및 검출하기 위한 새로운 부호와 그 복호 방식을 제안하였다. 데이터 0의 런 길이를 제한하고 데이터 1의 최소 밀도를 증가시키기 위하여 (15, 7) BCH 부호를 변형하였으며 전체 패리티 비트를 추가하였다. 제안된 부호는 (16, 7) 블록 부호이며 비트 클럭 신호의 재생 능력과 높은 에러 제어 능력을 가지고 있다. 제안된 부호에서 데이터 0의 런 길이는 7 이하이고, 데이터 1의 밀도는 1/8 이상이며 최소 해밍 거리가 6임을 입증하였다. 제안된 부호를 사용하였을 때의 복호 에러 확률, 에러 검출 확률, 바른 복호 확률을 제시하였다. 기존의 다른 방식들에 비하여 오류 제어 능력이 우수함을 확인할 수 있었다.

A Modified BCH Code with Synchronization Capability

Yong-Geol Shim†

ABSTRACT

A new code and its decoding scheme are proposed. With this code, we can correct and detect the errors in communication systems. To limit the runlength of data 0 and augment the minimum density of data 1, a (15, 7) BCH code is modified and an overall parity bit is added. The proposed code is a (16, 7) block code which has the bit clock signal regeneration capability and high error control capability. It is proved that the runlength of data 0 is less than or equal to 7, the density of data 1 is greater than or equal to 1/8, and the minimum Hamming distance is 6. The decoding error probability, the error detection probability and the correct decoding probability are presented for the proposed code. It is shown that the proposed code has better error control capability than the conventional schemes.

키워드 : 에러 제어 부호(Error Control Codes), 제한된 런 길이(Limited Runlength)

1. 서 론

잡음이 존재하는 전송로를 통하여 디지털 통신을 하는 시스템은 높은 신뢰도를 유지하기 위한 수단으로 에러 제어 부호를 사용하고 있다. 에러 제어 부호는 전송하려는 정보 비트 외에 에러를 정정 또는 검출하기 위한 패리티 검사 비트를 추가하여 전송함으로써 용장성을 부여하고, 이 용장성을 이용하여 복호를 수행한다. 또한, 디지털 통신 시스템은 송신측과 수신측 사이의 동기 유지가 필수적인 과제이다. 동기를 유지하려면 송신측에서 사용한 비트 클럭 주파수 성분이 수신측에서 수신된 신호로부터 재생되어야 하는 경우가 대부분이다. 이러한 경우 선로 부호(line code)에는 심볼 전이가 자주 발생해야 비트 클럭 신호의 재생이 가능하다. 즉, 동일 심볼이 연속되는 길이인 런 길이(run-

length)가 짧아야 한다. 런 길이를 줄이는 방법에는 스크램블링, 바이폴라의 변형된 형태인 BNZS(bipolar with N-zero substitution), HDB-n(high-density bipolar with a maximum of n zeros), EFM(eight-to-fourteen modulation) 등이 있다[1, 2]. 이 방법들은 정보 전송에 소요되는 비트 수를 증가시키거나 또는 한 심볼의 레벨 수를 증가시켜서 용장성을 부여하고 이 용장성을 런 길이를 줄이는데 이용하고 있다.

결국, 용장성의 부여는 에러의 정정 및 검출에는 물론이고, 선로 부호의 런 길이 제한에도 필요하다. 그러나, 에러 제어 부호와와는 별도로, 선로 부호의 런 길이 제한을 위한 용장성을 다시 부여한다면 용장성이 2중으로 부여되어 매우 비효율적인 시스템이 된다. 본 논문은 에러 제어 부호에 포함된 용장성을 런 길이의 제한에 동시에 이용할 수 있는 방법의 연구를 목표로 한다.

현재까지 연구되어 있는 결과 중에서 대표적인 방법들을

* 이 연구는 2003학년도 단국대학교 대학연구비의 지원으로 연구되었음.

† 정 회 원 : 단국대학교 전자·컴퓨터학부 교수

논문접수 : 2003년 11월 27일, 심사완료 : 2004년 2월 16일

소개하면 다음과 같다. Ferreira는 세편의 논문을 통하여 자성체의 기록을 위한 부호들을 제안하였다. 먼저, 부호율이 1/2이고, 최소 해밍 거리가 2인 부호[3]를 제안하였는데 이것은 유한 상태 머신(finite state machine)에 의하여 발생되는 것으로, 최대 런 길이는 5이다. 다음으로 최대 런 길이가 8이고 최소 해밍 거리가 4인 (16, 8) 블록 부호[4]를 제안하였다. 그 후에 다시 천공 길쌈 부호를 이용하여 최대 런 길이가 4이고, 부호율이 3/6이며, 최소 해밍 거리가 4인 부호[5]를 제안하였다. Bergmann 등은 (16, 11) 확장 해밍 부호를 이용한 단일 에러 제어 부호[6]를 제안하였다. 이 부호는 7회 이상의 심볼 전이가 발생하는 해밍 무게가 8인 524개의 부호어들로 구성되어 있다. Blaum은 최대 런 길이가 6이고, 최소 해밍 거리가 4인 (16, 9) 블록 부호[7]를 제안하였다. Kas는 부호율이 (n-1)/n인 부호[8]를 제안하였는데, 이 부호는 에러 정정 능력은 없으나 대단히 간단한 부호 구성 방식을 갖는다.

이 부호들은 모두 직류 성분이 없는 성질을 가지고 있다. 이 무직류성분 성질을 유지하기 위하여 많은 용장성이 부여되었는데, 그 용장성의 양에 비하여 에러 정정 능력이 미약하고, 복호 방법도 복잡하다. 무직류성분 성질이 반드시 필요한 경우에는 교류 결합된 전송로를 통하여 기저 대역으로 통신을 하는 경우와 자성체에 기록된 데이터를 읽어 내야 하는 경우가 있다. 만약 무직류성분 성질이 필요하지 않은 경우를 대상으로 하여 런 길이의 제한만을 고려한다면 에러 제어 능력이 높으면서 복호 방법도 간단한 부호의 개발이 가능하다. 그리고 NRZI(non-return to zero inverted)와 같이 데이터 1에서 심볼의 극성을 반전하고 데이터 0에서는 반전하지 않는 시스템에서는 데이터 0의 런 길이를 제한할 필요가 있다. 즉, 데이터 1의 밀도가 높아야 하고 데이터 0의 런 길이가 짧아야 한다.

본 논문에서는 이상에서 고찰한 점들에 착안하여 비트 클럭 신호의 재생 능력이 우수하며, 에러 제어 능력이 높고 복호법이 간단한 부호를 개발하고자 한다. 정보 비트 수는 현재 보편적으로 사용되는 ASCII 부호의 길이와 일치하도록 7로 정하고, 부호어의 길이는 2 바이트인 16비트와 일치하도록 하여 (16, 7) 부호를 개발한다. 여러개의 랜덤 에러를 제어할 때 우수한 부호로 평가되고 있는 BCH 부호[9, 10] 중, (15, 7) 부호를 (16, 7) 부호의 부호화 및 복호화 과정에 이용함으로써 높은 에러 제어 능력과 함께 대수적 복호법의 사용이 가능하여 복호 방법이 간단해지는 장점을 가질 수 있다.

2. 부호화 및 복호화 방식의 제안

2.1 부호화 과정

7비트의 2원 벡터 $\mathbf{m} = (m_0, m_1, \dots, m_6)$ 에 대하여 정보 다항식 $m(x) = m_0 + m_1x + \dots + m_6x^6$ 을 대응시킨다. 정보 다항식 $m(x)$ 를 (15, 7) BCH 부호로 부호화하여 부호어 다항식 $v(x)$ 를 얻는다. (15, 7) BCH 부호의 생성 다항식은 $g(x) = 1 + x^4 + x^6 + x^7 + x^8$ 이다. $x^8m(x)$ 를 $g(x)$ 로 나눈 몫을 $Q(x)$, 나머지를 $r(x)$ 라 한다. 즉, $x^8m(x) = Q(x)g(x) + r(x)$ 이다. 이때 $r(x)$ 는 7차 이하의 다항식이며, 검사 다항식이 된다. BCH 부호어 다항식 $v(x)$ 는

$$\begin{aligned} v(x) &= r(x) + x^8m(x) \\ &= (r_0 + r_1x + \dots + r_7x^7) \\ &\quad + (m_0x^8 + m_1x^9 + \dots + m_6x^{14}) \end{aligned} \tag{1}$$

이고, $v(x)$ 에 대응되는 BCH 부호어는 $\mathbf{v} = (v_0, v_1, \dots, v_{14}) = (r_0, r_1, \dots, r_7, m_0, m_1, \dots, m_6)$ 이다. 이렇게 얻어진 (15, 7) BCH 부호는 모든 부호어들 사이의 최소 해밍 거리가 5이다.

BCH 부호어 \mathbf{v} 로부터 (16, 7) 부호어 $\mathbf{c} = (c_0, c_1, \dots, c_{15})$ 를 얻는 과정은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} c_i &= v_{i-1} \quad (i = 1, 2, \dots, 15, \quad i \neq 8) \\ c_8 &= v_7 + 1 \\ c_0 &= c_1 + c_2 + \dots + c_{15} \end{aligned} \tag{2}$$

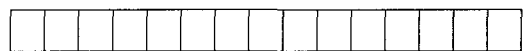
정보 벡터 \mathbf{m}

$$\mathbf{m} = (m_0, m_1, \dots, m_6)$$



(15, 7) BCH 부호어

$$\begin{aligned} \mathbf{v} &= (v_0, v_1, \dots, v_7, v_8, v_9, \dots, v_{14}) \\ &= (r_0, r_1, \dots, r_7, m_0, m_1, \dots, m_6) \end{aligned}$$



제안된 (16, 7) 부호어

$$\begin{aligned} \mathbf{c} &= (c_0, c_1, \dots, c_7, c_8, c_9, \dots, c_{15}) \\ &= (c_0, v_0, \dots, v_6, v_7+1, v_8, \dots, v_{14}) \\ &= (c_0, r_0, \dots, r_6, r_7+1, m_0, \dots, m_6) \end{aligned}$$



(그림 1) 부호화 과정의 개념도

즉, v_7 을 반전시키고, 전체 패리티 검사 비트 c_0 을 첨가

한다. v_7 을 반전시키는 이유를 정보 비트 m_0, m_1, \dots, m_6 가 모두 0인 경우의 예를 통하여 살펴본다. 정보 비트가 모두 0이면 $\mathbf{v} = (0, 0, \dots, 0)$ 이 되어 0의 런 길이가 매우 길어진다. 이 때 v_7 을 반전시키면 0의 런 길이가 제한되고 1의 밀도가 높아진다. (그림 1)에 부호화 과정의 개념도를 나타내었다.

제안된 (16, 7) 부호의 모든 부호어들 사이의 최소 해밍 거리는 6이다. 이 사실은 [정리 2]에서 입증될 것이다.

2.2 부호화 과정

부호어 \mathbf{c} 를 송신할 때 전송로 상에 존재하는 잡음에 의하여 에러가 발생한다. 에러 벡터를 2원 벡터 $\mathbf{e} = (e_0, e_1, \dots, e_{15})$ 로 표시할 때, 수신측에서는 2원 벡터 $\mathbf{c}' = \mathbf{c} + \mathbf{e}$ 를 수신하게 된다.

수신된 벡터 \mathbf{c}' 로부터 \mathbf{v}' 를 얻는 과정은 부호화의 역으로

$$\begin{aligned} v_i' &= c_{i+1}' \quad (i=0, 1, \dots, 14, i \neq 7) \\ v_7' &= c_8' + 1 \end{aligned} \quad (3)$$

이다. 이 \mathbf{v}' 를 (15, 7) BCH 부호의 복호법으로 복호한다. 이때 에러의 검출만을 수행하는 경우와 에러의 정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우를 생각할 수 있다.

에러의 검출만을 수행하는 경우에는 먼저 전체 패리티 검사 비트 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 를 비교한다. v_7' 은 c_8' 을 반전시킨 것이므로 만약 에러가 발생하지 않았다면 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 는 일치하지 않아야 한다. 따라서 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 가 일치한다면 홀수개의 에러가 발생한 것임을 검출할 수 있다. c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 가 일치하지 않더라도 짝수개의 에러가 발생했을 가능성이 있으므로 \mathbf{v}' 을 에러의 검출만을 수행하는 (15, 7) BCH 부호의 복호법으로 복호한다. (15, 7) BCH 부호의 복호법은 4개 이하의 에러를 검출할 수 있고, c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 의 비교 과정에서 모든 홀수개의 에러를 검출할 수 있으므로 결국 5개 이하의 에러와 모든 홀수개의 에러를 검출할 수 있다.

에러의 정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우에는 \mathbf{v}' 를 2개 이하의 에러를 정정할 수 있는 (15, 7) BCH 부호의 복호법으로 복호한다. 이 과정에서 1개 이하의 비트를 정정하였으면 올바르게 복호된 것으로 간주한다. 그러나 2개의 에러를 정정하였으면 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 를 비교하여 판단해야 한다. 만약 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 가 일치하지 않으면 짝수개의 에러가 발생한 것이므로 2비트의 정정으로 올

바르게 복호된 것으로 간주한다. c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 가 일치하면 2비트의 정정으로는 올바르게 복호된 것으로 간주할 수 없으며, 홀수개의 에러가 발생한 것으로 판정한다. 실제로 3개의 에러가 발생했을 경우 c_0' 과 $v_0' + v_1' + \dots + v_{14}'$ 는 일치하고 \mathbf{v}' 의 복호과정에서는 2비트를 정정하게 된다. 이러한 방법으로 복호를 수행하면 한 블록 내에서 2개 이하의 에러를 정정하고 3개의 에러와 모든 홀수개의 에러를 검출할 수 있다. 이것은 3장의 [정리 2]에서 입증될 제안된 부호의 최소 해밍 거리가 6이라는 사실과 부합한다.

3. 제안된(16, 7) 부호의 성능

NRZI 시스템과 같이 데이터 1에서 심볼의 극성을 반전하는 경우, 비트 클럭 신호의 재생을 위해서는 데이터 1의 밀도가 높아야 하고, 데이터 0의 런 길이가 짧아야 한다. 제안된 (16, 7) 부호에 대한 데이터 1의 밀도와 데이터 0의 런 길이 특성을 [정리 1]을 통하여 나타낸다. 또한, 에러 정정 능력을 의미하는 최소 해밍 거리를 [정리 2]로 나타낸다.

[정리 1] 제안된 (16, 7) 부호의 모든 부호어에 대하여, 데이터 0의 런 길이는 7 이하이고, 한 부호어 내의 데이터 1의 밀도는 1/8 이상이다.

[증명] 정보 다항식 $m(x)$ 가 0인 경우와 그렇지 않은 경우로 구분하여 생각한다. 먼저 $m(x) = 0$ 즉, 7개의 정보비트가 모두 0인 경우에 BCH 부호어 다항식 $v(x)$ 는 식 (1)에 의하여 $v(x) = 0$ 이 된다. 부호어 벡터 \mathbf{c} 는 식 (2)에 의하여 $\mathbf{c} = (1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ 이다. 이 때 한 부호어 내의 1의 밀도는 $2/16 = 1/8$ 이다. 다음으로 $m(x) \neq 0$ 인 경우에 (15, 7) BCH 부호의 최소 해밍 거리가 5이므로 BCH 부호어 \mathbf{v} 는 5개 이상의 1을 갖는다. 1의 밀도가 최소인 경우로서 \mathbf{v} 가 5개의 1을 가질 때 \mathbf{c} 에 포함된 1의 갯수를 생각한다. 만약 v_7 이 0이면 식 (2)에 의하여 $c_8 = 1, c_0 = 1$ 이 되므로 \mathbf{c} 는 7개의 1을 갖는다. 만약 v_7 이 1이면 식 (2)에 의하여 $c_8 = 0, c_0 = 0$ 이 되므로 \mathbf{c} 는 4개의 1을 갖는다. 따라서 \mathbf{c} 에 포함된 1의 갯수는 가장 적을 때 4개이며 이때 한 부호어 내의 데이터 1의 밀도는 $4/16 = 1/4$ 이다. 이 두가지 경우의 결과를 종합하면 데이터 0의 런 길이는 7 이하이고, 한 부호어 내의 데이터 1의 밀도는 $m(x) = 0$ 일때 가장 낮은 1/8이고 그 외에는 1/4 이상임을 알 수 있다. (증명끝)

비록 제안된 (16, 7) 부호에 해밍 무게가 4인 부호어가 존

제하지만 이 부호의 최소 해밍 거리는 6이며 이것은 정리 2에서 입증될 것이다. 다음 예를 통하여 이것을 생각해 본다. BCH 부호어인 $v_1 = (1, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 1, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ 은 5개의 1을 가지며, 모든 비트가 0인 BCH 부호어 v_0 와의 해밍 거리는 5이다. (2)식에 의하여 v_1 으로부터 얻어지는 (16, 7) 부호어는 $c_1 = (0, 1, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ 이며, c_1 의 해밍 무게는 4이다. 한편, 제안된 (16, 7) 부호어는 모든 비트가 0인 부호어가 존재하지 않는다. 모든 비트가 0인 BCH 부호어 v_0 로부터 얻어지는 (16, 7) 부호어는 $c_0 = (1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0)$ 이며 c_1 과 c_0 사이의 해밍 거리는 6이다.

[정리 2] 제안된 (16, 7) 부호의 모든 부호어들 사이의 해밍 거리는 6이다.

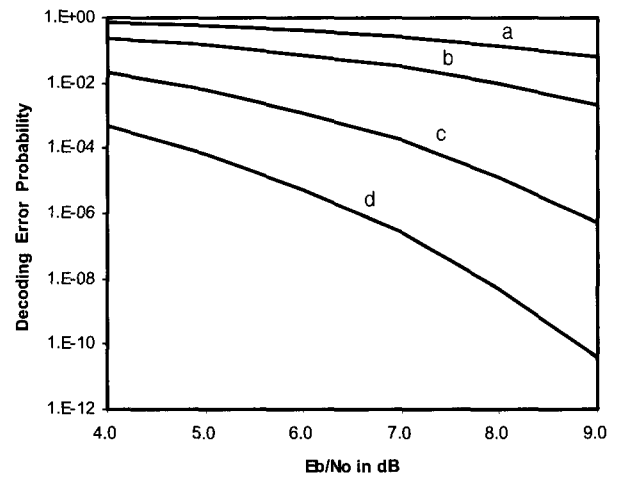
[증명] 식 (1)로 표현된 (15, 7) BCH 부호의 부호어들 사이의 최소 해밍 거리는 5이다. 식 (2)에서 v_7 의 반전은 최소 해밍 거리에 영향을 주지 않고, 전체 패리티 비트 c_0 의 첨가는 최소 해밍 거리를 하나 증가 시킨다. 따라서, 제안된 (16, 7) 부호의 모든 부호어들 사이의 최소 해밍 거리는 6이 된다.(증명끝)

최소 해밍 거리가 6이므로 2장의 복호화 과정에서 설명한대로 에러의 정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우에는 한 블록 내에서 2개 이하의 에러를 정정하고 3개의 에러를 검출할 수 있다. 또한 에러의 검출만을 수행하는 경우에는 한 블록 내에서 5개 이하의 에러와 모든 홀수개의 에러를 검출할 수 있다.

제안된 (16, 7) 부호의 에러 제어 능력을 확인하기 위하여 컴퓨터 시뮬레이션을 수행하였다. 통신 채널에서 여러 가지 다양한 원인으로 발생한 교란 요소들이 중첩되어 있는 잡음은 중앙 극한 정리(central limit theorem)에 의하여 가우시안 확률 밀도를 갖는 확률 변수가 된다. 따라서 가산성 백색 가우시안 잡음(additive white Gaussian noise, AWGN) 채널은 통신 채널의 가장 일반적인 형태로 받아들여지고 있다. 본 논문에서도 가산성 백색 가우시안 잡음 채널 환경에서 시뮬레이션을 수행하였다. 본 논문에서 사용하는 변조 방식은 BPSK로 선정하였다. BPSK 방식은 2진 반극성 신호를 전송하며, 2진 디지털 통신 시스템에서 보편적으로 사용되는 변조 방식이다.

Kas의 부호[8]는 부호화 및 복호화가 용이하고, 효율적인 부호 구성 방식을 갖고 있으며, 런 길이를 제한하는 기존의

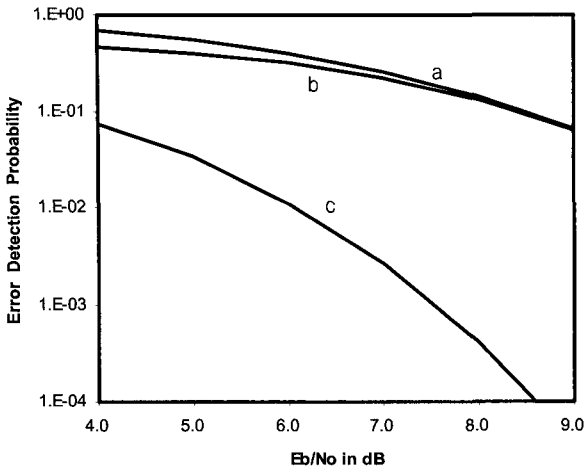
방식 중에서 가장 잘 알려져 있다. 이러한 이유로 본 논문에서 제안한 부호의 비교 대상을 Kas의 부호로 정하였다. (그림 2)는 신호대잡음비 E_b/N_0 의 변화에 대하여 복호 에러 확률 결과를 나타낸 것이다. 여기서 E_b 는 정보 비트당 에너지이며, N_0 는 편측 잡음 전력 밀도이다. Kas의 부호를 사용한 경우와 부호화를 하지 않은 경우의 결과도 (그림 2)에 함께 제시 하였다. (그림 2)에서 볼 수 있듯이 제안된 (16, 7) 부호를 사용하여 검출만을 수행하면 복호 에러 확률이 매우 낮은 우수한 성능을 얻을 수 있다. 제안된 부호를 사용하는 두가지 경우 모두 기존의 다른 방식들에 비해서는 우수한 성능을 얻을 수 있다.



a. 부호화 하지 않은 경우
 b. Kas의 부호
 c. 제안된 (16, 7) 부호(정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우)
 d. 제안된 (16, 7) 부호(검출만을 수행하는 경우)

(그림 2) 신호대잡음비의 변화에 대한 복호 에러 확률

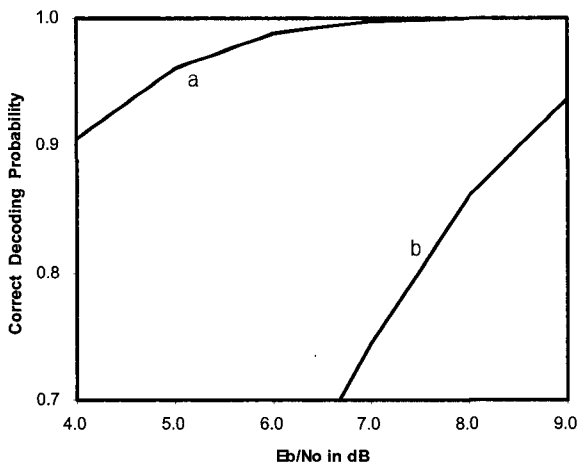
(그림 3)은 에러 검출 확률 결과를 나타낸 것이다. 에러를 정정할 수는 없지만 에러가 발생한 사실을 인지할 확률을 에러 검출 확률이라 한다. 수신기에서 에러를 검출하면 송신기에 재전송을 요구할 수도 있고, 수신기에서 미리 정해진 처리 과정을 수행할 수도 있다. 에러 검출 확률이 낮은 것과 높은 것 중 어느 쪽이 우수하다고 단정할 수 없다. (그림 3)을 보면 제안된 (16, 7) 부호를 사용하여 검출만을 수행하는 경우 에러를 검출 할 수 있는 확률을 높일 수 있으며, 제안된 (16, 7) 부호를 사용하여 정정 및 검출을 동시에 수행하면 대부분의 에러가 정정되기 때문에 에러 검출 확률은 낮아진 것을 알 수 있다. Kas의 부호를 사용하면 제안된 부호로 검출만을 수행하는 경우보다 에러 검출 확률이 약간 낮아진다. 부호화를 하지 않은 경우에는 에러 검출이 불가능하므로 (그림 3)에 표시하지 않았다.



a 제안된 (16, 7) 부호(검출만을 수행하는 경우)
 b Kas의 부호
 c 제안된 (16, 7) 부호(정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우)

(그림 3) 신호대잡음비의 변화에 대한 에러 검출 확률

에러가 발생하지 않았거나 발생한 에러를 정정하여 바른 복호 결과를 얻게 되는 확률을 바른 복호 확률이라 하며, (그림 4)에 이 확률을 나타내었다. 제안된 (16, 7) 부호를 사용하여 정정 및 검출을 동시에 수행하면 바른 복호 확률이 매우 높은 우수한 성능을 얻을 수 있다. 제안된 (16, 7) 부호를 사용하여 검출만을 수행하는 경우와 Kas의 부호를 사용하는 경우, 부호화를 하지 않은 경우의 바른 복호 확률은 모두 동일한 결과를 보이고 있다.



a 제안된 (16, 7) 부호(정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우)
 b 제안된 (16, 7) 부호(검출만을 수행하는 경우), Kas의 부호, 부호화 하지 않은 경우

(그림 4) 신호대잡음비의 변화에 대한 바른 복호 확률

제안된 부호는 [정리 2]에서 설명한대로 최소 해밍 거리가 6이다. 따라서 에러의 검출만을 수행하는 경우에는 5개 이하의 에러를 검출할 수 있으며, 에러의 정정 및 검출을 동시에 수행하는 경우에는 2개 이하의 에러를 정정하고 3

개의 에러를 검출할 수 있다. 반면에 Kas의 부호는 최소 해밍 거리가 2이므로 에러의 정정 능력이 없고 1개의 에러 검출만이 가능하다. 그 결과 (그림 2)와 (그림 3)에서 제안된 부호가 Kas의 부호보다 에러 제어 능력이 우수함을 확인할 수 있다.

4. 결 론

에러 제어 부호에 포함된 용장성을 데이터 0의 런 길이 제한과 데이터 1의 최소 밀도 증가에 이용할 수 있는 (16, 7) 블록 부호를 제안하고, 그 부호화 및 복호화 방법을 연구하였다. 부호어들 사이의 최소 해밍 거리가 6이므로 에러 정정 능력이 높다. 또한 제안된 부호의 구성에 이용한 BCH 부호에 대하여 여러가지 우수한 대수적 복호법들이 개발되어 있으며 이 방법들을 제안된 부호의 복호과정에 이용할 수 있다.

제안된 부호는 모든 부호어에 대하여 한 부호어 내에서 데이터 1의 밀도는 1/8 이상이고, 임의의 부호어 내에서 데이터 0의 런 길이가 7 이하이며, 최소 해밍 거리가 6임을 입증할 수 있었다. 또한, 기존의 방식들에 비하여 에러 제어 능력이 우수함을 확인하였다.

제안된 부호는 정보 비트 수가 ASCII 부호의 길이인 7비트와 일치하며, 한 블록의 부호길이를 16비트로 하였으므로 바이트 단위로 정보 처리를 수행하는 시스템에 적합하여 폭넓은 사용이 가능하다.

참 고 문 헌

- [1] W. Stallings, Data and Computer Communications, 6th Edition, Prentice Hall, 1999.
- [2] J. G. Proakis, Digital Communications, 4th Edition, Prentice Hall, 2000.
- [3] H. C. Ferreira, "On dc free magnetic recoding codes generated by finitestate machines," IEEE Trans. Magn., Vol. MAG-19, pp.2691-2693, Nov., 1983.
- [4] H. C. Ferreira, "Lower bounds on the minimum Hamming distance achievable with runlength constrained or dc free block codes and the synthesis of a (16, 8) dmin = 4 dc free block code," IEEE Trans. Magn., Vol.MAG-20, pp.881-883, Sept., 1984.
- [5] H. C. Ferreira, "The synthesis of magnetic recording trellis codes with good Hamming distance properties," IEEE Trans. Magn., Vol.MAG-21, pp.1356-1358, Sept., 1985.
- [6] E. E. Bergmann, A. M. Odlyzko and S. H. Sangani, "Half weight block codes for optical communications," AT&T Tech. J., Vol.65, pp.85-93, 1986.
- [7] M. Blaum, "A (16, 9, 6, 5, 4) error-correcting dc free block

- codes," IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-34, pp.138-141, Jan., 1988.
- [8] I. Kas, "dc-free codes of rate $(n-1)/n$," IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-46, pp.633-634, March, 2000.
- [9] A. Hocquenghem, "Codes correcteurs d'erreurs," Chiffres, 2, pp.147-156, 1959.
- [10] R. C. Bose and D. K. Ray-Chaudhuri, "On a class of error correcting binary group codes," Inf. and Contr., 3, pp. 68-79, March, 1960.



심 용 걸

e-mail : ygshim@dku.edu

1982년 서울대학교 전자공학과(공학사)

1984년 서울대학교 대학원 전자공학과
(공학석사)

1982년 서울대학교 대학원 전자공학과
(공학박사)

1988년~현재 단국대학교 전자·컴퓨터학부 교수

관심분야 : 통신공학, 부호이론, 정보이론