MAP 알고리즘을 이용한 터보 복호화기 설계

권 순녀* , 이 윤현*

A Design of Turbo Decoder using MAP Algorithm

Soon-Nyn Kweon, Yun-Hyun Lee

요 약

디지털 통신 시스템에서 오류 정정 부호화 방식으로 사용되는 Turbo Code의 성능은 부호기에 내재되어 부호의 자유 거리 결정에 큰 영향을 미치는 인터리버와 복호기에서 수행되는 반복 복호에 의해 결정된다. 하지만 우수한 성능을 얻기 위해 수신과정에서 많은 지연시간이 요구되는데 이는 주로 인터리버의 크기에 의존하게 된다. 또한 Turbo Code는 페이딩 채널 상에서도 신뢰성 있는 강력한 코딩 기법으로 알려져, 최근 ITU 등에서 IMT-2000과 같은 차세대 이동 통신에서 채널 코드의 표준으로 채택되었다. 따라서 본 논문에서는 기존의 블럭 인터리버를 변형한 인터리버와 MAP(Maximum A Posteriori)알고리듬을 이용한 병렬 구조의 터보 복호기를 제안하였다. 무선 멀티미디어 통신에서 실시간 음성 및 비디오 서비스를 제공할 때 CDMA 환경에서의 AWGN과 페이딩 채널에 대해 가변 복호방법을 이용하여 감소된 복호지연의 관점에서 컴퓨터 모의실험을 통해 성능 분석을 하고 기존의 다른 방법과 비교하였다.

ABSTRACT

In the recent digital communication systems, the performance of Turbo Code using the error correction coding depends on the interleaver influencing the free distance determination and the recursive decoding algorithms that is executed in the turbo decoder. However, performance depends on the interleaver depth that needs many delays over the reception process. Moreover, turbo code has been known as the robust coding methods with the confidence over the fading channel. International Telecommunication Union(ITU) has recently adopted it as the standardization of the channel coding over the third generation mobile communications(IMT-2000). Therefore, in this paper, we proposed the interleaver that has the better performance than existing block interleaver, and modified turbo decoder that has the parallel concatenated structure using MAP algorithm. In the real-time voice and video service over third generation mobile communications, the performance of the proposed two methods was analyzed and compared with the existing methods by computer simulation in terms of reduced decoding delay using the variable decoding method over AWGN and fading channels for CDMA environments.

키워드

인터리버 터보코드, MAP, AWGN

Ⅰ. 서 론

차세대 이동 통신 시스템에서는 고속의 멀티미디어 데이터의 신뢰성 있는 전송을 요구하며 고속 데이터의 신뢰성을 높이기 위해서는 강력한 채널 코딩 및 효율적인 변조 방식이 요구된다. 이동 통신의 결정판이라고 할 수 있는 IMT -2000(InternationalMobileTelecommunications-2000)은 현재 각 국가별로 개별적

*한국항공대학교 정보통신공학과

접수일자 : 2003. 8. 12

으로 운영되고 있는 다양한 이동전화 시스템의 규격을 통일, 세계 어느 곳에서도 동일한 단말기로 서비스를 이용할 수 있도록 하는 차세대 이동 통신 시스템으로서, ITU를 중심으로 2Mbps급 고속 데이터통신이 가능한 사양 등을 갖추도록 제안되고 있으며 그 규격에 따라 각 국에서 도입이 진행되고 있다.

터보코드는 최근 ITU 등에서 IMT-2000 등 차세대 이동 통신에서 고속 데이터 전송용으로 채널 코드의 표준으로 채택된 상태이다. Berrou 등에 의해 제시된 터보코드는 AWGN 환경에서 비교적 간단한 복호 알고리듬을 가지면서 18번의 반복 복호시에 0.7dB 라는 낮은 신호대 잡음비에서 이라는 획기적인 성능 보임으로 써 많은 관심을 불러일으켰으며 또한 페이딩 채널 상에서도 신뢰성 있는 강력한 코딩 기법으로 알려져 있다.[1][2] 터보코드는 반복 횟수와 인터리버 크기에 따라서 더 좋은 성능을 보이고 있으며 CDMA2000 및 ARIB 등에서 터보 코드의 성능에 크게 영향을 미치는 인터리버에 대한 연구가 활발히 진행중이다[3].

터보 부호는 낮은 Eb/No에서 강력한 오류정정 능력을 갖는 코딩 기법임에도 불구하고 너무 긴 복호 지연시간으로 인해 성능에 영향을 초래하므로 이를 해결하기 위한 노력의 일환으로 복호가 완료되면 반복 횟수를 중단시킴으로서 긴 복호 지연의 단점을 극복하기 위한 연구가 수행 되었다[4][5]. 본 논문에서는 터보 코드의 성능 향상에 크게 영향을 미치는 인터리버에 대하여 최적화 된 성능을 갖도록 하는 MAP 알고리즘에 대하여 알아보고 최근에 제안된 각종 인터리버 즉, GF, LCS, Mother 인터리버 등에 대하여 각각의 특성 및 성능을 분석하여 짧은 프레임 단위의 블럭 인터리버의 성능을 개선한 인터리버와 반복 복호 횟수를 감소시킨 MAP 기반 병렬 구조의 4단 터보 복호기를 제안하고, 이를 CDMA 채널 환경에서 컴퓨터 모의실험을 통해 성능 분석을 하고 기존 방법과 비교하였다.

II. 터보 코드(Turbo Code)

일반적인 터보 부호화기의 구조는 [그림1]과 같이 2개의 RSCC (Recursive Systematic Convolutional Code)를 병렬로 연결하고 두 개의 구성 부호화기 사이에 터보 인터리버로 구성된다. 정보비트는 터보 부호화기가 구조적(systematic) 인 형태이므로 채널을 통하여 그대로 전송되고 2개의 구성 부호화기에 의하여 원래 정보가 부호화되어 첫 번째 부호화기는 정보 비트의 원래 입력 순서에 따라 부호화 과정을 수행하며, 두 번째 부호화기는 인터리버에 의하여 순서가 재배열된 정보 비트의 순서에 따라 부호화 과정을 수행한다. 전송되는 비트열은 시스템에서 사용하고자하는 부호율에 맞추어주기 위하여 펑처링(Puncturing) 과정을 거치게 된다.

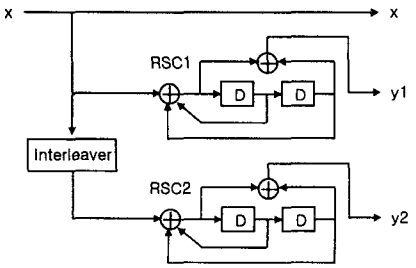


그림 1. 터보 부호기의 구조
Fig 1. Turbo Code Structure

터보 코드의 복호기는 기본적으로 MAP (Maximum a posteriori) 복호기와 인터리버, 디인터리버의 결합으로 구성된다. MAP 복호 알고리즘을 사용하여 재귀적 구조의 연산이 가능하고, 반복 복호 횟수의 증가에 따라 BER(Bit Error Rate) 성능을 향상시켜 BER의 관점에서 샤논한계(Shannon limit)에 가장 근접하는 성능을 보인다.

각각의 MAP 복호기는 정보 비트(Systematic data)와 잉여 비트(Parity bit), 부가 비트(Extrinsic bit)를 입력으로 받아들여서 각 비트에 대한 LLR(Log likelihood ratio)를 발생시킨다. 이 LLR을 구성하고 있는 부가정보는 다음 복호기 단의 사전 정보(priori information)가 되어 복호의 신뢰도를 높이게 된다

인터리버는 부호어간의 유클리드(Euclidean) 거리분포를 개선시키는 중요한 역할을 하는데, 터보 부호의 최소 유클리드 거리가 최대가 되도록 인터

리버를 선택하여 사용하는 것이 바람직하게 된다. 좋은 인터리버를 찾는 방법 중의 하나는 가능한 모든 인터리버에 대하여 최소 유클리드 거리를 계산하고, 그 거리가 가장 크도록 하는 인터리버를 선택하는 것이다. 그러나 인터리버의 크기가 커지면 최적의 인터리버를 찾는 것이 어려워진다. 이러한 터보코드가 우수한 성능을 내기 위해서는 그림 1의 인터리버가 비균일(non-uniform)구조를 갖어야 하는데, 이는 RSC 부호의 특성상 최대한 거리 특성이 우수한 부호어를 생성하기 때문이다 [4]

따라서 본 논문에서는 이러한 인터리버 설계 특성에 기인하여 기존의 블럭 인터리버를 변형하여 최소 유클리드 거리를 최대화한 인터리버를 제안한다. 이를 위해 2개의 터보 부호에 사용된 구성부호로는 생성 다항식이 $(7,5)_8$인 4 상태 코드를 사용하였는데, 이 코드는 메모리가 2개일 때 가장 효과적인 거리를 제공하는 것으로 알려져 있다. 모의 실험에 사용된 부호기는 그림 1과 같고, 제안한 인터리버 구조는 그림 3과 같다.

III. Maximum A Posteriori(MAP) Algorithm

여기서 사용되는 MAP Algorithm은 길쌈 부호의 복호화 방법이었던 Viterbi Algorithm의 대안으로 제시되었다. 이는 선형 부호의 심볼 오류 확률을 최소화 할 수 있는 최적의 복호화 방법으로, 1974년 Bahl-CoCke-Jeliner-Raviv에 의해 발표된 심벌 단위의 BCJR Algorithm이 변형된 것이다. 이 절에서는 터보 코드의 반복 복호 알고리듬의 개념과 논 본문에서 사용한 MAP 알고리듬을 간략히 유도한다.[5][7][9]

1. 반복 복호화 방법

터보 부호의 복호화는 trellis를 기초로 하는 복호 알고리즘을 이용해서 각각 2개의 Markov process들에 대해서 독립적인 추정을 한다. 따라서 두 복호기 사이에서 소프트 정보를 반복적으로 공유하면 추가적이 이득을 얻을 수 있다. d_i가 전송 메시지 비트, y_i는 수신신호라면 연 판정 복호화기에서의 각 비트에 대한 복호 출력값은 LLR (log-likelihood ratio) 값으로 구한다.

$$\Phi_i = \log \frac{P(d_i=1|y)}{P(d_i=0|y)} \tag{1}$$

통신 시스템 환경이 BPSK로 변조되고 플렛 페이딩 채널이면 수신된 신호는 식(2)와 같이 표현되나, 간략화 하면 식(3)과 같이 표현할 수 있다.

$$y' = a\sqrt{E_s}(2d-1) + n' \tag{2}$$

여기서 a는 페이딩 진폭이고 (2d-1)은 antipodal 형태의 변조된 심벌이고, Es는 심벌의 에너지, n'는 평균이 제로이며 분산이 $\sigma^2 = N_0/2$ 인 가우시안 랜덤 변수이다. 만약 a=1이라면 BPSK로 변조되고 채널이 AWGN인 수신신호를 나타낸다.

$$y = a(2d-1) + n. \tag{3}$$

식(3)에서 잡음의 분산은 $\sigma^2 = N_0/2E_s$ 이다. 한 비트의 수신 신호 y_i가 주어졌을 때 메세지 비트 d_i의 LLR은 다음과 같다.

$$L(d_i|y_i) = \log \frac{P(d_i=1|y_i)}{P(d_i=0|y_i)} \tag{4}$$

식(4)를 Bayes 이론을 이용하여 정리한다.

$$\begin{aligned} L(d_i|y_i) &= 4a\frac{E_s}{N_0} y_i + \log \frac{P(d_i=1)}{P(d_i=0)} \\ &= L_c y_i + z_i \end{aligned} \tag{5}$$

여기서 L_c는 채널의 신뢰도를 나타내고 z_i는 priori 값이다. 그러므로 전체 수신 시퀀스에 대한 메세지 비트 d_k의 LLR을 구하면 식(6)와 같고 이를 강판정(hard decision)하여 전송한 메시지 비

트를 추정한다.

$$\Phi_i = L_c y_i + z_i + \mu_i \quad (6)$$

$$\mu_i = \Phi_i - L_c y_i - z_i \quad (7)$$

식(6)에서 $L_c y_i$는 systematic 채널 정보이고 z_i는 이전 복호화기에서 보내진 priori 정보, μ_i는 외부 정보(extrinsic information)로서 현재의 복호화 과정에서의 priori 값과 시간이 다른 비트들을 이용해서 얻어진 새로운 정보로서 다음 복호화기의 priori 정보로 다시 보내진다. 그림 2는 일반적으로 사용되는 터보 복호화기의 구조이다. 여기서 비트 오율(BER: bit error rate)을 최소로 하는 알고리듬을 MAP 알고리듬이라 하고, 그림 4에서 보듯 터보 부호의 복호기는 반복 복호를 하는 구조로 되어 있다.

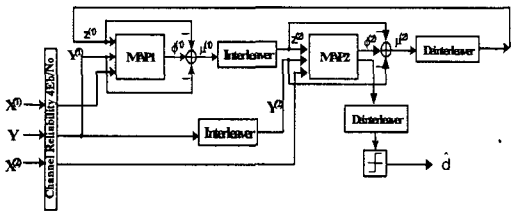


그림 2. 일반적인 터보 복호기
Fig 2. general Turbo decoding

먼저 첫 번째 복호기는 systematic 채널 정보 $Y^{(1)}$와 첫 번째 부호화기의 잉여 비트 $X^{(1)}$, 그리고 두 번째 복호화기로부터 받은 priori 정보 $z^{(1)}$를 입력으로 사용한다. 위의 정보들을 이용해서 첫 번째 복호화기는 LLR $\Phi^{(1)}$을 출력한다. 그리고 첫 번째 복호화기의 외부 정보 $\mu^{(1)}$는 식(7) 처럼 출력값 $\Phi^{(1)}$에서 systematic 입력과 priori 정보를 빼줌으로써 얻을 수 있고 이렇게 구해진 외부 정보 $\mu^{(1)}$는 인터리빙 되어서 두 번째 복호화기의 priori 정보($z_i^{(2)} = \mu_{INT(i)}^{(1)}$)로 사용된다. 그리고 두 번째 복호화기는 인터리빙 된 systematic 정보 $Y^{(2)}$와 두 번째 부호화기의 잉여 비트인 $X^{(2)}$를 입력으로 받고 다시 복호하여 LLR $\Phi^{(2)}$를 출력하고 외부 정보 $\mu^{(2)}$를 디인터리빙(deinterleaving)하여 첫 번째 복호화기의 priori 정보($z_i^{(1)} = \mu_{DEINT(i)}^{(2)}$)로 보낸다. 이러한 방법으로 일정한 횟수의 반복 복호화 과정이 끝나면 최종 정보를 추정하게 되는데 두 번째 복호화기에서의 LLR 출력을 디인터리빙 한 후에 강 판정을 하여 전송한 메시지 비트 $\hat{d}$를 추정한다.

2. MAP 알고리즘

본 논문에서 사용한 MAP 알고리듬은 수신 시퀀스를 이용해서 정보의 상태 천이 사후확률(APP: a posteriori probability)과 전송된 메시지 비트 또는 Markov process에 의해 산출되는 코드 심벌 등을 추정하는 것이다. 따라서 RSC 부호기의 구속 장을 K라 하면 부호기의 상태 $m = 0, 1, \cdots, 2^K - 1$까지 존재하므로, 메세지 비트의 사후확률 $P(d_k = 1|y)$과 $P(d_k = 0|y)$이 계산되면 최종적으로 원하는 LLR 형태의 복호화기의 출력을 구할 수 있다.

$$L(d_k) = \log \frac{P(d_k = 1|y)}{P(d_k = 0|y)} + \log \frac{\sum_{(m', m)_{d_k=1}} P(S_{k-1} = m', S_k = m, y)}{\sum_{(m', m)_{d_k=0}} P(S_{k-1} = m', S_k = m, y)} \quad (8)$$

메세지 비트의 사후 확률을 구하기 위해서는 상태 천이 사후확률 $P(S_{k-1} = m', S_k = m|y)$을 구해야 하는데 그 과정은 다음과 같다. 조건부 확률의 정의로부터

$$P(S_{k-1} = m', S_k = m|y) = \frac{P(S_{k-1} = m', S_k = m, y)}{P(y)} \quad (9)$$

위 식의 분자는 Markov process의 성질에 의해 식(10)처럼 분리할 수 있다.

$$\begin{aligned} &P(S_{k-1} = m', S_k = m|y) \\ &= P(S_{k-1} = m', y_{j<k}) \cdot \\ &\quad P(y_{j>k}|S_k = m) \cdot \\ &\quad P(S_k = m, y_k|S_{k-1} = m') \end{aligned} \quad (10)$$

여기서 $y_{j<k}$는 처음 시간부터 k-1까지의 수신 시퀀스 y_j 이고, $y_{j>k}$는 시간 k+1 부터 마지막 수신 시퀀스까지를 나타낸다. 이제 식(11~13)처럼 확률 함수들을 정의한다.

$$\alpha(S_{k-1}) = P(S_{k-1} = m', y_{j<k}) \tag{11}$$

$$\lambda(S_{k-1}, S_k) = P(S_{k-1} = m, y_k | S_{k-1} = m') \tag{12}$$

$$\beta(S_k) = P(y_{j>k} | S_k = m) \tag{13}$$

위의 식(11~13)들을 식 (10)에 대입하면 식(14)와 같다.

$$P(S_{k-1} = m', S_k = m, y) = \alpha(S_{k-1}) \cdot \lambda(S_{k-1}, S_k) \cdot \beta(S_k) \tag{14}$$

식(14)에서 $\lambda(S_{k-1}, S_k)$는 상태 S_{k-1}가 S_k로 천이할 때 관계하는 branch metric을 나타내며 식(15)과 같이 변경된다.

$$\lambda(S_{k-1}, S_k) = P(S_k = m | S_{k-1} = m') \cdot P(y_k | S_{k-1} = m', S_k = m) = P(d_k) \cdot P(y_k | x_k) \tag{15}$$

위의 식(15)에서 d_k와 x_k는 상태 S_{k-1}가 S_k로 천이 할 때 관계되는 메세지 비트와 부호화기의 출력 값이고, 첫 번째 항 $P(d_k)$는 priori 정보로서 z_k로부터 얻어진 값이다. 그리고 $P(y_k|x_k)$는 채널 환경과 변조의 함수이다. 본 논문에서 가정한 BPSK로 변조되고 채널이 플렛 페이딩인 경우 $P(y_k|x_k)$는 다음과 같다.

$$P(y_k | x_k) = \frac{1}{\sqrt{\pi N_0 / E_s}} e^{\frac{-E_s}{N_0} \sum_{q=1}^{n} [y_{k,q} - a_{k,q}(2x_{k,q} - 1)]^2} \tag{16}$$

식 (14)의 확률 함수 $\alpha(S_k)$는 순방향 재귀(forward recursion)로 구하고, 비슷한 방법으로 $\beta(S_k)$는 역방향 재귀(backward recursion)로 구한다면 식(17)과 식(18)과 같다.

$$\alpha(S_k) = \sum_{m=0}^{M-1} P(S_{k-1} = m', S_k = m, y_{j<k+1}) = \sum_{S_{k-1}=0}^{M-1} \alpha(S_{k-1}) \cdot \lambda(S_{k-1}, S_k) \tag{17}$$

$$\beta(S_k) = \sum_{m=0}^{M-1} P(S_{k+1} = m', y_{j>k} | S_k = m) = \sum_{S_{k+1}=0}^{M-1} \beta(S_{k+1}) \cdot \lambda(S_{k+1}, S_k) \tag{18}$$

식 (14)에서와 같이 정보의 상태 천이 사후확률 $P(S_{k-1}m', S_k = m|y)$이 구해지면 식(19)처럼 각각의 메세지 비트에 대한 사후 확률을 구할 수 있기 때문에 최종적으로 구해지는 LLR은 식(20)과 같이 나타내게 된다.

$$P(d_k = \pm 1 | y) = \sum_{\substack{(m', m) \\ d_k = \pm 1}} P(S_{k-1} = m', S = m | y) \tag{19}$$

$$L(d_k) = \log \frac{\sum_{\substack{(S_{k-1}, S_k) \\ d_k = 1}} \alpha(S_{k-1}) \cdot \lambda(S_{k-1}, S_k) \cdot \beta(S_k)}{\sum_{\substack{(S_{k-1}, S_k) \\ d_k = 0}} \alpha(S_{k-1}) \cdot \lambda(S_{k-1}, S_k) \cdot \beta(S_k)} \tag{20}$$

개념적으로 MAP 알고리즘이 메세지 비트의 사후확률을 정확하게 추정한다 하더라도 한 비트의 추정에 약 6×2^M의 곱셈과 덧셈을 필요로 하는 많은 계산량과 round-off 에러에 아주 민감하다. 이러한 문제들은 곱셈이 덧셈으로 바꾸어 계산하는 로그 계산을 하여 어느 정도 해결하고 있는데 이를 위해 Jacobian logarithm을 이용한 로그 계산을 수행하고, 이를 일반화하면 식(21~23)와 같이 나타낼 수 있다.

$$\overline{\lambda}(S_{k-1}, S_k) = \log \lambda(S_{k-1}, S_k)$$

$$= \log P(d_k) + \log P(y_k|x_k) \quad (21)$$

$$\overline{\alpha}(S_k) = \log \alpha(S_k) = \log\left(\sum_{S_{k-1}=0}^{M-1} e^{[\overline{\alpha}(S_{k-1}) + \overline{\lambda}(S_{k-1}, S_k)]} \right)$$

$$= \max_{S_{k-1}} [\overline{\beta}(S_{k+1}) + \overline{\lambda}(S_{k+1}, S_k)] \quad (22)$$

$$\overline{\beta}(S_k) = \log \beta(S_k) = \log\left(\sum_{S_{k-1}=0}^{M-1} e^{[\overline{\beta}(S_{k-1}) + \overline{\lambda}(S_{k-1}, S_k)]} \right)$$

$$= \max_{S_{k-1}} [\overline{\beta}(S_{k+1}) + \overline{\lambda}(S_{k+1}, S_k)] \quad (23)$$

그러므로 trellis의 모든 상태들에 대해 $\overline{\alpha}(S_k)$와 $\overline{\beta}(S_k)$가 구해지면 각 복호화기의 LLR은 식 (24)과 같이 계산된다.

$$L(d_k) = \max_{\substack{(S_{k-1}, S_k) \\ d_k = 1}} \{\overline{\alpha}(S_k) + \overline{\beta}(S_{k+1}) + \overline{\lambda}(S_{k-1}, S_k)\} - \max_{\substack{(S_{k-1}, S_k) \\ d_k = 0}} \{\overline{\alpha}(S_k) + \overline{\beta}(S_{k+1}) + \overline{\lambda}(S_{k-1}, S_k)\} \quad (24)$$

이러한 MAP 알고리듬은 직접적으로 사후 확률을 계산하기가 효과적이지만 많은 계산 과정과 메모리 및 복호 지연을 필요로 하기 때문에 현재 이를 간소화하기 위한 여러 연구들이 수행되어 왔다. 또한 log MAP 알고리듬은 correlation factor에 대한 look-up table이 필요하지만, max-log 알고리듬은 look-up table이 불필요하고, 복잡성도 1/2 정도이다[6].

IV. 제안한 터보 복호기

터보 부호의 구조 및 복호 방법은 복호 지연과 성능을 결정하는 중요한 요소이다. 특히 복호화기의 구조는 하드웨어의 복잡도와 성능에 따라 결정되어야 하고, 반복 복호화의 수는 복호 지연과 성능을 잘 고려하여 선택되어야 한다. 그리고 복호화기의 출력은 연성 입·출력(SISO: Soft In/Soft Output) 데이터이므로 반복적인 복호가 가능하며, 반복 복호의 횟수가 증가할수록 성능이 향상되나 복호 지연과 계산의 복잡성, 연산량 증가 등의 문제를 가져오므로 대략 6~10회 정도의 반복 복호를 수행하면 만족할 만큼의 성능을 얻을 수 있다. 하지만 이러한 반복 복호를 수행함으로서 실시간 통신에서 커다란 장애라 할 수 있는 큰 지연을 수반하게 된다. 특히 직렬 복호화기를 2단 이상 연결하여 사용 시에는 하드웨어의 복잡성과 더불어 많은 복호 지연을 수반하게 된다. 따라서 본 논문에서는 기존의 2단 복호화기와 비교하여 하드웨어의 복잡도는 2배로 증가되나 성능은 향상시키고 복호 지연은 감소시킨 4단 병렬 복호화기를 제안한다. 그림 3은 본 논문에서 제안한 병렬 구조의 터보 복호화기이다.

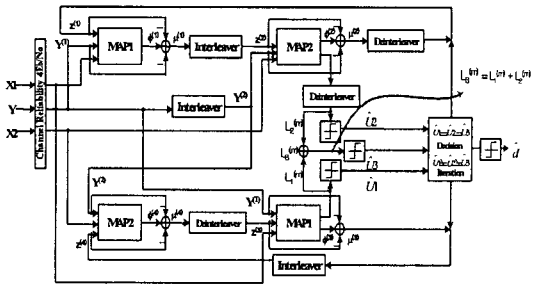


그림 3. 제안한 병렬 구조의 터보 복호기
Fig 3. Modified parallel structure of Turbo decoding

그림 3에서 $L_1^{(m)}$과 $L_2^{(m)}$는 m 번째 복호화가 진행된 후 하단 복호기 1과 상단 복호기 2의 *LLR*(log−*likelihood ratio*) 출력 값이다. 그리고 $L_3^{(m)}$는 $L_1^{(m)}$과 $L_2^{(m)}$값을 합한 LLR 값이다. 매 복호시마다 하단 복호기 1과 상단 복호기 2에서 출력되는 LLR 값은 서로 다른 값들의 분포를 가지므로, 각각의 LLR 출력 값을 강 판정(hard decision)한 시퀀스 $\hat{u}_1$, $\hat{u}_2$도 서로 다른 분포값을 가지며, 각각의 오류를 계산해 보면 두 오류값이 서로 다르다. 강 판정된 $\hat{u}_1$와 $\hat{u}_2$의 분포는 서로 다르지만, 복호 횟수 m이 증가할수록 두 값의 신뢰도가 높아지는 분포로 새롭게 갱신되어 더 이상

성능 향상이 없는 오류 값으로 수렴하게 된다. 기존의 터보 복호기에서는 요구되는 반복 복호횟수 m번의 복호를 진행한 후 $\widehat{u}_2$를 추정한다. 이럴 경우 오류가 줄어드는 방향으로 수렴이 빨리 이루어지지 않으면 정해진 복호 횟수만큼 복호를 해야 하겠지만, 그렇지 않고 정해진 복호 횟수 이전에 수렴이 빨리 이루어질 때는 그만큼의 불필요한 복호가 이루어져 바람직한 현상이라 할 수 없다. 특히 비트 에너지 대 잡음의 전력비가 클수록 오류 분포 수렴 속도가 빨라져 불필요한 복호로 인한 지연은 더 크다고 할 수 있다. 이 때문에 본 논문에서는 위에서 언급한 각각의 LLR 값이 서로 다르다는 분포 특성을 이용하여 복호 횟수를 상당량 줄일 수 있는 방법을 사용하였다[6].

제안한 4단 병렬 터보 복호 절차는 매 복호시마다 $\widehat{u}_1$ 과 $\widehat{u}_2$, $\widehat{u}_3$ 를 서로 비교함으로써 오류 분포가 수렴하게 되며, 강 판정한 3개의 출력값이 같으면 더 이상 복호를 진행하지 않고 $\widehat{u}_3$를 판정하고, 그렇지 않으면 정해진 복호 횟수만큼 반복 복호를 진행하게 되므로 기존의 복호 지연 시간을 상당히 단축시킬 수 있다. 또한 일반적인 병렬 구조의 복호기를 이용하는 것 보다 제안한 방식을 이용하여 복호시 상단과 하단의 복호기들이 각각 분리 동작하면서 LLR 값을 출력한다. 따라서 더욱 신뢰성 있는 복호 과정이 진행되고 성능을 향상시킬 수 있음이 컴퓨터 모의 실험을 통해 확인할 수 있었다. 제안한 복호화기 구조는 기존의 2단 직렬 복호기에 비해 하드웨어의 복잡도는 2배이나, 그에 대한 보상으로 성능은 향상시키면서 복호 횟수를 가변적으로 적용할 수 있는 방법을 사용하여 복호 지연을 감소시킬 수 있다.

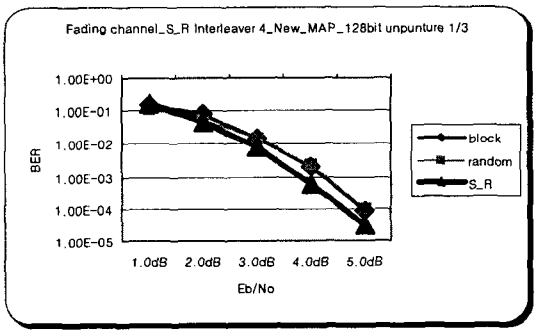
모의 실험을 통해 프레임 사이즈가 증가할수록 성능이 증가됨을 알 수 있었고, 전체적으로 4096 비트 이하의 프레임에서는 약 0.8dB 정도의 성능이 향상됨을 확인할 수 있었다.

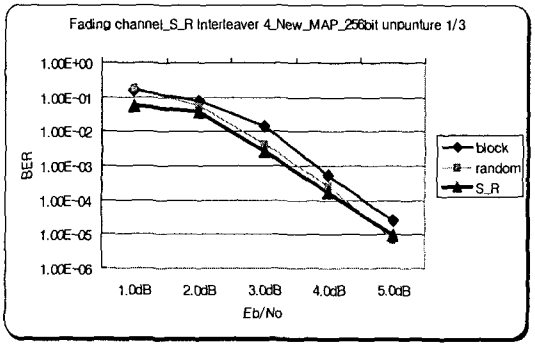
V. 모의실험 결과 및 고찰

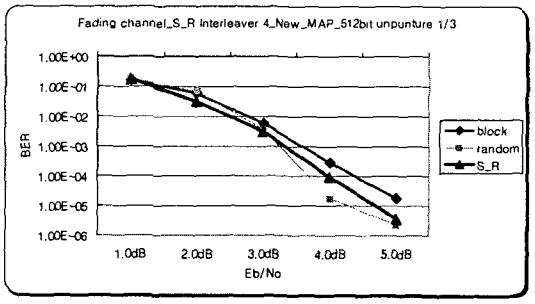
본 논문에서는 CDMA 통신 채널 환경에서 잡음의 영향으로부터 전송된 신호를 복원하기 위해 필수적인 오류 정정 부호 중 IS-95 및 cdma 2000에서 채택한 터보 부호에 대해 인터리버 및 병렬 구조 복호화기를 제안하고 이의 이론적 고찰과 모의실험을 통한 분석을 하였다.

복호화 알고리즘은 MAP를 사용하였고, 터보 부호화기는 동일한 2개의 RSC 부호화기를 사용하였다. BPSK 변조를 가정하였으며, 구속장의 길이 K=3, 구성 부호화기의 생성 다항식은 $(7,5)_8$, 부호율은 펑처링(punturing)을 사용하지 않은 1/3이 사용하였다. CDMA 채널 환경에서의 성능 분석을 위해 제안한 인터리버의 채널 모델은 플렛 페이딩 모델을 적용하였고, 제안한 복호화기를 위한 채널 모델은 AWGN 과 플렛 페이딩 모델을 사용하였다. 반복 복호 횟수는 최대 5회를 적용하여 가변 복호하도록 하였으며, 정보 시퀀스의 프레임 크기 L은 128, 256, 512, 1024, 4096 비트인 경우에 대하여 모의 실험하였다.

그림 4는 각각의 프레임에 대해 제안한 S-R 인터리버와 기존 인터리버와의 성능을 비교한 것이다. 각 프레임에 대해 기존의 블락 인터리버에 비해 제안한 인터리버가 $BER=10^{-5}$ 에서 평균 약 0.4 dB의 이득을 보였으며, 프레임의 크기가 증가할수록 랜덤 인터리버와의 성능 차이가 더욱 커짐을 알 수 있다. 여기서 S_R은 제안한 인터리버에 대한 성능을 나타낸다.







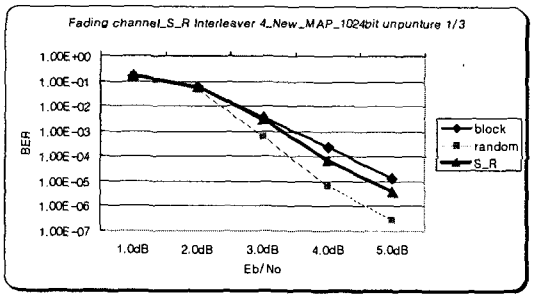
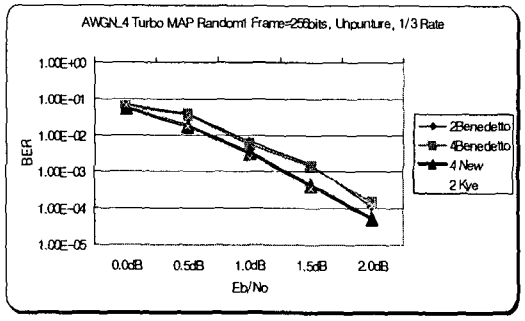
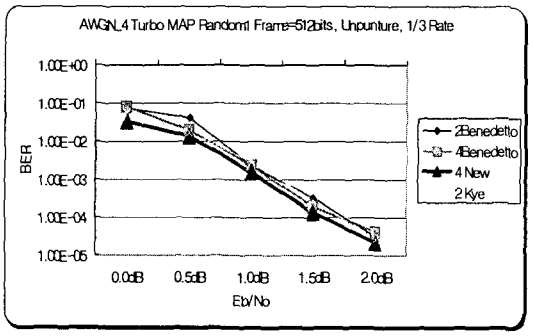
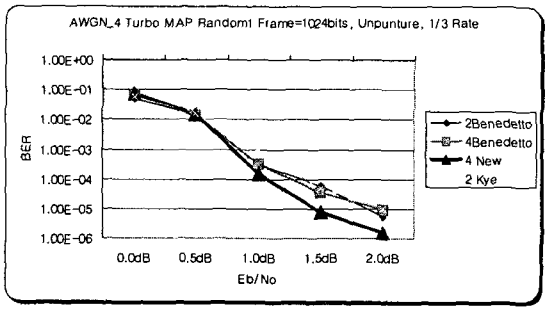


그림 4. 인터리버에 대한 성능 비교
Fig 4. Interleaver of efficiency compare







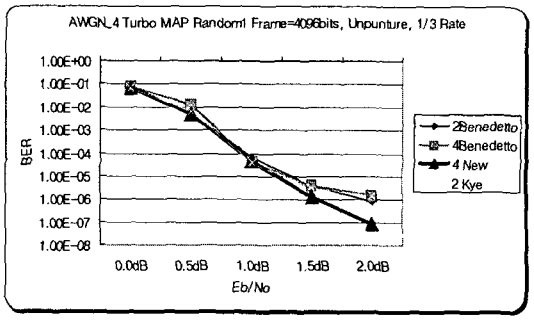
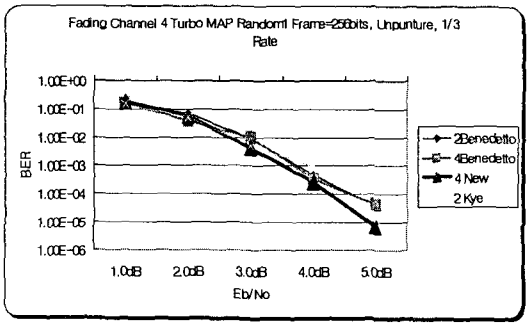


그림 5. AWGN 채널 환경에서 제안한 복호화기에 대한 성능 비교
Fig 5. AWGN channel environment limited decoder of efficiency compare



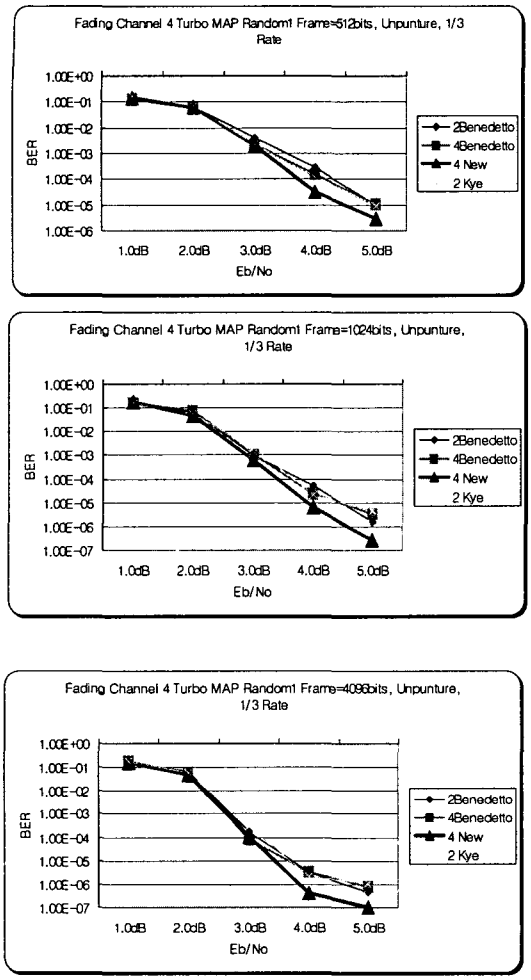


그림 6. 페이딩 채널 환경에서 제안한 복호화기에 대한 성능 비교
Fig 6. Fading channel environments limited decoder of efficiency compare

또한 그림 5과 그림6은 제안한 방식의 4 New 복호기와 기존의 유사한 터보 복호기들의 오차성능(BER)을 비교한 것인데, 성능에 커다란 변화가 있음을 알 수 있다. AWGN 채널 환경에서 각 프레임 길이 128, 256, 512비트에 대한 평균 이득은 약 0.4dB 정도의 성능 향상을 보였고, 1024, 4096 비트는 약 0.8 dB 정도의 이득을 보여 프레임 사이즈가 증가할수록 제안한 복호화기의 성능 향상이 두드러지게 개선됨을 알 수 있다. 그리고 페이딩 채널 환경에서도 약 0.5~0.85dB 정도의 꾸준한 성능 개선이 이루어지며, 프레임 사이즈가 증가될수록 점점 뚜렷한 성능 개선이 이루어짐을 알 수 있다.

Ⅵ. 결 론

본 논문에서 성능을 분석한 결과 터보코드에서 부호화한 비트들의 상관성이 증가할수록 복호화 동작을 위한 많은 정보를 얻을 수는 있겠지만 에러들에 대한 상관성이 증가하게 됨을 알 수 있었다.

그러므로 에러들 사이의 상관성을 제거하기 위해 인터리버를 사용하며 인터리버 크기에 따라 복잡성이나 지연의 문제도 수반하게 된다. 따라서 CDMA 채널 환경에서 사용되는 Turbo Code에 대해 복잡도는 2배로 증가하나 성능을 개선하고 복호 지연을 감소시킨 4단 병렬 터보 복호화기를 제안하였다. 제안한 복호화기 구조는 기존의 유사한 터보 복호화기와 비교하여 하드웨어의 복잡도는 2배로 증가하나 BER 성능과 복호 지연을 개선함으로써 1024, 4096비트는 약 0.8 dB 정도의 이득을 보여 프레임 사이즈가 증가할수록 제안한 복호화기의 성능 향상이 두드러지게 개선됨을 알 수 있다.

결론적으로 차세대 이동 통신에서 고속 데이터 전송을 위하여 높은 신뢰도를 얻기 위해서는 터보 코드에서 성능이 우수한 인터리버 설계의 필요성이 필수적이라고 할 수 있다.

참고 문헌

[1] C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima. "Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding : Turbo Codes," in ICC, pp. 1064-1070, 1993.
[2] S. Dolinar and D. Divsalar, "Weight Distributions for Turbo Codes Using Random and Nonrandom Permutations", The JPL TDA Progress Report 42-122, Aug. 15, 1995.
[3] Benedetto, S. and Montorsi, G., "Unveiling

turbo codes: some results on parallel concatenated coding schemes," IEEE Trans. on Info. Theory, vol. 42, no. 2, pp. 409-429, Mar. 1996.
[4] 진 익수외 3인 " 터보 부호의 인터리버 분석 " ETRI 주간기술동향, 통권 905호, 1999.7
[5] P. Jung and M. Nasshan, " Designing Turbo-Codes for Speech Transmission in Digital Mobile Radio Systems," in Proc. ICT95, Bali, pp.180-183, 1995.·
[6] Berrou. C., Glavieux. A., "Near Optimum Error Correcting Coding and Decoding : Turbo Codes," IEEE Transaction on Communications, Vol. 44, No. 10, pp.1261-1271, 1996.
[7] S. Benedetto and G. Montorsi, "Design of Parallel Concatenated Convolutional Codes," IEEE Trans. Commun., vol. 44, iss. 5, pp.591-600, June 1996.
[8] Akira, Hirohito, Fumiyuki, "Complexity Reduction of Turbo Decoding", IEEE VTC'99, pp1570~1574 1999.
[9] 이문호, 實用디지털通信 -기초와 응용-, 도서출판 영일 1999.
[10] S. Benedetto, D.Divsalar and F.Pollara, "Soft-Output Decoding Algorithm in Iterative Decoding of Turbo Codes," TDA progress rep. 42-124, Jet Propolusion Lab., Pasadena, CA, Feb. 15, pp. 63-86, 1995.
[11] 이문호 "IMT-2000에서 채널 터보 인터리버에 대한 연구" 전파진흥원, 통권12월호,1999

저자 소개

권순녀(權純女)

1991년 2월 : 서울산업대학교 전자공학과(공학사)
1995년 8월 : 숭실대학교 정보산업대학원 공업교육학과 전자전공(공학석사)
2002년 12월 : 한국항공대학교 대학원 정보통신 공학과 박사 수료
1991년 1월 ~ 1995년 1월 : (주)맥슨전자 S/W 팀 연구원
1995년 5월 ~ 1998년 12월 : 한국직업능력개발원 연구원
1999년 1월 ~ 2003년 현재 제론테크놀로지(주) 책임연구원
※ 관심분야 : LED Control, EMI/EMC, OFDM 시스템에서 반송파 동기분석

이윤현(李潤鉉)

1965년 2월 : 한국항공대학교 전자공학과(공학사)
1985년 2월 : 경희대학교 대학원 전자공학과(공학박사)
1979년 9월 : 정보통신 기술사
1988년 7월 : New York State University at Buffalo 교환교수
1980년 ~ 2003년 현재 : 한국항공대학교 전자, 정보통신, 컴퓨터 공학부 교수
※ 관심분야 : 초고주파 화로설계, 마이크로파 및 광통신, 안테나 및 전파, EMI/EMC