

고밀도 광 기록 저장 시스템을 위한 에러 정정 알고리즘

정회원 양기주*, 종신회원 이재진**

Error Correction Algorithms for High-density Optical Storage Systems

Gijoo Yang* *Regular Member*, Jaejin Lee** *Lifelong Member*

요 약

본 논문에서는 고밀도 광 기록 저장 시스템을 위하여 두 가지 새로운 에러 정정 알고리즘을 제안하였다. 첫 번째 알고리즘(New Code IV)은 랜덤 에러에 대한 민감성을 감소시켜서 잘못된 이레이저 선언을 줄이고 코드율을 증가시켰다. 두 번째 알고리즘(New Code V)은 이레이저 선언을 위한 정보 데이터와 독립적인 Indicator flag(IF)를 사용하였다. 실험 결과 제안한 두 포맷은 기존 코드와 비교해 비슷한 코드율로 다양한 에러 분포 환경에서 보다 우수한 에러 정정 능력을 가진다.

Key Words : optical storage, error correction, LDS-BIS code, erasure decoding

ABSTRACT

We propose two error correcting algorithms for high-density optical storage systems. The first algorithm reduces the false-erasure declaration by reducing the sensitivity on random errors and increases the code rate using a simple erasure indication method. The second one exploits just the known indicator flag instead of error correcting code such as Reed-Solomon(RS) code. The proposed algorithms are superior to the error correcting algorithms of conventional systems such as DVD and BD.

I. 서론

디지털 데이터 저장 시스템에서는 음성, 영상, 데이터 등의 정보를 저장할 때 백색 잡음, 심볼간 간섭, 흠집 및 손자국 등으로 인하여 랜덤 및 연접 오류가 발생하며 결과적으로 정보의 손실을 초래한다. 이러한 오류를 극복하여 시스템의 신뢰도를 높이기 위해서는 강력한 오류제거방법이 필요하다. 채널의 성격에 따라 에러제거방법은 여러 가지 형태로 변형될 수 있으며, 통신 채널과 달리 기록 시스템에 적합한 에러 정정 알고리즘이 요구된다.

DVD(Digital Versatile Disc)는 CD(Compact Disc)에서 사용되던 CIRC(Cross Interleaved Reed-Solomon Code) 대신에 RSPC(Reed-Solomon Product Code)를 사용하여 에러 정정 능력을 향상시켰다. 그러나

저장기기가 고밀도화 되면 같은 길이의 흠집에도 더 많은 연접 오류가 발생하며, 따라서 기존의 DVD에서 사용된 에러 정정 코드로는 만족할 만한 성능을 얻을 수 없게 된다. RSPC의 단점을 극복하기 위한 방안으로는 ECC의 블록 크기를 크게 하는 것이다. 이러한 포맷은 인터리빙 깊이를 증가시켜 에러의 분산 능력을 우수하게 하며, 결과적으로 에러 정정 능력의 향상을 가져온다. ECC의 성능 향상을 위한 또 하나의 방법은 효율적인 이레이저 지시기의 개발이다. 이레이저 지시기는 프로덕트 코드의 에러 정정 능력을 결정하는 중요한 인자이기 때문이다.

본 논문에서는 향상된 에러 정정 능력을 갖는 두 가지 새로운 포맷(New Code IV 및 V)을 제안하였다. New Code IV의 안쪽 코드(Inner Code)는 정보

* 동국대학교 정보통신공학과 (gijyang@dgu.ac.kr), ** 숭실대학교 정보통신전자공학부 정보저장 및 통신 연구실 (zlee@ssu.ac.kr)
논문번호 : KICS2006-05-244, 접수일자 : 2006년 5월 29일, 최종논문접수일자 : 2006년 7월 26일

블록의 에러 발생 유무를 확인하는 코드이다. 즉, 에러 정정 능력이 없는 신드롬 체크 코드이다. 안쪽 코드는 패리티 정보를 생성하기 위해 규칙적인 또는 불규칙적인 간격의 정보 데이터를 사용하며, 이 레이저 지시기의 역할을 하기 위해 일정한 간격으로 정보 블록에 삽입된다. 안쪽 코드의 패리티를 발생시키기 위해 사용되는 정보 데이터의 간격은 에러 정정 능력을 결정하는 중요한 인자이며, 패리티의 삽입 간격은 코드율 조정을 유연하게 하는 인자이다. 반면, New Code V의 안쪽 코드는 정보 데이터와 독립적으로 형성되고 정보 블록에 일정한 간격으로 삽입되며, Indicator flag(IF)라고 명명한다. IF는 미리 약속된 알 수 있는 값으로 채워지며, 이 레이저 지시기 역할을 수행한다. 추가적으로, 안쪽 코드를 반복 코드(Repetition Code) 형태로 구성하면 에러 정정 능력을 가지게 할 수 있다. 제안한 ECC 포맷들의 크기는 성능 비교를 위하여 데이터 블록의 크기가 32K 바이트인 경우는 DVD의 RSPC와 같게 구성하고 64K 바이트인 경우는 BD의 Picket 코드와 동일하게 구성하여 성능을 비교하였다.

1.1 Reed Solomon Product Code

RSPC는 DVD를 위한 에러 정정 코드로 사용되고 있다. RSPC는 프로덕트 코드의 일종으로 배열(Array) 형태의 메시지 단위에 행 방향, 열 방향으로 안쪽(Inner) 코드와 바깥(Outer) 코드라 불리는 두 개의 코드를 적용시켜 코드 배열을 형성한다. 따라서 RSPC의 데이터 구조는 그림 1에서처럼 행 방향으로 RS(182, 172, 11) 코드와 열 방향으로

RS(208, 192, 17) 코드로 구성된다. RS(182, 172, 11) 코드는 안쪽 코드로 에러 정정 능력은 5이다. RS(208, 192, 17) 코드는 바깥 코드로 에러 정정 능력은 8이다.

RSPC의 부호화 과정은 먼저 정보 블록을 구성한 후, 바깥 코드와 안쪽 코드 순으로 부호화를 한다. 복호는 안쪽 코드에 의해 이레이저 정보를 얻은 후 바깥 코드에 의해 이레이저 복호가 수행된다.

1.2 Picket LDC-BIS 코드

Picket LDC-BIS 코드는 소니-필립스에서 BD(Blu-ray Disc) 시스템에 적용하기 위해서 만든 에러 정정 코드이다. 이 방식을 사용하여 정정할 수 있는 최대 연접 에러의 길이는 9920 바이트로 디스크에서 17.3mm에 해당하며 DVD의 6.3mm에 비교해 약 3배이다.

그림 1은 Picket LDC-BIS 코드의 ECC 블록 구조를 나타낸다. ECC 블록은 세로로 기다란 모습을 하고 있고 72 비트의 싱크 코드와 4개의 LDC(Long Distance Code) 코드, 그리고 BIS(Burst Indicator Subcode)로 구성되어 있다. Picket 코드의 ECC 블록 크기는 161x496 바이트이다. BIS 코드는 RS(62, 30, 33)에 의해 형성되며, LDC 코드는 RS(248, 216, 33)에 의해 형성된다. BIS 코드는 사용자 데이터의 ID 정보와 제어 정보, 복사 관리 정보 등이 포함되어 있다. 이 코드는 코드율이 매우 낮은 반면, 패리티가 많아 BIS 코드 내에서 발생할 수 있는 에러에 대해서 높은 신뢰도를 가지고 정정한다. BIS 코드 좌우의 LDC 코드 영역에는 사용자 데이터가 들어간다. LDC 코드는 최소 거리(Minimum Distance)가 33으로 DVD의 RSPC가 17인 것과 비교해 거의 두 배 정도이다. DVD의 1 ECC 블록에는 32K 바이트의 사용자 데이터가 들어 있다. 반면 BD의 1 ECC 블록에는 DVD의 2배인 64K 바이트의 사용자 데이터가 들어있다.

BD 디스크에서 125um 이상의 연접 에러가 발생하면 두 개 이상의 싱크나 BIS에 걸쳐서 나타난다. 두 BIS 또는 하나의 싱크와 하나의 BIS에서 에러가 발생했다면 그 사이에 있는 LDC코드에서도 가로 방향으로 연접 에러가 발생했을 가능성이 매우 높다. 이와 같은 정보를 통해 LDC에서 17행 이상 연접 에러가 발생했다고 판단될 경우 LDC에서는 이레이저 복호화를 수행하여 에러 정정을 수행하고 그 미만일 경우는 이레이저 복호 과정 없이 일반적인 에러 정정을 수행한다.

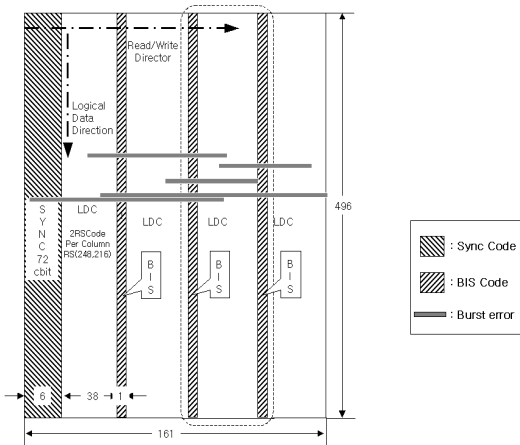


그림 1. Picket LDC-BIS 코드의 ECC 블록 구조

II. 새로운 에러 정정 알고리즘

Picket LDC-BIS 코드는 RSPC와 달리 가로 방향의 정정 능력을 포기하는 대신 안쪽 코드(BIS)를 이용한 이레이저 선언 능력을 강화하고 세로 방향으로 최소거리를 길게 하여 정정 능력을 향상시켰다. 본 논문에서 제안한 New Code IV와 New Code V도 가로 방향으로는 이레이저 선언 능력을 향상시키고 세로 방향으로 정정 능력을 확대하였는데, Picket LDC-BIS 코드와 달리 이레이저 선언을 담당한 안쪽 코드의 생성과 복호를 단순하게 하여 이레이저 선언 능력을 더욱 향상시켰다.

2.1 New Code IV

New Code IV를 위한 안쪽 코드는 부분 정보를 사용함으로써 이레이저 지지의 랜덤 에러에 대한 민감성을 줄였으며, 신드롬 체크 코드를 사용함으로써 코드율의 향상을 가져왔다. New Code IV의 또 하나 장점으로서는 안쪽 코드 생성이 간단하다는 것이다. 그 이유는 안쪽 코드를 생성시키기 위해 정보 데이터 전체를 사용하는 대신 일정한 간격의 데이터를 이용하여 패리티를 생성하기 때문이다. 그림 2는 New Code IV의 블록 구조를 나타낸다. New Code IV는 K_2 바이트 내에서 I_k 개의 데이터를 이용하여 1 바이트의 패리티를 발생시킨다. I_k 수의 선택은 랜덤 및 연접 에러 정정 능력을 결정짓는 중요한 인자이다.

New Code IV를 부호화하는 과정은 그림 2에서 보여주는 것과 같이 세로 방향으로 K_1 바이트를 생성하고, 횡 방향으로 $(K_2 \times L)$ 바이트를 생성하여 데이터 블록을 구성한다. 여기서, L 은 데이터 블록의 총 개수이다. 데이터 블록을 형성한 다음, RS($I_n+1, I_n, 2$)에 의해 K_2 바이트의 데이터에서 I_n 개의 데이터를 선택하고 이들을 이용하여 1 바이트의 패리티를 발생시킨다. 이 과정은 L 번 반복된다. 안쪽 코드의 에러 정정 능력은 없으며, 에러 검출 능력만 가진다. 안쪽 코드를 위한 패리티 식은 아래의 식으로 표현할 수 있다.

$$P(X) = I_0 \\ = (I(x) \times x) \bmod \{g(x)\}$$

여기에서, $I(x) = \sum_{i=1}^n I_i x^{i-1}$ 이고, $g(x) = x + \alpha$ 이다. 최종적인 에러 정정 블록의 크기는 (N_2, N_1) 이며, 데이터를 횡 방향으로 전송한다.

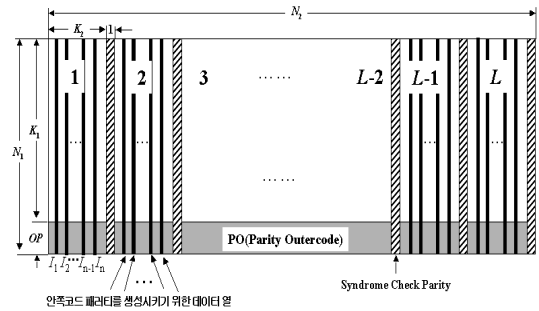


그림 2. New Code IV의 블록 구조

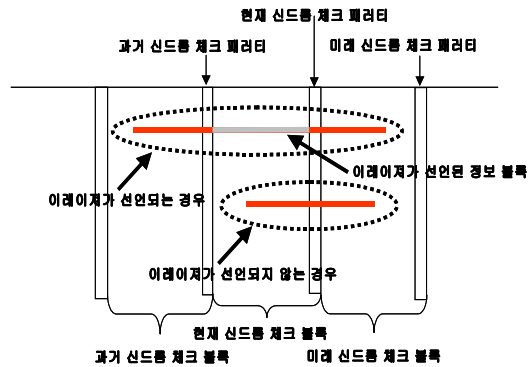


그림 3. New Code IV의 이레이저 디코딩 선언의 예

디코딩 과정에서는 $(K_2 + 1)$ 바이트 간격 안에서 $I_n + 1$ 바이트를 이용하여 안쪽 코드 RS($I_n + 1, I_n, 2$)에 의해 신드롬 체크가 수행된다. 이 과정은 한 행당 횡 방향으로 L 번 반복된다. 여기서, 신드롬 체크 값이 0이면 디코딩을 수행할 데이터에 에러가 검출되지 않았음을 의미한다.

안쪽 코드를 이용한 이레이저 선언은 연접에러 정정 능력을 향상시키기 위해 현재 신드롬 체크를 하는 블록을 중심으로 동일한 라인의 과거 및 미래 신드롬 체크 블록에 의해 이루어진다. 만약, 현재, 과거 및 미래 블록의 신드롬 체크 값이 모두 0이 아니라면 현재 신드롬 체크 블록에 포함된 정보 데이터에는 이레이저가 선언된다. 현재 신드롬 체크 블록의 이레이저 선언에서 디코딩의 복잡성을 줄이기 위해 과거 신드롬 체크 블록 하나만을 이용할 수도 있다. 그림 3은 신드롬 체크에 의한 이레이저 선언 유무의 예를 나타낸다.

바깥 코드에서는 수집된 이레이저 정보를 이용하여 RS($N_1, K_1, N_1 - K_1 + 1$)에 의해 이레이저 디코딩을 한다. 바깥 코드를 이용한 이레이저 디코딩은 (이레이저 선언 개수) + (2 × 랜덤 에러의 개수) ≤

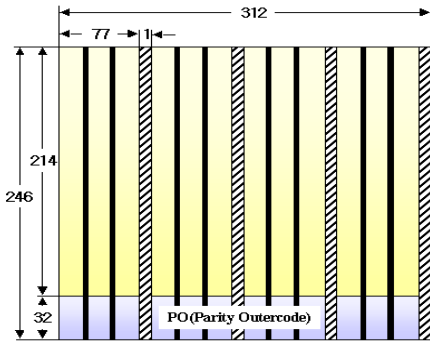


그림 4. New Code IV 블록 구조의 예 (64K)

$N_1 - K_1$ 이면 수행되고 아니면 에러 정정 불가능을 선언하고 선언된 블록은 수신된 데이터를 그대로 출력한다.

그림 4는 New Code IV의 데이터 블록 크기가 64K인 블록 구조의 한 예로 나타낸 것이다. 바깥 코드 RS(246, 214, 33)와 안쪽 코드 RS(3, 2, 2)로 이루어져 있다. 코드율은 Picket 코드보다 큰 0.854 이고, 최대 연접 에러 정정 능력은 Picket 코드의 9920 바이트 보다 큰 9984 바이트이다. 모의 실험은 그림 4의 블록 구조를 이용하였다.

2.2 New Code V

New Code V는 그림 5와 같이 이레이저 지시기의 역할을 하는 블록을 정보 데이터 사이에 K_2 바이트 간격으로 삽입한 형태이다. New Code V는 종 방향으로 K_1 바이트를 생성하고, 횡 방향으로 ($K_2 \times L$) 바이트를 생성하여 데이터 블록을 구성한다. 여기서, L 은 데이터 블록의 총 개수이다. 데이터 블록을 형성한 다음 RS($N_1, K_1, N_1 - K_1 + 1$)에 의해 $N_1 - K_1$ 만큼의 바깥 코드 패리티를 생성한다. 안쪽 코드 IF 공간에 약속된 값을 기록하며, 횡 방향으로 L 번 반복한다. IF 의 정보 단위는 비트 또는 바이트가 될 수 있으며, 정보 비트와 독립적으로 구성된다. 정보 단위를 가변하여 패리티가 차지하는 비율을 조절함으로써 코드율을 조절할 수 있다. 코드율의 조정 또한 L 의 수, 즉 안쪽 코드의 패리티 수를 조절함으로써 가능하다. 최종적인 에러 정정 코딩 후 블록의 크기는 (N_2, N_1)이며, 데이터를 횡 방향으로 전송한다.

디코딩은 IF 값들의 확인을 통해 얻어진 이레이저 지시 정보를 이용하여 정보 데이터 블록에 발생한 에러를 바깥 코드를 이용하여 정정한다. 안쪽 코드를 이용한 이레이저 선언 방법은 현재의 안쪽 코드 패리

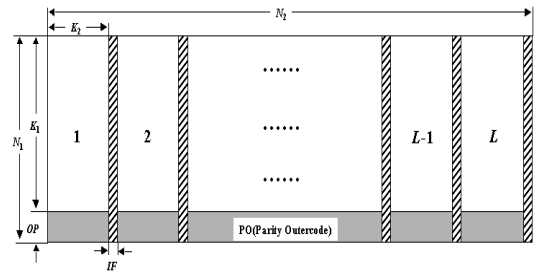


그림 5. New Code V의 블록 구조

티 블록을 중심으로 동일한 선상의 앞 IF 와 뒤 IF 에서 에러가 발생하였을 경우 선언된다.

III. 모의실험

제안된 에러 정정 알고리즘의 성능은 데이터 블록 크기가 64K 바이트인 경우는 Picket 코드와 비교하였고, 데이터 블록 크기가 32K 바이트인 경우는 RSPC와 비교하였다. 가해진 에러 형태는 1 바이트 길이의 랜덤 에러와 5 바이트에서 20 바이트 사이 길이의 랜덤한 짧은 연접 에러, 긴 연접 에러의 경우는 길이를 각 코드의 $K_2 + 1$ 바이트에서 N_2 바이트 사이로 하였다. 따라서, RSPC와 Picket 코드의 경우 랜덤 에러는 1 바이트이고 짧은 연접 에러의 길이는 5 바이트에서 20 바이트로 같다. 긴 연접 에러의 경우 RSPC는 40 바이트에서 182 바이트이고 Picket 코드는 40 바이트에서 157 바이트로 하였다.

그림 7~10은 블록 크기가 64K 바이트인 경우 제안한 코드와 Picket 코드의 성능을 비교한 모의실험 결과들이다. 여기서, Picket code_Normal이란 Picket 코드가 싱크 코드를 이용하지 않고 이레이저 디코딩을 수행하는 경우를 의미하며, Picket code_Sync란 싱크 코드를 이용하여 이레이저 디코딩을 수행한 경우를 의미한다. 그림에서 같이 비교된 New Code II는 New Code IV와 거의 같으나 안쪽 코드의 패리티 생성시에 New Code IV 처럼 K_2 Byte 중 일부를 이용하지 않고 모든 K_2 Byte를 메시지 심볼로 사용하는 경우이고, New Code III는 New Code II와 동일하게 안쪽 코드를 만드는 비슷한 구조이지만 랜덤 에러에 대한 민감성을 줄여 과도한 이레이저 선언을 줄이고자 정가운데 싱크 코드를 삽입한 것이다. 그리고 괄호안의 4C, 6C, 8C 등은 L의 값을 의미한다.

그림 11과 12는 데이터 블록 크기가 32K 바이트

인 경우에 제안한 코드와 RSPC의 성능을 비교한 것이다.

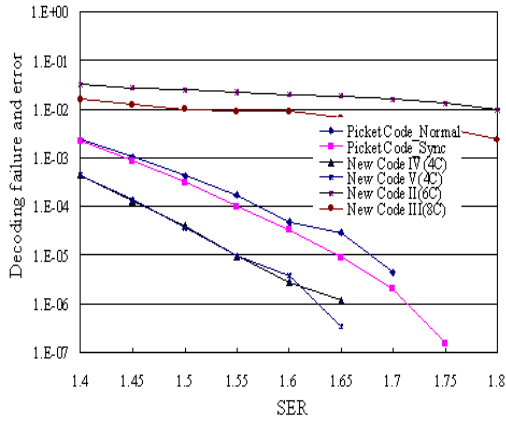


그림 7. 랜덤 에러가 100% 분포할 때의 성능 곡선(64K)

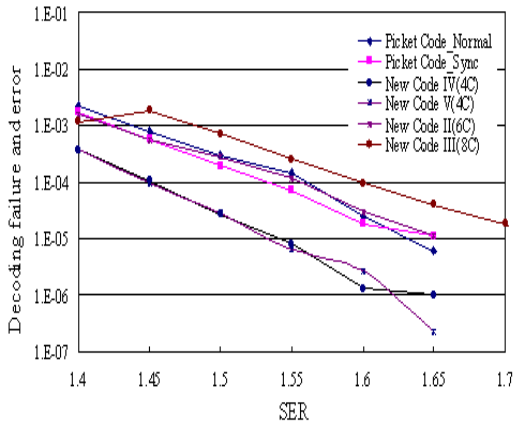


그림 8. 짧은 연결 에러가 100% 분포할 때의 성능 곡선(64K)

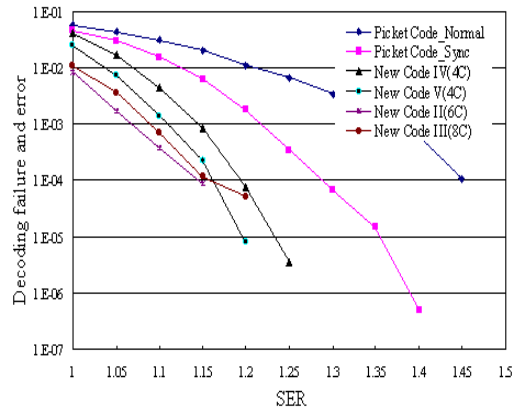


그림 9. 긴 연결 에러가 100% 분포할 때의 성능 곡선(64K)

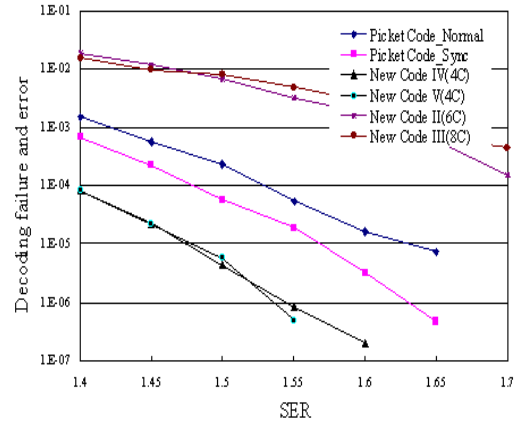


그림 10. 랜덤, 짧은 및 긴 연결 에러가 균등하게 분포할 때의 성능 곡선(64K)

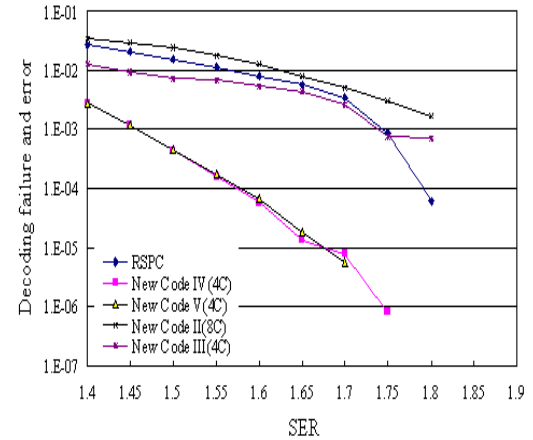


그림 11. 랜덤 에러가 100% 분포할 때의 성능 곡선(32K)

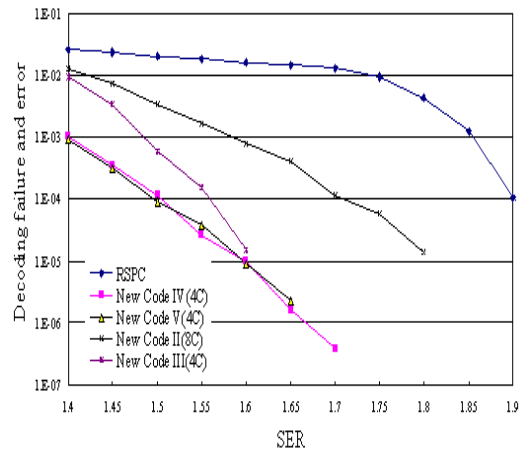


그림 12. 랜덤, 짧은 및 긴 연결 에러가 균등하게 분포할 때의 성능 곡선(32K)

IV. 결론

본 논문에서는 두 가지 에러 정정 알고리즘을 제안하였다. 하나는 이레이저 선언 능력을 향상시키면서도 안쪽 코드의 생성과 복호를 아주 단순하게 하여 에러 정정 능력을 증가시켰으며, 두 번째는 이레이저 선언을 위한 정보 데이터와 독립적인 Indicator flag(IF)를 사용하였다는 것이 특징이다. 제안한 두 포맷은 기존 코드와 비교해 비슷하거나 약간 높은 코드율을 가지며, 다양한 에러 분포 환경에서 보다 우수한 에러 정정 능력을 보인다.

참 고 문 헌

- [1] E. Berlekamp, "The Technology of Error-correcting Codes," Proc. IEEE, vol. 68, no. 5, pp. 564-593, May 1980.
- [2] K. A. Schouhamer Immink, *Coding Techniques for Digital Recorders*, Prentice-Hall, 1991.
- [3] T. Narahara, S. Kobayasi, M. Hattori, Y. Shimpuku, G. van den Enden, J. Kahlman, M. van Dijk, and R. van Woudenberg, "Optical disc system for digital video recording," *Jpn. J. Appl. Phys.*, pt. 1, vol. 39, no. 2B, pp. 912-919, 2000.
- [4] DVD Specifications for Rewritable Disc/Part 1. Physical Specifications Version 1.0, July. 1996, pt.1.

양 기 주 (Gijoo Yang)

정회원



1984년 5월 Univ. of Wisconsin, 전산학 학사
 1986년 5월 Univ. of Michigan, EECS 석사
 1991년 12월 Univ. of Delaware 전산학 박사
 1992년 6월~1995년 2월 KT 연구소 선임연구원

1995년 3월~1995년 8월 용인대 경영정보학과 조교수
 1995년 9월~현재 동국대학교 정보통신공학과 부교수
 <관심분야> 오류정정 알고리즘, 통신시스템

이 재 진 (Jaejin Lee)

중신회원



1983년 2월 연세대학교 전자공학과 학사
 1984년 12월 U. of Michigan, Dept. of EECS 석사
 1994년 12월 Georgia Tech. Sch. of ECE 박사
 1995년 1월~1995년 12월 Georgia Tech. 연구원

1995년 1월~1997년 2월 현대전자 정보통신연구소 책임연구원
 1997년 3월~2005년 8월 동국대학교 전자공학과 부교수
 2005년 9월~현재 숭실대학교 정보통신전자공학부 부교수
 <관심분야> 채널코딩, 스토리지 시스템, 통신이론