

Deep-Space 광통신을 위한 터보 부호화 변조 기법

준회원 오 상 목*, 황 인 호*, 종신회원 이 정 우*

A Turbo-Coded Modulation Scheme for Deep-Space Optical Communications

Sangmok Oh*, Inho Hwang* Associate Members, Jeong Woo Lee* Lifelong Member

요 약

본 논문에서는 deep-space 광통신을 위한 터보 부호화 변조 기법을 설계한다. 설계한 기법의 송신 단에서는 터보 부호화와 누적이, 펄스 위치 변조기(PPM)를 연결한 구조를 사용하고, 수신 단에서는 터보 부호 자체의 복호를 위한 반복 복호와 연결 부호 간의 반복 복호를 동시에 사용하는 복호 기법을 제시한다. 광통신 채널로는 이상적인 광자 직접 검파기를 사용하는 경우를 가정하여 Poisson 채널을 사용한다. 컴퓨터 모의실험을 통해, 설계한 기법이 기존에 광통신 부호화 변조 기법으로 제시되었던 LDPC-APPM, RS-PPM, SCPPM 등 보다 우월한 성능을 보임을 확인할 수 있다.

Key Words : deep space optical communications, turbo coded modulation, iterative decoding, pulse position modulation, Poisson channel

ABSTRACT

A novel turbo coded modulation scheme, called turbo-APPM, for deep space optical communications is constructed. The constructed turbo-APPM is a serial concatenations of turbo codes, an accumulator and a pulse position modulation (PPM), where turbo codes act as an outer code while the accumulator and the PPM act together as an inner code. The generator polynomial and the puncturing rule for generating turbo codes are chosen to show the low bit error rate. At the receiver, the joint decoding is performed by exchanging soft information iteratively between the inner decoder and the outer decoder. In the outer decoder, a local iterative decoding for turbo codes is conducted before transferring soft information to the inner decoder. Poisson distribution is used to model the deep space optical channel. It is shown by simulations that the constructed turbo-APPM provides coding gains over all previously proposed schemes such as LDPC-APPM, RS-PPM and SCPPM.

I. 서 론

Deep-space 광통신의 전송 오류율을 줄이기 위한 방법으로 오류 정정 부호와 변조 기법에 대한 연구가 활발히 이루어져 왔다. 펄스 위치 변조(Pulse

position modulation : PPM)는 낮은 전력으로도 성능이 좋고 고속의 전송이 가능하다는 점에서 광통신에 많이 사용되는 변조 방식이다^[1]. 그 동안 deep-space 광통신용 오류 정정 부호와 변조기법에 대한 연구 결과로서 펄스 위치 변조기와 Reed-

※ 본 과제(결과물)는 지식경제부의 지원으로 수행한 에너지자원인력양성사업의 연구결과입니다. 본 연구는 서울시 산학연 협력사업(10544, 10560)의 지원을 받아 수행되었음.

* 중앙대학교 전자전기공학부 (smoh@wm.cau.ac.kr, inohwang@wm.cau.ac.kr, jwlee2@cau.ac.kr)

논문번호 : KICS2009-08-339, 접수일자 : 2009년 8월 7일, 최종논문접수일자 : 2010년 1월 18일

Solomon(RS) 부호를 연결하여 구성한 RS-PPM 부호화 변조 기법이 제안되었으며^[2], 누적기(accumulator)를 펄스 위치 변조기의 앞단에 연결한 APPM(Accumulator PPM)을 LDPC 부호와 직렬로 연결시킨 LDPC-APPM 부호화 변조 기법에 관한 연구도 수행되었다^[3]. LDPC-APPM은 APPM과 LDPC 부호를 직렬 연결하여 구성함으로써 수신 단에서 LDPC 복호기와 APPM 복호기 간에 반복 복호를 가능하도록 하여 성능 향상을 보였다. Barsoum 등은 LDPC-APPM을 EXIT 차트를 이용하여 분석하는 연구를 하기도 했다^[4]. 또한 터보 부호(turbo code)를 광통신 환경에서의 오류 정정 부호로 사용하는 연구도 있었다^{[5][6]}. 광통신에서의 부호화 변조 기법에 관한 여러 연구를 중에서, 길쌈부호(convolutional code)와 APPM을 직렬 연결한 SCPPM(serial concatenated PPM)^{[7][8]}은 채널 용량에 근접하는 강력한 오류 정정 성능을 보여주고 있다. 길쌈부호와 APPM을 인터리버를 통해 직렬 연결시킴으로서 구성되는 SCPPM은, 수신 단에서 LDPC-APPM과 동일하게 길쌈 부호 복호기와 APPM 복호기 간의 반복 복호를 이용한다.

본 논문에서는 터보 부호를 외부 부호(outer code)로, APPM을 내부 부호(inner code)로 하는 새로운 부호화 변조 기법인 터보-APPM을 설계한다.

1993년에 Berrou 등에 의해 소개된 터보 부호^[9]는 AWGN 환경에서 Shannon의 이론적 한계에 근접한 강력한 오류 정정 성능을 보인다. 터보 부호는 두 개 이상의 길쌈 부호를 인터리버를 사이에 두고 병렬로 연결시킨 구조를 가지고 있다. 즉, 같은 입력 시퀀스를 배열만 바꿔서 두 개 이상의 요소 부호화기(component encoder)에 입력으로 사용하게 된다.

터보 부호의 복호 알고리즘은 1974년 Bahl 등이 제시한 BCJR 알고리즘^[10]을 기반으로 한 MAP(Maximum A Posteriori)알고리즘을 사용한다^[11]. 터보 복호기는 각각의 요소 부호화기에 대응하는 MAP 요소 복호기로 이루어져 있으며, 각 MAP 요소 부호기 간에 외부 정보(extrinsic information)를 주고받음으로서 반복 복호를 실행하게 된다.

본 논문에서 설계한 터보-APPM은 기존의 SCPPM의 길쌈 부호 복호기와 APPM 복호기 간의 반복 복호뿐만 아니라, 터보 부호 자체의 반복 복호가 존재한다는 차이점이 있다. 즉, APPM 복호기로부터 받은 정보를 가지고 터보 복호 과정을 수행하고, 터보 복호 내에서 반복 복호를 수행한 후, 정해

진 반복 복호 횟수 이 후에 APPM 복호기로 정보를 보내게 된다.

본 논문의 나머지 부분은 다음과 같은 순서로 구성하였다. 2 장에서는 전체적인 시스템에 대해 기술하였고, 3 장을 통해 반복 복호 기법을 자세하게 제시하였다. 컴퓨터 모의실험을 통해 SCPPM, LDPC-APPM 등과의 비교를 4 장에서 기술하였으며, 마지막으로 5 장에서 결론을 이끌어 낸다.

II. 시스템 모델

본 논문에서 설계한 터보-APPM의 송신 단은 그림 1에 도시된 구조와 같이 터보 부호기와 연결인 터리버, 누적기, 펄스 위치 변조기로 구성되어 있다. 터보부호기는 외부 부호로서, 누적기와 펄스 위치 변조기는 내부 부호로서 연결 인터리버를 사이에 두고 직렬 연결되어 있다. m 은 정보 비트열, c 는 터보 부호기에 의해 부호화된 부호어를 나타내며, d 는 c 가 연결 인터리버를 통과하여 인터리빙된 비트열을 의미한다. 또한 s 는 d 가 누적기를 통과한 이후의 비트열을 나타낸다. c, d, s 의 길이는 N 비트로 가정한다.

본 논문에서 설계한 터보-APPM의 터보 부호기는 그림 2에 보인 것과 같이 비재귀적(non-recursive)이고, 정보 비트가 부호어에 그대로 사용되지 않는 비구조적(non-systematic)인 특성을 가지고 있다. 터보 부호의 요소 부호화기 각각의 부호화

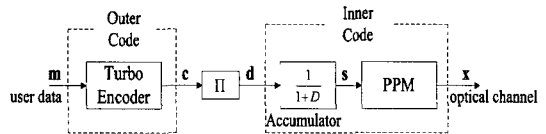


그림 1. 터보-APPM의 송신 단 구조

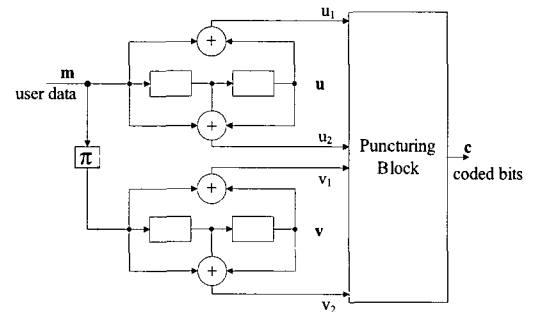


그림 2. 터보 부호기 구조

은 $1/2$ 이며 요소 부호의 생성 다항식은 $(5,7)_{(8)}$ 이다. 첫 번째 요소 부호화기에서 생성된 요소 부호어를 \mathbf{u} , 두 번째 요소 부호화기에서 생성된 요소 부호어를 \mathbf{v} 라 하자. 다양한 부호율을 위해 각 요소 부호기에서 나오는 요소 부호어 \mathbf{u} , \mathbf{v} 는 천공(puncturing) 블록을 거친 후 부호어 \mathbf{c} 를 형성하게 된다.

M-ary 펄스 위치 변조에서는 먼저 길이가 N 인 비트열 \mathbf{s} 로부터 $K = N/\log_2 M$ 개의 심볼을 형성한다. 이 심볼들을 s_k , ($k=1,2,\dots,K$)로 나타낸다. 다음으로 하나의 심볼을 전송하는데 필요한 시간 구간을 M 개의 슬롯으로 나누고 해당 심볼의 값에 따라 M 개의 시간 슬롯 중 한 곳에서만 펄스 \mathbf{x} 를 발생시켜 전송한다. 본 논문에서는 심볼의 십진 값에 해당하는 시간 슬롯에 펄스 \mathbf{x} 를 발생시키는 방법을 사용한다. 즉, $s_k = j$ ($j=0,1,\dots,M-1$)인 경우, j 번째 시간 슬롯에 펄스를 발생시킨다. 그림 3에서는 $M = 8$ 인 8-ary 펄스 위치 변조에 대한 예를 보이고 있다.

광통신 채널로는 이상적인 직접 검파기를 사용하는 경우를 가정하여 Poisson 채널로 모델링하였다. n_b 를 하나의 펄스 위치 변조 시간 슬롯에 있는 평균 잡음 광자(photon)의 수, n_s 를 신호 펄스가 있는 시간 슬롯의 평균 신호 광자의 수라고 하면 Poisson 채널은

$$p_{Poisson}(l|1) = \frac{(n_s + n_b)^l \exp[-(n_s + n_b)]}{l!} \quad (1)$$

$$p_{Poisson}(l|0) = \frac{(n_b)^l \exp[-n_b]}{l!} \quad (2)$$

와 같이 표현된다. 여기서 $p_{Poisson}(l|1)$ 은 해당 슬롯

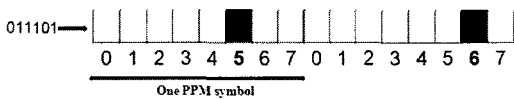


그림 3. 펄스 위치 변조(8-ary 펄스 위치 변조)

에서 펄스를 발생시킨 경우 수신 단에서 l 개의 광자를 검출할 확률이고 $p_{Poisson}(l|0)$ 은 해당 슬롯에서 펄스를 발생시키지 않은 경우 수신 단에서 l 개의 광자를 검출할 확률이다.

본 논문에서 설계한 터보-APPM의 수신 단은 그림 4에 도시한 바와 같이, 소프트 심볼 복조기(soft symbol demapper), 내부 복조기(APPM 복조기), 외부 복조기(터보 복조기)로 구성되어 있으며, 내부 복조기와 외부 복조기 사이에 연접 인터리버와 디인터리버가 위치한다. APPM 복조기와 터보 복조기는 외부 정보를 주고받으면서 반복 복호를 수행한다.

APPM 복조기는 소프트 심볼 복조기의 출력과 터보 복조기로부터 전달된 외부 정보를 이용해서 MAP 알고리즘에 기반한 복호를 수행한 후, 여기서 얻어진 외부 정보를 터보 복조기로 전달한다. 터보 복조기는 2개의 MAP 요소 복조기로 구성되어 있고, 이 2개의 MAP 요소 복조기는 서로 정보 비트열 \mathbf{m} 에 대한 외부 정보를 교환하며 자체의 반복 복호를 수행하게 된다. 터보 복조기는 정해진 횟수만큼의 반복 복호가 끝나면, 부호어 비트 \mathbf{c} 에 대한 외부 정보를 계산하여 이를 APPM 복조기로 전달해 준다. 반복 복호를 수행하는데 있어서, APPM 복조기와 터보 복조기의 MAP 요소 복조기들이 사용 및 생성하는 외부 정보들은 그 성격이 다르다. APPM 복조기의 입력 및 출력은 심볼에 대한 외부 정보인 반면, 터보 복조기의 MAP 요소 복조기들의 입력과 출력은 비트에 대한 외부 정보들이다. 따라서 APPM 복조기와 터보 복조기 간의 외부 정보 교환은 심볼 정보로부터 비트 정보로, 또는 비트 정보로부터 심볼 정보로의 변환 과정을 거친 후 이루어진다.

수신 단에 있는 APPM 복조기와 터보 복조기는 BCJR 알고리즘을 기반으로 한 log-MAP 알고리즘을 이용하여 복호를 수행한다.

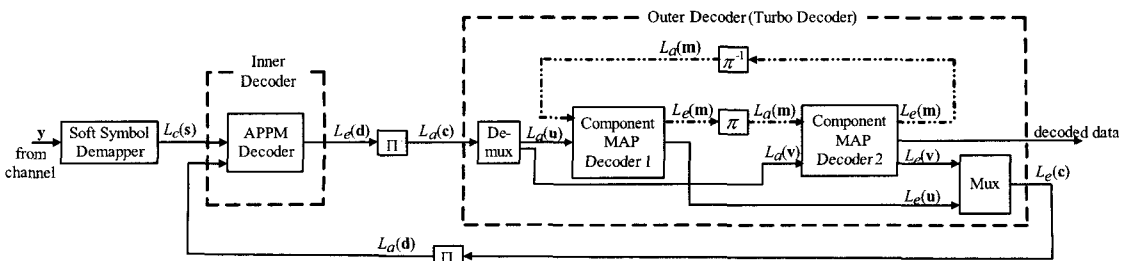


그림 4. 전체 수신 단 구조 및 반복 복호 흐름

III. 반복 복호 알고리즘

그림 4의 광자 직접 검파기 출력 값 \mathbf{y} 는 소프트 심볼 복조기의 입력으로 사용된다. y_k^j 는 k 번째 심볼 s_k 에 해당하는 시간 구간 중 j 번째 슬롯에서 검출된 광자의 수를 나타내고, \mathbf{y}_k 를 $[y_k^0, y_k^1, \dots, y_k^{M-1}]^T$ 이라 하자. 이때 y_k^j 는 Poisson 분포를 갖게 된다. 심볼 s_k 를 전송하고 직접 검파기에서 \mathbf{y}_k 가 출력되었을 경우, 수신 단에서 심볼 값을 j 로 추정할 확률

$$\begin{aligned}
 p(\hat{s}_k = j | s_k, \mathbf{y}_k) & \text{ 는,} \\
 p(\hat{s}_k = j | s_k, \mathbf{y}_k) &= p_{\text{Poisson}}(y_k^j | 1) \prod_{i=0, i \neq j}^{M-1} p_{\text{Poisson}}(y_k^i | 0) \\
 &= \frac{p_{\text{Poisson}}(y_k^j | 1)}{p_{\text{Poisson}}(y_k^j | 0)} \prod_{i=0}^{M-1} p_{\text{Poisson}}(y_k^i | 0) \quad (3) \\
 &= A \left(\frac{n_s + n_b}{n_b} \right)^{y_k^j} \cdot e^{-n_s}
 \end{aligned}$$

로 표현된다. 여기서 A 는 상수이다. 이 값을 이용하여 소프트 심볼 복조기는 각 심볼 s_k 에 대한 채널 log likelihood(LL) 값을

$$\begin{aligned}
 L_c(\hat{s}_k = j) & \triangleq \log[p(\hat{s}_k = j | s_k, \mathbf{y}_k)] \\
 &= \log \left[A \left(\frac{n_s + n_b}{n_b} \right)^{y_k^j} e^{-n_s} \right] \quad (4) \\
 &= y_k^j \cdot \log \left(\frac{n_s + n_b}{n_b} \right) + \text{constant}
 \end{aligned}$$

와 같이 얻은 후, 이를 APPM 복호기로 전달한다^[12]. 식 (4)에서 알 수 있듯이 주어진 k 에 대해 $j = 0, 1, \dots, M-1$ 에 해당하는 M 개의 채널 LL 값을 연산하여 APPM 복호기로 전달하며, 이를 $L_c(\mathbf{s}_k) = [L_c(\hat{s}_k = 0), L_c(\hat{s}_k = 1), \dots, L_c(\hat{s}_k = M-1)]^T$ 로 나타내자. 따라서 N 비트의 정보 비트열을 처리하기 위해, 소프트 심볼 복조기로부터 APPM 복호기로 전달되는 채널 LL 정보는 $L_c(\mathbf{s}) = [L_c(\mathbf{s}_1), L_c(\mathbf{s}_2), \dots, L_c(\mathbf{s}_K)]$ 의 형태가 된다.

APPM 복호기는 소프트 심볼 복조기로부터 채널 LL값 $L_c(\mathbf{s})$ 를 받고, 터보 복호기로부터 인터리빙된 부호어 비트열 \mathbf{d} 의 사전 확률(*a priori probability*)

에 대한 log likelihood ratio(LLR) 값 $L_a(\mathbf{d})$ 를 입력으로 받아서 복호를 하게 된다. APPM 복호기에서는 심볼을 기반으로 한 log-MAP 복호를 수행한다. 즉, 트렐리스 상에서의 상태 전이(state transition)가 하나의 심볼을 이루는 $\log_2 M$ 개의 입력 비트열이 모두 누적기를 통과한 뒤의 상태(state)를 적용하게 되는 것이다. 메모리가 1 개인 누적기를 사용하는 APPM의 트렐리스는 두 개의 상태를 가지며, 각 상태에서 M 개의 가지(branch)가 나가게 되는 구조를 가진다. 그림 5(a)는 APPM의 트렐리스를 보여주고 있다. 하나의 심볼을 이루는 $\log_2 M$ 개의 입력 비트열 중 최종 비트가 0이면 다음 상태는 0이 되며, 최종 비트가 1이면 다음 상태가 1이 되는 상태 전이가 일어난다. 따라서 그림 5(a)에서 네 가지의 상태 전이는 각각 $\frac{1}{2} M$ 개의 가지로 이루어진다.

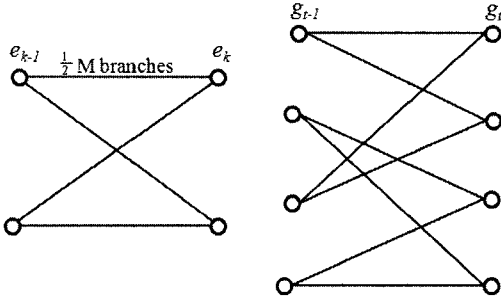
APPM 복호기가 심볼을 기반으로 한 복호를 수행하기 때문에 터보 복호기로부터 받는 부호어 비트의 사전확률 LLR값 $L_a(\mathbf{d})$ 는 심볼에 대한 정보로 변환되어야 APPM의 복호 과정에 적용할 수 있게 된다. 즉, 비트 단위의 정보들을 심볼 단위로 변환하는 과정이 필요하다. 누적기를 통과한 후 심볼 s_k 를 형성하게 되는 $\log_2 M$ 개의 비트열을 \mathbf{d}_k 라 하고 \mathbf{d}_k 내의 i 번째 비트를 $d_{k,i}$ 라 하자. 이와 같이 정의된 $d_{k,i}$ 에 대한 사전확률 LLR 값을 $L_a(d_{k,i})$ 라 하면, k 번째 심볼 s_k 의 사전확률 LL 값은,

$$\begin{aligned}
 L_a(s_k = j) & \triangleq \log[p(s_k = j)] \\
 &= \log[p(d_{k,1} = a_1^j) p(d_{k,2} = a_2^j) \dots p(d_{k, \log_2 M} = a_{\log_2 M}^j)] \\
 &= \sum_{i=1}^{\log_2 M} \log[p(d_{k,i} = a_i^j)] \quad (5) \\
 &= \sum_{i=1}^{\log_2 M} \frac{1}{2} (-1)^{a_i^j} L_a(d_{k,i}) + \text{constant}
 \end{aligned}$$

로 구할 수 있다^[8]. 여기서

$$\begin{aligned}
 \log[p(d_{k,i} = a_i^j)] &= \\
 \frac{1}{2} (-1)^{a_i^j} L_a(d_{k,i}) &+ \frac{1}{2} \log[p(d_{k,i} = 0)p(d_{k,i} = 1)] \quad (6)
 \end{aligned}$$

이며, a_i^j 는 십진 값 j 의 펄스 위치 변조 심볼의 i 번째 비트로서 0 또는 1의 값을 가진다. 각 k 에 대해 $L_a(\mathbf{s}_k) = [L_a(s_k = 0), L_a(s_k = 1), \dots, L_a(s_k = M-1)]^T$ 를 구하게 되므로 N 비트의 정보 비트열을



(a) APPM 복호기 (b) MAP 요소 복호기

그림 5. APPM 복호기와 MAP 요소 복호기의 트렐리스 구조

처리하기 위해서는 $L_a(\mathbf{s}) = [L_a(s_1), L_a(s_2), \dots, L_a(s_k)]$ 를 구하게 된다. 이제 APPM 복호기는 $L_c(\mathbf{s})$ 와 $L_a(\mathbf{s})$ 를 가지고 심볼 기반의 log-MAP 복호를 수행하게 된다. k 번째 심볼의 사후확률(*a posteriori probability*) LL 값은,

$$L(s_k = j) \triangleq \log[p(s_k = j|y_k)]$$

$$= \log \left[\sum_{e_k} \sum_{e_{k-1}} \gamma_{s_k=j}(y_k, e_{k-1}, e_k) \alpha_{k-1}(e_{k-1}) \beta_k(e_k) \right] \quad (7)$$

와 같이 구해지며, 여기서 e_{k-1} 은 트렐리스 상에서 k 번째 심볼의 이전 상태(past state)를 말하며, e_k 는 현재 상태(current state)를 나타낸다. 이때 $\alpha_k(e_k)$ 와 $\beta_k(e_k)$ 는 각각 순방향 재귀와 역방향 재귀에 의해 얻어지며, $\gamma(y_k, e_{k-1}, e_k)$ 는 주어진 y_k 에 대해 두 상태 e_{k-1} 과 e_k 간의 상태 전이 확률을 의미한다¹⁰⁾. 사후 확률 LLR 값 역시 각 k 에 대해 $L(\mathbf{s}_k) = [L(s_k = 0), L(s_k = 1), \dots, L(s_k = M-1)]^T$ 를 얻게 되며 N 비트의 정보 비트열을 처리하기 위해서는 $L(\mathbf{s}) = [L(s_1), L(s_2), \dots, L(s_k)]$ 를 구한다. $L(\mathbf{s})$ 는 부호어 비트에 대한 사후 확률 LLR값 $L(\mathbf{d})$ 연산을 위해 사용된다. 최종적으로 APPM 복호기는 터보 복호기와의 반복 복호를 위해 부호어 비트에 대한 외부 정보 값 $L_e(\mathbf{d})$ 를 생성하여 터보 복호기로 전달한다. 부호어 비트에 대한 사후확률 LLR값은,

$$L(d_{k,i}) \triangleq \log \left[\frac{p(d_{k,i} = 0|y_k)}{p(d_{k,i} = 1|y_k)} \right]$$

$$= \log \left[\sum_{j: a'_j=0} L(s_k = j) \right] - \log \left[\sum_{j: a'_j=1} L(s_k = j) \right] \quad (8)$$

와 같이 얻어지며, 외부 정보 값은

$$L_e(d_{k,i}) = L(d_{k,i}) - L_a(d_{k,i}) \quad (9)$$

와 같이 구해진다. 그림 4에서 보이듯이 $L_e(\mathbf{d})$ 는 디인터리버를 거친 후 $L_a(\mathbf{c})$ 를 형성하고, $L_a(\mathbf{c})$ 는 분배기(demux)를 통해 각 요소 부호어에 대한 사전 확률 LLR인 $L_a(\mathbf{u})$ 와 $L_a(\mathbf{v})$ 로 분리된 후 각각 MAP 요소 복호기 1과 MAP 요소 복호기 2로 입력된다. $L_a(\mathbf{u})$ 는 터보 부호기의 패리티 비트 u_1 과 u_2 에 대한 정보이므로 MAP 요소 복호기 1로, $L_a(\mathbf{v})$ 는 v_1 과 v_2 에 대한 정보이므로 MAP 요소 복호기 2로 입력된다. 이때 분배기는 그림 2에서 \mathbf{u} 와 \mathbf{v} 로부터 \mathbf{c} 를 형성하는 천공 알고리즘의 역이다. 각 MAP 요소 복호기는 $L_a(\mathbf{u})$ 또는 $L_a(\mathbf{v})$ 를 채널 정보로, 그리고 이전 MAP 요소 복호기에서 전달된 $L_a(\mathbf{m})$ 을 정보 비트열의 사전정보로 사용하여 BCJR 알고리즘을 통해 정보 비트열에 대한 외부 정보 값을 구하여 이를 다음 MAP 요소 복호기로 전달한다⁹⁾.

마지막 반복 과정 이후, 각 MAP 요소 복호기는 자신에 해당하는 부호어 비트인 \mathbf{u} 와 \mathbf{v} 에 대한 외부 정보를 구한다. 얻어진 부호어 비트의 외부 정보들은 천공 알고리즘과 일치하는 다중화기(mux)를 통해 조합된 후, APPM 복호기로 전달된다.

$L_e(u_t)$ 를 t 번째 부호어 비트의 외부 정보 값이라 하면, 이는

$$L_e(u_t) = \log \frac{\sum_{g_t, g_{t-1}} \gamma_{u_t=0}(L_a(u_t), g_{t-1}, g_t) \alpha_{t-1}(g_{t-1}) \beta_t(g_t)}{\sum_{g_t, g_{t-1}} \gamma_{u_t=1}(L_a(u_t), g_{t-1}, g_t) \alpha_{t-1}(g_{t-1}) \beta_t(g_t)} - L_a(u_t) \quad (10)$$

를 통해 구해진다. 여기서 g_{t-1} 은 트렐리스 상에서 t 번째 부호어 비트의 이전 상태(past state)를 말하며, g_t 는 현재 상태 (current state)를 말한다. 그리고 $\gamma_{u_t=0}(L_a(u_t), g_{t-1}, g_t)$ 는 이전 상태가 g_{t-1} 이고 현재 상태가 g_t , u_t 가 0 일 때의 상태 전이 확률(state transition probability)을 나타낸다. 식 (10)의 우변의 첫 번째 항은 u_t 에 대한 사후 확률 LLR 값이다. 부호어 비트 \mathbf{v} 와 정보 비트 \mathbf{m} 에 대한 외부 정보인 $L_e(\mathbf{v})$ 와 $L_e(\mathbf{m})$ 도 식 (10)과 유사한 방식으로 얻어진다.

정해진 복호 횟수만큼 복호가 이루어지면, MAP 요소 복호기 2에서는 정보 비트에 대한 사후 확률

LLR값을 이용하여 경판정을 수행한다.

IV. 모의 실험

본 논문에서 설계한 기법의 성능을 분석하기 위해 모의실험을 수행하였다. 모든 모의실험은 다음과 같은 환경에서 수행하였다.

- 1) 광 채널은 식 (1)과 (2)로 표현되는 Poisson 채널을 사용하였고, 평균 잡음 광자 수 $n_b=0.2$ 이다.
- 2) 펄스 위치 변조는 슬롯 주기 $T_s=32ns$ 인 64-ary 펄스 위치 변조를 사용하였다.
- 3) 복호 시 사용된 log-MAP 알고리즘은 Jacobian logarithm을 이용하여 수행하였다^[11].

그림 6은 대표적인 몇 가지의 천공 패턴에 따른 터보-APPM의 비트 오류 확률(BER) 성능을 보여주고 있다. 표 1은 모의실험에서 사용한 각각의 천공 패턴을 나타내고 있다. 모의실험을 실행한 4가지의 천공 패턴은 크게 2 종류의 패턴으로 나눌 수 있다. 천공 패턴 1과 천공 패턴 2는 MAP 요소 복호기 1과 MAP 요소 복호기 2로 들어가는 정보의 양이 서로 다른 경우로서, 천공 패턴 1은 MAP 요소 복호기 1로 들어가는 정보와 MAP 요소 복호기 2로 들어가는 정보의 비가 3:1이며 천공 패턴 2는 1:3의 비이다. 3번과 4번의 천공 패턴은 각 MAP 요소 복호기에 같은 양의 정보가 입력으로 들어가게 된다.

그림 6을 보면, 천공 패턴에 따라 비트 오류 확률 성능에 큰 차이를 보이고 있음을 알 수 있다. 즉, 두 개의 MAP 요소 복호기가 같은 양의 정보를 APPM 복호기로부터 받아서 복호하는 천공 패턴을 사용한 경우에는 성능이 상당히 열악해지며, 두

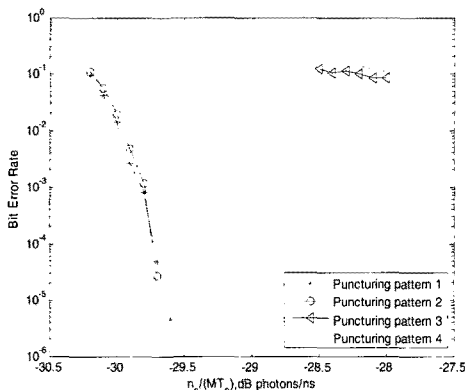


그림 6. 천공 패턴에 따른 터보-APPM의 비트 오류 확률 성능 비교(부호어 길이 N=4608, 부호율 R=1/2)

표 1. 터보-APPM 천공 패턴

No	천공 패턴(Puncturing pattern)				
	time	1	2	3	4
1	u ₁	1	1	1	1
	u ₂	1	0	1	0
	v ₁	0	1	0	1
	v ₂	0	0	0	0
2	u ₁	0	0	0	0
	u ₂	1	0	1	0
	v ₁	1	1	1	1
	v ₂	0	1	0	1
3	u ₁	0	0	0	0
	u ₂	1	1	1	1
	v ₁	0	0	0	0
	v ₂	1	1	1	1
4	u ₁	1	1	1	1
	u ₂	0	0	0	0
	v ₁	0	0	0	0
	v ₂	1	1	1	1

MAP 요소 복호기가 APPM 복호기로부터 받는 정보의 양을 비대칭적으로 받도록 천공 패턴을 사용하면 향상된 성능을 보이는 것을 알 수 있다. 이는 많은 양의 정보를 받은 MAP 요소 복호기에서 신뢰도가 높은 정보를 생성하여, 다음 MAP 요소 복호기로 전달해 줌으로서 더 정확한 복호가 이루어지는 것으로 볼 수 있다.

그림 7은 본 논문에서 설계한 터보-APPM과 SCPPM^[8], 이중이진(double binary) 터보 부호를 사용한 터보-APPM, LDPC-APPM^[3], 그리고 RS-PPM^[7]의 비트 오류 확률 성능을 보여주고 있다. 그림 7에 있는 모든 부호화 변조 기법들은 모두 부호율 $R =$

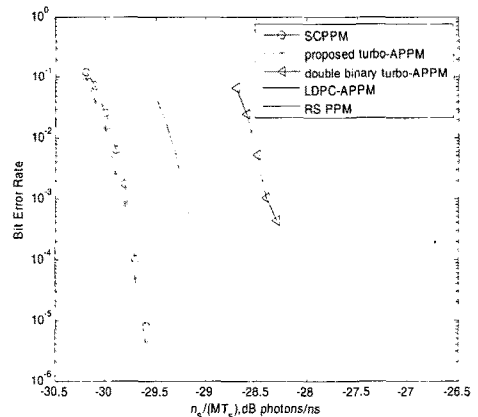


그림 7. 터보-APPM과 RS-PPM, SCPPM, LDPC-APPM의 비트 오류 확률 성능 비교(부호어 길이 N=4608, 단 RS-PPM 은 N=4085, 부호율 R=1/2)

1/2 이며, RS-PPM을 제외한 모든 부호 블록 크기 $N = 4608$ 이다. RS-PPM의 부호 블록 크기는 4085이다. 터보-APPM은 부호율 1/2를 위해 표 1의 1번 천공 패턴을 사용하였다. 각 기법의 반복 복호 횟수는 동일한 연산 복잡도를 가지도록 설정하였다. 표 2는 APPM 복호기와 하나의 MAP 요소 복호기의 트렐리스 깊이 당 연산량을 비교해서 보여 주고 있다. M 은 펄스 위치 변조의 변조 차수이고, S 는 터보 부호의 트렐리스 상태 수를 나타낸다. 본 논문의 모의실험에서는 (5,7)₍₈₎의 길쌈 부호로 터보 부호기를 구성하였고, 64-ary 펄스 위치 변조를 사용하였으므로 $M = 64$, $S = 4$ 가 된다. SCPPM에서는 (5,7)₍₈₎ 길쌈 부호를 하나만 사용하여 외부 부호를 형성하므로 이에 대한 복호는 MAP 요소 복호기 하나를 사용하게 된다. 표를 통해 동일한 복잡도를 고려하여 SCPPM의 반복 복호 횟수는 20회, 터보-APPM의 반복 복호 횟수는 터보 복호 횟수 3회와 APPM 복호기와 터보 복호기 간의 전체 복호 횟수는 15회로 설정하였다. 따라서 SCPPM은 복호 과정에서 약 47.5×10^6 개의 'max', 'exponential', 'log' 연산을 사용하게 되며, 터보-APPM은 약 45.2×10^6 개의 'max', 'exponential', 'log' 연산을 사용하게 된다. 덧셈 연산의 경우, SCPPM이 약 186×10^6 개, 터보-APPM이 약 197×10^6 개를 복호하는 동안 사용하게 되며, 곱셈 연산은 각각 20.6×10^6 개, 20×10^6 개를 사용하여 복호를 수행하게 된다. 이중이진 터보-APPM 또한 동일한 복잡도를 고려하여 터보 복호 횟수 3회와 APPM 복호기와 터보 복호기 간의 전체 복호 횟수 15회로 설정하여 모의실험을 실행하였다. 모의실험에서 사용된 연결 인터리버는 랜덤(random) 인터리버를 사용하였다.

그림 7에서 볼 수 있듯이, 본 논문에서 설계한

표 2. APPM 복호기와 MAP 요소 복호기의 log-MAP BCJR 알고리즘 연산량(연산량트렐리스 깊이)

operation	APPM 복호기	MAP 요소 복호기
Max operations	$(2M-1)\log_2 M + 2M + 1$	$5S - 3$
Exp.	$(2M-1)\log_2 M + 2M + 1$	$5S - 3$
Log	$(2M-1)\log_2 M + 2M + 1$	$5S - 3$
Additions	$(7M-4)\log_2 M + 11M + 15$	$26S - 3$
Multiplications	$M\log_2 M$	8

터보-APPM과 SCPPM은 다른 기법들에 비해 우월한 성능을 보임을 알 수 있다. 또한 외부 부호로 재귀적이고 구조적인 터보 부호를 사용한 경우에 비해서도 우수한 성능을 보이고 있다.

그림 8에서는 본 논문에서 설계한 터보-APPM과 기존에 가장 좋은 비트 오류 확률 성능을 보이는 것으로 알려져 있던 SCPPM에 대해 $N=15120$ 인 경우의 비트 오류 확률과 프레임 오류 확률(FER) 성능을 비교한 결과를 나타내었다. 터보-APPM의 천공 패턴은 이전 모의실험과 동일한 1번 패턴을 사용하였고, 터보-APPM과 SCPPM의 내부 부호와 외부 부호 간의 연결 인터리버는 [8]에 기술되어 있는 인터리버를 사용하였으며, 터보 부호 및 복호에는 랜덤 인터리버를 사용하였다. 즉, 외부 부호를 제외한 모든 구조가 동일한 상태에서 모의실험을 실행하여 비트 오류 확률 및 프레임 오류 확률 성능을 비교하였다. 그림 8에서 볼 수 있듯이, 본 논문에서 설계한 터보-APPM이 SCPPM에 비해 비트 오류 확률 값이 10^{-5} 인 지점에서 약 0.1 dB의 부호화 이득을 보임을 확인할 수 있다.

고속의 데이터 처리를 요구하는 광통신에서 복호 속도는 중요한 사항이다. 일반적인 터보 복호기의 경우 순방향, 역방향 상태 값 연산과 반복 복호에 따른 처리 속도 지연이 발생하게 된다. 따라서 광통신 환경에 터보 부호를 적용하기 위해서는 터보 복호기의 복호 속도를 향상시킬 수 있는 복호 처리 방식을 적용하여야 한다. Cheng 등은 SCPPM을 고속 광통신 환경에 적합하도록 구현하였다^[13]. APPM 복호기의 critical path인 상태 전이 확률 값 연산은 pipeline 구조로 설계하여 처리 속도를 높였으며, 길쌈 복호기에 windowing 기법을 적용하여 처리 시

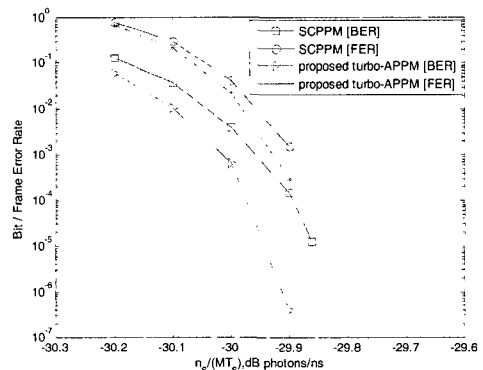


그림 8. 터보-APPM과 SCPPM의 비트 오류 확률, 프레임 오류 확률 성능 비교(부호어 길이 $N=15120$, 부호율 $R=1/2$)

간을 향상시킴으로서 고속의 처리 속도를 보여주고 있다. Cheng 등이 구현한 SCPPM은 반복 복호 7회 수행 시, 동작 주파수 63MHz에서 3.36Mbps의 처리 속도를 보여주고 있다. 한편, 터보-APPM의 경우 Cheng 등이 제안한 APPM 복호기 설계 기법을 그대로 사용할 수 있으며, 외부 부호인 터보 부호의 복호를 위해서는 double flow, sliding window, shuffled decoding을 적용하여 기존의 터보 복호기와 동등한 수준의 비트 오류 확률 성능을 유지하면서 처리 속도를 크게 향상시킬 수 있다^[14]. 이러한 고속 복호 기법들을 사용하는 터보-APPM은 앞서 언급한 SCPPM과 동일한 동작 주파수를 확보할 수 있으며, 동등한 연산량을 기준으로 5회의 전체 반복 복호 수행 시, 4Mbps 이상의 고속 처리가 가능하다. 또한 본 논문에서 제시한 바와 같이 높은 수준의 비트 오류 확률 성능을 얻기 위해 터보-APPM의 전체 반복 복호 횟수를 15회로 설정하는 경우에도 터보-APPM의 처리 속도는 1.3Mbps 이상 확보될 것이므로 여전히 고속 광통신 환경에 적합하다고 할 수 있다. 결국 본 논문에서 설계한 터보-APPM은 고속의 광통신 환경에 적합한 부호화 변조 기법으로 쓰일 수 있다고 판단된다.

V. 결 론

본 논문에서는 deep-space 광통신을 위한 부호화 변조 기법을 설계하였다. 송신 단은 터보 부호기와 누적이, 펄스 위치 변조기의 직렬 연결로 구성되어 있고, 수신 단은 반복 복호를 수행하도록 설계되었다.

컴퓨터 모의실험 결과, 본 논문에서 설계한 기법은 기존의 RS-PPM, LDPC-APPM 기법들 보다 우수한 비트 오류 확률 성능을 보이고 있으며, 특히 채널 용량에 근접한 비트 오류 확률 성능을 가지고 있는 것으로 알려진 SCPPM과의 비교에서도 약 0.1dB의 부호화 이득을 확인할 수 있었다.

본 논문에서 설계한 터보 부호화 변조 기법은 터보 부호의 요소 부호기나 터보 부호의 인터리버, 연결 인터리버, 천공패턴 등을 다양하게 변화시킴으로서 보다 향상된 비트 오류 확률 성능을 보일 것으로 예상된다.

참 고 문 헌

[1] B. Moision and J. Hamkins, "Multipulse PPM

on discrete memoryless channels," *IPN Progress Report*, pp.115-126, Feb, 1997.

[2] R. J. McEliece, "Practical Codes for Photon Communication," *IEEE Trans. Inform. Theory*, Vol.IT-27, pp.393-398, July 1981.

[3] Yia Tan, Jian-zhong Guo, Yong Ai, Wei Liu and Yu-Jie Fei, "A coded modulation Scheme for deep-space optical communications," *IEEE Photonics Technology Letters*, Vol.20, No.5, Mar. 2008

[4] M. Barsoum, B. Moision, M. Fitz, D. Divsalar and J. Hamkins, "Iterative coded pulse-position-modulation for deep-space optical communications," *Proc. ITW 2007*, pp.66-71, Sep. 2007.

[5] K. Kiasaleh, "Turbo-coded optical PPM communication systems," *Journal of Lightwave Technology*, Vol.16, No.1, pp.18-26, Jan. 1998.

[6] J. Hamkins, "Performance of binary turbo coded 256-PPM," *TMO Progress Report*, Vol.42, No.138, pp.1-15, Aug. 1999.

[7] B. Moision and J. Hamkins, "Deep-space optical communications downlink budget: Modulation and coding," *IPN Progress Report*, Vol.42-154, Aug. 2003.

[8] B. Moision and J. Hamkins, "Coded modulation for the deep-space optical channel: Serially concatenated pulse-position modulation," *IPN Progress Report*, Vol.42-161, May 2005.

[9] C. Berrou, A. Glavieux, and P.Thitimajshima, "Near shannon limit error-correcting coding: Turbo codes," *Proc. IEEE Int. Conf. Communications*, pp.1064-1070, May 1993.

[10] L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv, "Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate," *IEEE Trans. Inform. Theory*, Vol.IT-20, pp.284-287, Mar. 1974.

[11] P. Robertson, E. Villebrun and P. Hoeher, "A com-parison of optimal and sub-optimal MAP decoding algorithms operating in the log domain," *Proc. ICC'95*, pp.1009-1013, June 1995.

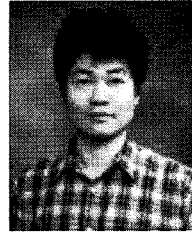
[12] B. Moision and J. Hamkins, "Reduced Complexity Decoding of Coded Pulse-Position

Modulation Using Partial Statistics,” *IPN Report*, Vol.42-161, pp.1-20, May 2005.

- [13] M. Cheng, M. Nakashima, B. Moision and J. Hamkins, “Optimizations of Hardware Decoder for Deep-Space Optical Communications,” *IEEE Trans. Circuits and Systems I*, Vol.55, No.2, pp.644-658, Mar. 2008.
- [14] 신준영, 이정우, “Wibro 모델용 고속 CTC 복호기에 관한 연구,” *한국통신학회 추계 종합학술 발표회*, 2009년 11월.

황인호 (Inho Hwang)

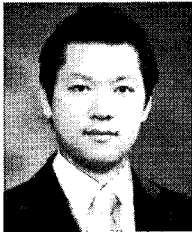
준회원



2008년 2월 중앙대학교 전자전기공학부 학사
2008년 3월~현재 중앙대학교 전자전기공학부 석사과정
<관심분야> 오류정정부호, 무선 통신 시스템

오상목 (Sangmok Oh)

준회원



2008년 2월 중앙대학교 전자전기공학부 학사
2008년 3월~현재 중앙대학교 전자전기공학부 석사과정
<관심분야> 오류정정부호, 무선 통신 시스템

이정우 (Jeong Woo Lee)

종신회원



1994년 서울대학교 전기공학과 학사
1996년 서울대학교 전기공학과 석사
2003년 University of Illinois at Urbana-Champaign, Ph.D. in Electrical Engineering
2003년 10월~2004년 8월 University of Illinois at Urbana-Champaign, Research Associate
2004년~현재 중앙대학교 전자전기공학부 교수
<관심분야> 통신 시스템, 오류정정부호, 정보이론, 무선통신, 신호처리