

광 디스크 기록을 위한 변조 코드

□ 이 세 진 동국대학교 전자공학과

I. 서 론

60년대 말에서 70년대 초 이후로 개발된 광 디스크 기록 시스템은 콤팩트 디스크(Compact Disc, CD), CD-ROM, CD-R, CD-RW, DVD 및 가까운 미래에 곧 출현할 여러 다른 광 디스크 제품들은 디지털 대용량 데이터 저장에 매우 적합한 기술이다. 80년대 초에 Immink와 Ogawa에 의해 개발된 EFM(Eight to Fourteen Modulation)코드는 CD를 위한 변조 코드로 채택되었다. CD의 기록용량을 훨씬 증가하여 영화 한 편을 저장할 수 있는 DVD가 90년대 후반에 개발되었다. DVD는 EFM과 동일한 기본 파라미터들을 가지면서 약간 코드 효율이 높은(6%) EFMPlus 코드를 사용한다.

광 디스크 기록을 위한 코드의 설계는 기본적으로 직류 성분이 데이터 신호에 없도록 하는

dc-free 특성을 가지면서 인접 심볼 간섭(intersymbol interference, ISI) 및 타이밍 신호 추출을 위한 런-길이 제한(run-length-limited, RLL) 조건을 갖도록 결합(DCRLL)하여 설계한다. RLL 코드는 대량으로 복제하여 생산을 하는 광 기록 시스템에서 매우 유용하며 적합하다. RLL 시퀀스에 대한 최소 피트의 크기는 고밀도에서 신뢰도의 손실이 없도록 하기 위해 코드화되지 않은 것에 비해 크다. dc-free 코드는 간단한 서보 시스템만으로 별도의 부가적인 고려없이 데이터 트랙으로부터 트랙킹 정보를 추출할 수 있게 한다. 설계시 고려되어야 할 주된 사항으로는 a)복사를 위해 증가된 최소 피트의 크기와 b)잡음 없이 추적이 가능하도록 저주파수 성분의 충분한 제거에 대한 두 가지 사항으로 분류된다. 본 논문에서는 디스크에 잡음이 없고, 그 외 다른 특성들도 부가적인 잡음에 비해 큰 영향을 미치

지 않는다고 가정하고 기술하였다. 읽기 에러는 대개 디스크의 결함에 의해 발생되는데, 이것은 매우 정교한 연접 에러 정정 코드(burst error correcting codes)인 Reed-Solomon 코드에 의해 해결될 수 있다[4].

다음 단원에서는 DCRLI 시퀀스의 특성에 대한 개괄적인 설명을 할 것이다. 그 후에, 주어진 채널 구속(channel constraints)에 적당한 실질적인 코드를 생성하는 방법을 기술한다. 그리고, 현재 표준으로 채택된 RLL 코드에 간단한 기법을 추가함으로써 저주파수 성분을 억압시키는 방법에 대하여 알아본다. 이 글의 마지막 부분에서는 대안으로 제시된 EFM 유사 코드(EFM-like codes)에 대한 설계 및 성능에 대해 기술한다.

II. RLL 및 DCRLI 시퀀스의 성질

(d, k) 런-길이 제한(RLL) 시퀀스는 연속적인 '1' 사이에 '0'이 최소 d 개부터 최대 k 개까지만 취할 수 있는 '1'과 '0'의 심볼들의 연속으로 되어 있다. 채널 코드는 임의의 데이터를 (d, k) 시퀀스로 바꾸어주는 데에 필요하다. 일반적으로, (dk) 시퀀스는 간단한 코딩 절차 없이 광 및 자기 기록 시스템에 곧바로 적용되지 않는다. (dk) 시퀀스는 다음과 같은 방법으로 RLL 채널 시퀀스로 변환된다. 채널 신호들을 이중 극성의 시퀀스(bipolar sequence) $\{y_i\}$ 로 표현된다고 하자. 이때, $y_i \in \{-1, 1\}$ 이다. 채널 신호들은 자기 기록 매체에 대해 양 또는 음의 자화(magnetization)를 나타내거나, 광 기록 시스템에 대해 나타낼 경우 피트(pits) 또는 랜드(lands)를 표현한다. (dk) 시퀀스에서 논리값 '1'은 RLL 시퀀스에

대해 $1 \rightarrow -1$ 또는 $-1 \rightarrow 1$ 로의 천이(transition)를 의미한다. 다음은 (dk) 시퀀스가 RLL 채널 시퀀스로 변환되는 모습을 나타내고 있다.

```
0 1 0 0 0 1 0 0 1 0 0 0 1 1 0 1 ...
1 -1 -1 -1 -1 1 1 1 -1 -1 -1 -1 1 -1 -1 1 ...
```

이러한 코딩 절차에 의한 파형의 매핑을 프리코딩(precoding)이라 한다. 이것은 (dk) 시퀀스로부터 파생된 RLL 시퀀스에 대한 연속적인 천이들 사이의 최소 및 최대 거리가 각각 $d+1$ 및 $k+1$ 개의 심볼이라는 것을 쉽게 알 수 있다. 다시 말하면, RLL 시퀀스는 발생될 수 있는 연속적인 같은 심볼(런)의 수가 최소 $d+1$ 개에서 최대 $k+1$ 개인 특징을 가지고 있다.

위의 예와 같은 경우에 인코더는 임의의 사용자(또는 소스) 정보를 주어진 dk 구속(constraints)에 만족하는 시퀀스로 변환시키는 역할을 수행한다. 일반적으로, m 개의 소스 심볼은 n 개의 채널 심볼로 변환된다. 이때, 최소 및 최대 런-길이가 d 와 k 인 어떤 특정 값에 도달할 수 있는 $R = m/n$ 의 최대 값은 얼마일까? 예를 들어, Shannon에 의해 제안된 방법을 사용하면[5], 용량(capacity)이라고 하는 R 의 최대 값이 정확히 계산되어 진다.

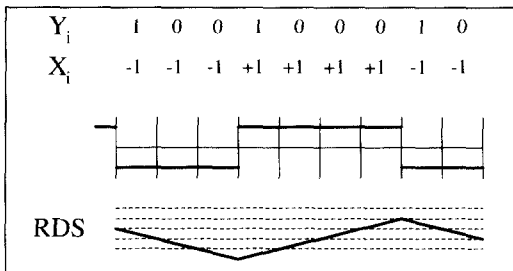
광 디스크 기록 시스템에 사용된 RLL 시퀀스는 저주파수 성분이 충분히 작아야 된다는 요구 사항을 만족시켜야 한다. 이러한 특성을 갖는 시퀀스들을 대개 dc -free 시퀀스라 한다. 임의의 시퀀스에 대한 연속적인 런 디지털 합(running digital sum, RDS)은 인코딩된 데이터의 스펙트럼이 저주파 영역에서 사라지는지에 대한 분석에 중요한 역할을 한다. 임의의 이진 시퀀스를 $\{x_i\}$ 라 하자.

$$\{x_i\} = \{\dots, x_{-1}, x_0, \dots, x_i, \dots\}, x_i \in \{-1, 1\}$$

이때, RDS z_i 를 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$z_i = \sum_{j=-\infty}^i x_j = z_{i-1} + x_i \quad (1)$$

〈그림 1〉은 다양한 신호들에 대한 RDS에 대해 표현하고 있다.



〈그림 1〉 시간 변화에 따른 RDS 값의 변화. 입력 심볼들은 채널 비트가 x_i 인 기록 신호로 변환된다.

Chien[6]은 RDS의 값이 유한하다고 가정하고 이중 극성의 시퀀스 $\{x_i\}$ 에 대해 연구했다. 즉, 임의의 시점 i 에서 RDS z_i 는 다음의 조건을 만족한다고 가정했다.

$$N_1 \leq z_i \leq N_2$$

이때, N_1 과 N_2 는 $N_2 > N_1$ 인 유한한 값을 갖는 상수이다. 이와 같이 유한값을 갖는 시퀀스들을 z -구속 또는 RDS-구속 시퀀스(z -constrained or RDS-constrained sequences)라 한다. 하나의 시퀀스에 대한 RDS 값의 총 개수를 디지털 합 분산(digital sum variation, DSV)이라 하며, 다음과 같이 표기한다.

$$N = N_2 - N_1 + 1 \quad (2)$$

Pierobon[7]은 인코딩된 시퀀스 $\{x_i\}$ 에 대한 전력 밀도 함수(power density function)가 유

한개의 RDS 값을 갖는 인코딩된 경우에는 직류 성분이 소멸한다는 것을 입증했다.

Norris와 Bloomberg는 dc-free RLL 시퀀스에 대한 용량(capacity)을 계산하였다[8]. 제한적인 RDS 값을 갖는 RLL 시퀀스에 대한 용량은 d, k 및 N 이라는 세 개의 파라미터에 의해 특징지을 수 있고, $C(d, k, N)$ 으로 표기한다. “순수한(pure)” RLL 시퀀스[5]에 대한 용량 $C(d, k, \infty)$ 는 다음과 같다.

$$C(d, k, \infty) = \log_2 \lambda_{dk} \quad (3)$$

이때, λ_{dk} 는 다음과 같은 특성 방정식에 대한 최대 실수근이다.

$$z^{k+1} - z^{k-d} - z^{k-d-1} - \dots - z - 1 = 0 \quad (4)$$

최대 N 개의 RDS 값을 갖는 “순수한(pure)” dc-free 시퀀스에 대한 용량 $C(0, N-2, N)$ 은 다음과 같다[5].

$$C(0, N-2, N) = 1 + \log_2 \cos \frac{\pi}{N+1} \quad (5)$$

이때, 다음의 부등식이 성립한다.

$$C(d, k, N) \leq \min\{C(d, k, \infty), C(0, N-2, N)\} \quad (6)$$

위쪽(upward) 방향 및 아래쪽(downward) 방향으로의 천이를 갖고, RDS z 가 $1 \leq z \leq N$ 일 때, 길이 n 인 서로 다른 시퀀스들의 개수를 각각 $N_u(z, n)$, $N_d(z, n)$ 이라고 하면 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$N_d(z, n) = \sum_{j=d+1}^{k+1} N_u(z-j, n-j) \quad (7)$$

$$N_u(z, n) = \sum_{j=d+1}^{k+1} N_d(z+j, n-j)$$

길이 n 이 충분히 큰 시퀀스의 경우, $z=0$ 에 대해 대칭을 이룬다.

$$N_d(z, n) = N_u(-z, n) \quad (8)$$

위의 관계식들은 다음의 해를 통해 풀 수 있는 선형 차분 방정식(linear difference equations)을 정의할 수 있다.

$$N_u(z, n) = u(z)\lambda^n$$

$$N_d(z, n) = d(z)\lambda^n, 1 \leq z \leq k+1$$

$$d(z) = \sum_{j=d+1}^{k+1} d(-z+j)\lambda^{-j}, 1 \leq z \leq k+1 \quad (9)$$

이것은 N 차 선형 방정식(N homogeneous linear equations)이다.

여기서 다음과 같은 성분으로 구성된 행렬을 $D(\lambda)$ 라 하자.

$$d_{ij} = \lambda^{-(i+j-N-1)} f(i+j-N-1), 1 \leq i, j \leq N$$

이때, $f(p)$ 는 다음과 같다.

$$f(p) = \begin{cases} 1, & \text{if } d+1 \leq p \leq k+1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

파라미터 N, d 및 k 가 주어졌을 때, 구속 채널(constrained channel)에 대한 용량은 다음의 식에 의해 구할 수 있다.

$$C(d, k, N) = \log_2 \lambda_{\max}$$

이때, λ_{\max} 는 다음과 같은 식을 만족시키는 가장 큰 실수근을 나타낸다.

$$\det[D(\lambda) - I] = 0$$

$N \rightarrow \infty$ 에서 모든 RDS 상태는 동등하고(equally likely), 선형 방정식들의 집합은 하나의 방정식으로 줄어든다:

$$\sum_{i=d+1}^{k+1} \lambda^{-i} - 1 = 0$$

<표 1>은 RDS와 런-길이 파라미터의 여러 가지 값에 대한 계산 결과를 보여주고 있다.

<표 1> dc-balanced RLL 시퀀스에 대한 용량(Capacity)

d	k	N=1	N=2	N=3	N=4	N=5
0	1	0.6358	.6551	.6662	.6731	.6778
0	2	.7664	.8032	.8244	.8378	.8468
0	3	.7925	.8416	.8704	.8887	.9012
0	4	.8495	.8832	.9048	.9196	
0	5		.8858	.9094	.9256	
0	6			.9103	.9273	
0	7				.9276	
1	2	.3471	.3705	.3822	.3889	.3931
1	3	.4248	.4746	.5000	.5145	.5237
1	4	.5018	.5390	.5608	.5746	
1	5		.5497	.5772	.5947	
1	6			.5816	.6020	
1	7				.6039	
2	3	.2028	.2457	.2625	.2709	.2757
2	4	.3089	.3471	.3666	.3777	
2	5		.3723	.4024	.4199	
2	6			.4135	.4366	
2	7				.4418	
3	4	.1568	.1903	.2035	.2101	
3	5		.2434	.2744	.2902	
3	6			.2972	.3224	
3	7				.3333	

▶ 예제 1 (d, k, N)=(0, 1, 3)이라 할 때, 특성 방정식은 다음과 같다.

$$\det[D(\lambda) - I] = \begin{vmatrix} -1 & 0 & 0 \\ 0 & -1 & \lambda^{-1} \\ 0 & \lambda^{-1} & \lambda^{-2} - 1 \end{vmatrix}$$

$$= \lambda^2 - 2 = 0$$

이때, 가장 큰 근이 $\sqrt{2}$ 이므로, 용량 $C(0, 1, 3) = 1/20$ 이다. 바이-페이스 코드(bi-phase code)는 정해진 채널 구속에 대한 용량과 동일하도록 구현한 코드의 한 예이다.

▶ 예제 2 (d, k, N)=(1, 3, 7)이라 할 때, 특성 방정식은 다음과 같다.

$$\det[D(\lambda) - I] = \lambda^8 - \lambda^6 - 3\lambda^4 + \lambda^2 + 2$$

$$= (\lambda^2 + 1)^2(\lambda^2 - 1)(\lambda^2 - 2) = 0$$

이때, 가장 큰 근이 $\sqrt{2}$ 이므로, 용량은 $C(1, 3, 7) = 1/20$ 이다. 제로-변조(Zero-Modulation) 코드는 주어진 런-길이 파라미터와 최대 DSV에 부합되는 비율이 1/2인 코드이다.

1. 스펙트럼 특성(Spectral Properties)

Kerpez[9]는 변수 길이(variable length) 그래프와 여러 상태들(states)에 대해 비교적 작은 수, $N-1-d$ 를 요구하는 인접 행렬(adjacency matrix)에 의해 합성된 (d, k) 및 N 구속에 대해 설명하였다.

DCRLL 메시지를 $X = \{x_0, x_1, \dots\}$, $x_i \in \{-1, 1\}$ 이라 하고, RLL 메시지는 허용 가능한 런-길이 $dk = \{d+1, \dots, k+1\}$ 의 조건에 맞는 길이 T_i ($i = 0, 1, \dots$)를 갖는다고 하자. 시퀀스 X 가 DSV에 의해 제한됨에 따라 다음과 같은 부등식이 성립하게 된다.

$$\left| \sum_{i=0}^j x_i \right| \leq c$$

이때, $N=2c+1$ 이다. 위의 제한은 런-길이의 향으로 나타낼 수 있다. 시퀀스 X 는 극성이 번갈아 바뀌는 런-길이가 T_i 인 심볼들의 연속으로 되어 있다. $x_i \neq x_{i+1}$ 인 임의의 지점에서의 시퀀스 X 에 대한 극성의 천이(transition)는 $t_j = \sum_{i=0}^j T_i$ 에서 발생한다. 이로부터 다음과 같이 간단하게 나타낼 수 있다.

$$\left| \sum_{i=0}^j x_i \right| = \left| \sum_{i=1}^j (-1)^i T_i \right| = |U_j|$$

여기서 $U_j = T_j - U_{j-1}$, $U_0 = 0$ 이다. 즉, DSV 구속은 모든 j 에 대해 다음과 같이 달리 표현된다.

$$|U_j| \leq c$$

따라서, 임의의 시퀀스는 런-길이 집합 $\{T_i\}$ 을 갖는 시퀀스가 모든 j 에 대해 다음을 만족할 경우에만 $(d, k, N=2c+1)$ 구속을 만족시킨다.

$$d+1 \leq T_j \leq k+1 (\leq 2c) \quad (10)$$

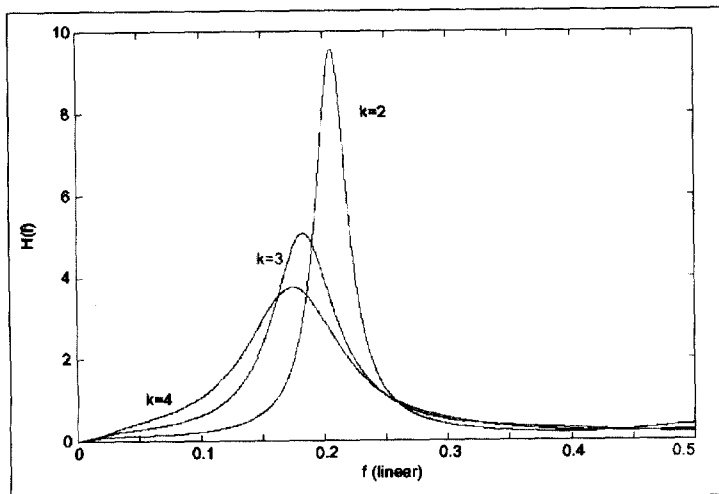
$$d+1-c \leq U_j \leq c \quad (11)$$

식 (10)과 (11)로부터 유도되는 $(d, k, N=2c+1)$ 구속을 만족시키는 인접 행렬 D 의 일반적인 형태는 규칙적인 구조를 갖는다. 이 행렬은 크기가 $(N-1-d) \times (N-1-d)$ 이고, 역대각선 방향으로 일정한 값을 갖는다. 만약, k 의 값이 $k+1 \leq N-1$ 일 경우, 행렬의 대각선 오른쪽 아래는 0이 되고(식(12)), $k=N-2$ 인 경우에는 오른쪽 아래 부분은 채워지게 된다(식(13)).

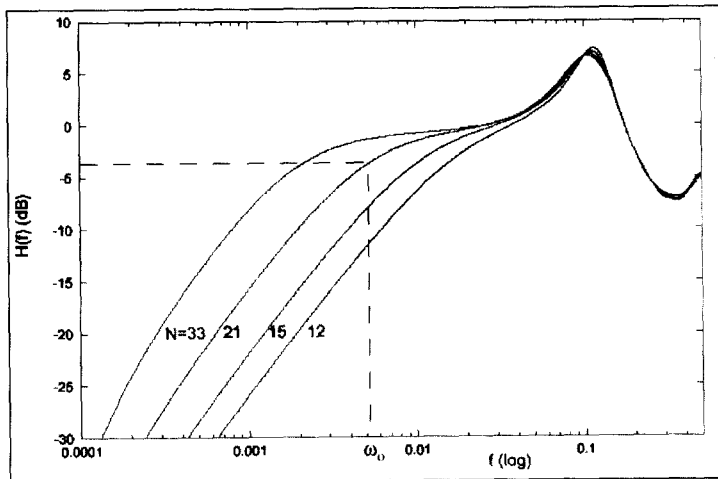
$$D(z) = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & \dots & 0 & \dots & 0 & z^{-d-1} \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 & \dots & z^{-d-1} & z^{-d-2} \\ \vdots & & & & & & & \vdots \\ 0 & z^{-d-1} & z^{-d-2} & \dots & z^{-k} & \dots & & 0 \\ z^{-d-1} & z^{-d-2} & z^{-d-3} & \dots & z^{-k} & \dots & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (12)$$

$$D(z) = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & \dots & 0 & z^{-d-1} \\ 0 & 0 & 0 & \dots & z^{-d-1} & z^{-d-2} \\ \vdots & & & & & \vdots \\ 0 & z^{-d-1} & z^{-d-2} & \dots & & z^{-2c+1} \\ z^{-d-1} & z^{-d-2} & z^{-d-3} & \dots & z^{-2c+1} & z^{-2c} \end{bmatrix} \quad (13)$$

위의 인접 행렬을 이용하면, N 과 k 의 값이 큰 경우에 대한 최대 엔트로피 시퀀스(maxentropic sequence)의 용량 및 스펙트럼을 곧바로 구할 수 있다. <그림 2>는 $N=1, d=1$ 및 최대 런-길이 k 를 갖는 최대 엔트로피 시퀀스들에 대한 파워 스펙트럼 함수를 보이고 있다. 명백히 최대 런-길이 파라미터의 영향이 크다는 것을 볼 수 있다. 주목할 만한 것은 최대 런-길이 파라미터 k 의 값이 감소할수록 곡선의 최대치가 증가한다는 것이다.



〈그림 2〉 최대 엔트로피를 갖는 런-길이 시퀀스에 대한 파워 스펙트럼(power spectral density) 함수. $N=7, d=1, k=2,3,4$



〈그림 3〉 $d=2, k=10, 11$ 인 최대 엔트로피를 갖는 RLL 시퀀스에 대한 파워 스펙트럼. 그림에서의 컷-오프(cut-off) 주파수 ω_0 는 $d=2, k=10, N=21$ 에 해당한다.

〈그림 3〉은 $d=2, k=10$ 이고, $N=12, 15, 21, 33$ 에 대한 스펙트럼을 보여주고 있다. 이 그림으로부터 저주파수 영역에서 파워와 주파수 사이에 다음과 같은 관계가 성립함을 알 수 있다.

$$H(f) \approx af^2$$

즉, 주파수가 증가함에 따라 저주파수 영역의 파워

는 6dB/oct.(20dB/dec.)의 비율로 증가한다.

여기서, DCRLL 시퀀스의 저주파수 특성을 측정하기 위한 기준이 필요하게 된다. 스펙트럼 폭은 컷-오프(cut-off) 주파수 ω_0 [5]로 표현한다. Braun은 DCRLL 시퀀스에 대한 컷-오프 주파수를 다음과 같이 정의하였다.

$$H(\omega_0) = \frac{H_0(d, k)}{2} \quad (14)$$

이때, $H_0(d, k)$ 는 최대 엔트로피를 갖는 (d, k) 구속 시퀀스에 대한 주파수 0(zero frequency)에서의 스펙트럼을 의미한다. $d=2, k=10$ 인 경우에 $H_0(d, k) = 0.835$ ($= -0.8$ dB)이다.

Braun은 잉여분(redundancy)과 컷-오프 주파수 사이의 관계에 대하여 연구하였다. 그는 순수 RLL

채널과 DCRLL 채널 간의 차에 대해 초과 잉여분(extra redundancy)이라 정의하고, 다음과 같이 나타내었다.

$$\rho(d, k, N) = C(d, k, \infty) - C(d, k, N) \quad (15)$$

파라미터 $\rho(d, k, N)$ 는 RDS N 상에서의 추가적인 구속을 초래하는 잉여분을 표시한다. Braun

은 최대엔트로피를 갖는 시퀀스들이 컷-오프 주파수 ω_0 와 초과 잉여분 ρ 사이에 선형적인 관계를 갖는다는 특성을 입증하였고, 다음과 같이 나타내었다.

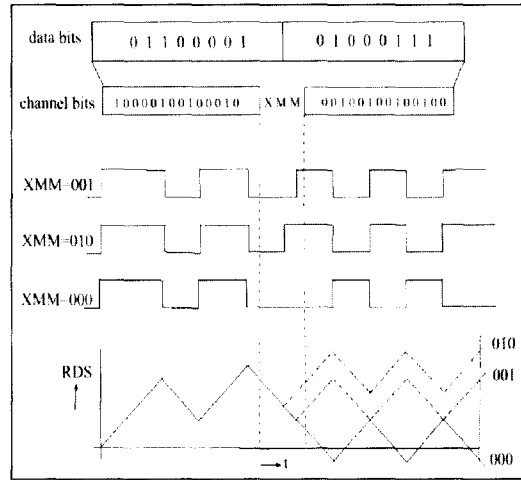
$$\omega_0 \approx \rho(d, k, N) \frac{2 \ln 2}{\frac{\pi^2}{6} - 1}, \quad N \gg 1 \quad (16)$$

컷-오프 주파수 ω_0 와 초과 잉여분 ρ 의 비례관계는 d, k, N 구속에 대하여 독립적이다. 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 위의 관계가 $N > 20$ 에 대해 5% 이내의 정확도를 가짐을 알 수 있다.

III. EFM

EFM의 중요 파라미터는 $d = 2, k = 10, R = 8/17$ 인 경우이다. 코드 테이블 및 기타 사항에 대한 세부적인 정보는 Immink 및 Ogawa의 특허에 자세히 기술되어 있다[1]. 8비트 소스 코드는 14비트 d-구속 코드워드로 변환된다. 이 14비트 코드워드에 머징 워드(merging words) 3비트를 붙인다. 3비트 머징 워드는 최소 및 최대 런-길이를 만족시키도록 인코더에 의해 선택되어 지는데, 이러한 최대 및 최소 런-길이를 만족하는 코드가 유일하게 결정되지는 않는다. 또한, 머징 워드는 저주파수에서 파워 밀도가 최소화되도록 선택되어 진다.

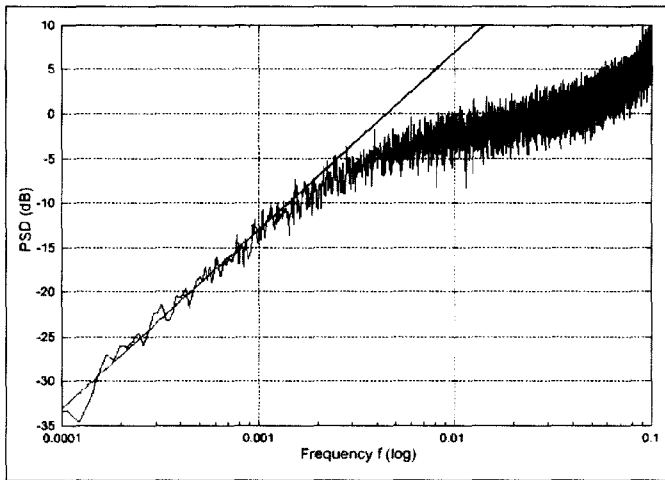
〈그림 4〉는 머징 프로세스에 대한 한 예이다. 8개의 사용자 비트는 룩업 테이블(look-up table)을 이용하여 14개의 채널 비트로 변환된다. 14개의 비트 뒤에 3개의 머징 비트를 붙여서 런-길이 조건을 만족하게 한다. 두 개의 '1' 사이에 최소 두 개의 '0'이 존재해야 하는 조건에 의해 위의



〈그림 4〉 RDS(running digital sum)를 최소화 시키는 방법

경우 첫 번째 머징 비트 위치에는 '0'이 있어야 한다. 따라서, 가능한 머징 비트의 수는 '000', '010', '001'의 3가지이다. 이때, 인코더는 새로운 코드워드의 끝에서 RDS에 대해 가장 낮은 절대값을 갖는 머징 비트를 선택하게 된다. 즉, 위의 경우에는 '000'을 선택하게 된다. 콤팩트 디스크에 대한 실험에서는 단지 두 개의 머징 비트만 사용했을 경우, 저주파수 성분의 억제가 충분히 효율적이지 못함을 밝혀냈다. 머징 비트의 수가 3개로 증가되었을 경우, 머징 비트에서의 천이 설정 또는 생략하는 여유도가 더 크게 증가되었다. 연속적인 블록의 65%에서 3개의 머징 비트를 가질 경우 천이는 자유롭게 설정 또는 생략될 수 있다. 따라서, 좀더 효율적인 저주파수 제어는 정보율이 8/17로 확장되었을 경우에 가능하게 된다.

대체로, 저주파수 성분에 대한 좋은 억제 방법은 콤팩트 디스크 시스템에 대한 일정한 표준의 제공 없이도 보완된 머징 방법에 의해 얻어질 수 있다. 예를 들어, 짧은 항에서의 저주파수 성분에 대한 최소화가 보다 긴 항의 최소화



〈그림 5〉 고유의 EFM에 대한 스펙트럼. 직선은 스펙트럼의 저주파수 영역에 대한 최소 제곱 평균(least square mean)을 추정한 것이다.

항상 영향을 미치지 않는 이유로 인해 록-어헤드 방법에 의해 억제시킬 수 있다. 이 경우, 6-10dB의 성능 개선이 이루어진다고 보고되어 있다[12]. 록-어헤드 방법은 현재 사용되지 않고 있다. 고유의 EFM에 대한 파워 스펙트럼 함수는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 얻어졌고, 〈그림 5〉에 나타내었다.

IV. EFMPlus

80년대 초에 소개된 CD, CD-ROM, CD-V 등은 오디오, MPEG-1 비디오 및 기타 여러 디지털 정보를 저장하는데에 매우 성공적인 매체가 되었다. 그러나, 680 MByte 정도의 저장 용량은 그래픽 중심의 컴퓨터 응용 및 고화질 디지털 비디오 프로그램들을 저장하는데에는 불충분하다.

CD 계열의 확장이라 볼 수 있는 DVD(Digital Versatile Disc)는 일반적인 CD에 비해 7배 이상

많은 저장 용량을 지닌 새로운 광 디스크 기록 매체이다. 대개 저장 용량의 증가는 광원(light source) 및 대물 렌즈(objective lens)의 질적 향상에 의해 개선되었다. 이와 더불어 DVD의 저장 용량의 증가는 더욱 강력해진 RS-PC (Reed-Solomon product code) 및 EFMPlus라는 변조 코드를 사용하여 디스크의 논리적인 형식을 완전히 재설계함으로써 이루어졌다. 이것은 비율이 8/16이고 (d, k) = (2,10)인 EFMPlus 코드

및 저주파수 성분을 억제시키는 슬라이딩-블럭(sliding-block) 인코더로 이루어져 있다.

1. 코드 설계 방법

EFM 규칙하에서는 한번에 8개의 데이터 비트가 런-길이 파라미터 $d=2, k=10$ 을 만족시키는 14개의 채널 비트로 변환된다. 여기서는 EFM과 동일한 런-길이 구속 조건을 갖는 EFMPlus 코드에 대해 살펴본다. EFMPlus 코드는 기존의 EFM 코드보다 코드율이 6% 정도 더 높다. EFMPlus는 채널 변조 부분에 있어서 DVD의 국제 규격으로 채택되었다. DVD에 대한 설계시 가장 중요한 중점 사항은 저주파수 성분 및 타이밍(timing)과 같은 중요한 파라미터를 절대로 간과할 수 없다는 것이다. 이러한 파라미터는 광 기록 시스템에서의 아킬레스건으로 여겨질 만큼 서보(servos) 및 타이밍 복구(timing recovery)에 매우 중요하다.

EFMPlus 코드는 비율이 8/16이고 EFM과

동일한 런-길이 파라미터를 가는 슬라이딩-블럭 코드이다. DC-제어는 각 인코더 상태(encoder state)에 남아있는 잉여 워드(surplus words)를 가지고 이루어진다. ACH 알고리즘은 구속의 복잡도가 가능하면 큰 코드 크기가 N 인 것에 대해 수행된다. 이러한 형식으로 만들어진 가능한 추가 소스 입력들은 dc-제어를 위해 적용된다. 슬라이딩-블럭 인코더 및 디코더의 복잡성은 본래 근사적인 고유벡터(approximate eigenvector)의 원소에 대한 최대값(weight)에 의해 좌우된다. 표 2는 코드 크기 N 에 대해 최대값(weight)을 보여주고 있다. 여기서 파라미터 η 는 상대적 잉여분(relative redundancy)을 의미하고,

$$\eta = 1 - \frac{1}{16} \log_2 N / C(2, 10, \infty)$$

의 값을 갖는다. 이때, $n=16$, $d=2$, $k=10$ 인 조건에 부합될 수 있는 최대 코드 크기가 406임에 주목할 필요가 있다.

주어진 코드 파라미터에서 코드 크기가 $N < 352$ 에 대해 최대값(weight)은 두 개가 존재한다. 이중 하나를 인코더로 구축할 수가 있다. 또한, 표 2

〈표 2〉 코드 크기 N , 효율 $\eta = 1 - R/C(2, 10, \infty)$, $\max\{v_i\}$

N	η	$\max\{v_i\}$
351	0.0246	2
353	0.0237	3
354	0.0232	4
389	0.0075	8
391	0.0067	10
397	0.0041	13
398	0.0037	17
406	0.0000	102

로부터 코드 크기가 증가할수록 최대값(weight)이 빠르게 증가함을 알 수가 있다. 여러 번의 시행을 통해 줄어든 리턴값을 고려한 후에 코드 크기를 $N=351$ 로 결정하였다. $k+1=11$ 상태(states)에 대한 초기 머징 후에는 3-상태(3-state) FSM을 얻게 된다. 단일

상태 분할(split) 이후에 3-상태 FSM은 4-상태 인코더로 변환될 수 있다.

EFMPlus 인코더에 대한 각각의 4개의 상태는 주어진 상태로 들어가거나 상태를 떠나가는 워드의 형태에 의해 특징지어진다. 각 상태 및 워드 집합은 다음과 같은 특성을 갖는다.

- 상태 1로 들어가는 워드는 트레일링(trailing) '0(zero)'을 {0,1}개를 가지면서 끝난다.
- 상태 2와 3으로 들어가는 워드는 트레일링 '0'을 {2,...,5}개를 가지면서 끝난다.
- 상태 4로 들어가는 워드는 트레일링 '0'을 {6,...,9}개를 가지면서 끝난다.

각 상태로부터 떠나가는 워드들은 하나의 상태로 들어가는 연결된 워드들과 그 상태를 떠나가는 워드들이 채널 구속 조건($d=2$, $k=10$)을 만족시키도록 선택되어진다. 예를 들어, 상태 1을 떠나가는 워드들은 최소 2개에서 최대 9개의 '0'을 가지고 시작한다. 이와 비슷하게 상태 4를 떠나가는 워드들은 많아야 한 개의 '0'을 가지고 시작한다. 분명히, 상태 1과 4를 떠나가는 워드들은 서로 공통되는 것이 하나도 없다. 상태 2와 3으로부터 생긴 워드들도 위의 런-길이 구속 조건 및 다음과 같은 기타 조건들도 만족한다. 상태 2를 떠나가는 워드들은 첫 번째 비트(msb)인 x_1 및 13번째 비트인 x_{13} 가 둘다 '0'인 것만 선택된다. 상태 3을 떠나가는 워드들은 $x_1 x_{13} \neq 00$ 인 것만 선택된다. 한 상태에서 다른 상태로 이동될 때는 ($d=2$, $k=10$)-구속 조건을 만족시키는 시퀀스를 발생시킨다. 컴퓨터를 통해 각각의 상태로부터 최소 351개의 워드들이 떠나가는 것을 쉽게 알 수 있다. 인코더는 각 상태를 떠나가는 351개의 에지(edge)에 소스 워드를 할당시킨다. 이

〈표 3〉 EFMPlus 코딩 테이블의 일부분

i	$h(i,1), g(i,1)$	$h(i,2), g(i,2)$	$h(i,3), g(i,3)$	$h(i,4), g(i,4)$
0	001000000001001,1	010000100100000,2	001000000001001,1	010000100100000,2
1	001000000001001,1	001000000001001,1	100000100100000,3	100000100100000,3
2	001000010010000,2	001000010010000,2	100000000010010,1	100000000010010,1
3	001000000100100,2	010001001000000,4	001000000100100,2	010001001000000,4
4	001000001001000,2	001000001001000,2	100000010010000,2	100000010010000,2
5	001000000010010,2	001000000010010,2	100100100000000,4	100100100000000,4
6	001000000010010,3	001000000010010,3	100010010000000,4	100010010000000,4
7	001000000100100,3	010000000010010,1	001000000100100,3	010000000010010,1
8	001000001001000,3	001000001001000,3	100001001000000,4	100001001000000,4

때, 인코더는 단지 256개의 소스 워드만 필요하기 때문에, 나머지 95개의 워드들은 저주파수 파워를 억제시키는 dc-제어에 사용된다.

인코더는 입력(inputs), 출력(outputs) 및 상태(states)로 된 세 개의 집합(sets)과 출력 함수 및 다음 상태(next-state) 함수로 된 두 개의 논리 함수에 의해 정의된다. 일정 시간 t 에서 인코더에 의해 전송된 특정 코드워드 x_t 는 인코더로 들어가는 소스 워드 b_t 에 관한 함수이다. 이것은 특정 상태 s_t 에 따라 값이 달라진다. 이와 유사하게 시간 $t+1$ 에서의 “다음(next)” 상태는 x_t 와 s_t 에 관한 함수가 된다. 출력 함수 $h(.)$ 및 다음 상태 함수 $g(.)$ 는 다음과 같이 간략하게 나타낼 수 있다.

$$x_t = h(b_t, s_t)$$

$$s_{t+1} = g(b_t, s_t)$$

출력 함수 $h(.)$ 및 다음 상태 함수 $g(.)$ 는 둘다 351개의 엔트리를 갖는 4개의 항으로 표현된다. 이것의 일부를 표 3에 나타내었다[13].

〈표 3〉은 0부터 255까지의 정수로 표현한 소스(입력) 워드 i 와 인코더가 4개의 상태 중 하나에 있을 때의 특정 입력 i 에 대한 16비트 출력 $h(i, s)$ 및 다음 상태 함수 $g(i, s)$ 를 나타내고 있다. 예를 들어, 인코더가 상태 1에서 초기

화된다고 하고, 입력 시퀀스가 ‘8’, ‘3’, ‘4’라고 하자. 이때, 입력 ‘8’에 대한 응답은 $h(8,1) = '0010000010010000'$ 이고, 새로운 상태(new state)는 $g(8,1) = 3$ 이 된다. 따라서, 입력 ‘3’에 대한 응답은, 상태 ‘3’에서 시작되어 $h(3,3) = '0010000001001000'$ 이 되고 다음 상태는 $g(3,3) = 2$ 가 된다. 계속 이와 같은 식으로 ‘4’에 대해서 수행하면, 이것은 상태 ‘2’에서 시작되어 $h(4,2) = '0010000001001000'$ 이 되고, 다음 상태는 ‘2’가 된다.

디코더는 16비트 코드워드를 8비트 데이터 워드로 변환시킨다. 이것은 단지 16비트 해당 워드만으로는 변환시킬 수가 없고, 들어오는 코드워드의 첫 번째와 13번째의 심볼을 조사하여야 한다. 즉, 다음과 같다.

$$b_t = h^{-1}(x_t, x_{t+1}, x_{t+1,13})$$

따라서, 새로운 코드에 대한 디코딩은 (16+2)개의 채널 비트를 이용하여 8비트로 변환시키는 형태가 된다. 반면에, EFM 코드의 경우, 14번째와 17번째 채널 비트를 조사하면 된다.

위에서 정의된 인코더는 351개의 소스 워드를 자유로이 조정할 수 있다. 26비트의 중복되지 않

는(unique) 싱크 워드(sync word)를 사용 가능하도록 하기 위해 7개의 워드(candidate word)를 제외하면 344개의 워드만이 남게 된다. 256개의 소스 워드에 대해서만 고려하면 되므로 남은 워드들은 저주파수 대역에서의 전력을 최소화하는데 이용될 수 있다. 저주파수 성분에 대한 억제 또는 dc-제어는 RDS의 제어에 의해 가능하게 된다. 88개의 잔여 워드들은 소스 워드 0, ..., 87에 대해 대응되는 채널 코드처럼 사용된다. 완전한 인코더는 "주(main table) 부(substitute table)"의 두 가지 테이블로 표현할 수 있다. 소스 워드 0, ..., 87에 대해 인코더는 주-테이블 또는 부-테이블로부터 RDS의 절대값을 최소화시키는 것으로 하나를 선택한다.

DVD 표준은 dc-제어에 대해 추가적인 규칙을 필요로 한다. 만일, 인코더가 상태 1에 있을 경우, 인코더는 코드워드 $h(i,4)$, $0 \leq i \leq 255$ 를 사용하게 될 것이다. 비슷하게, 인코더가 상태 4에 있다면, 코드워드 $h(i,1)$, $0 \leq i \leq 255$ 를 사용하게 될 것이다. 다시 말하면, 주-테이블 및 부-테이블에서 상태 1과 4와 관련된 코드워드들은 정해진 런-길이 구속에 적합한 dc-제어에 대해 서로 대치하여 사용된다. 상태 스와핑(swapping)은 디코딩이 명백히 수행될 수 있을 때 가능하게 된다. 상태 스와핑은 저주파수 파워를 추가적으로 2-3dB 정도 제거가 가능하도록 해준다.

V. EFM 종류의 코드들

다양한 코드율에 따른 스펙트럼 성능을 비교하여 EFM 코드의 재설계에 대한 가능성을 고려해 보자. EFM 코드는 ACH와 같은 효율적인 설계 알

고리즘이 개발되기 이전인 1980년에 설계되었다. EFM 설계에 있어서 또 하나의 단점은 디코딩을 위해 사용된 게이트의 수가 너무 많다는 것이다. EFMPlus 코드는 8/17 대신에 8/16의 코드율을 사용하여 EFM 코드를 재설계한 것이다.

EFMPlus 코드는 3개의 머징 비트 대신에 두 개를 갖는 EFM 코드이다. 이러한 대체된 EFM16a 코드에서의 dc-항은 컴퓨터 시뮬레이션에 의해 쉽게 구할 수 있고, 이에 대한 결과가 <표 4>에 보여지고 있다. dc-항은 다음의 다양한 워드들에 대한 재할당에 의해 제거될 수 있다.

<표 4> EFM 유사 코드에 대한 성능

Code#	H(10 ¹⁶ fc) (dB)	Sum var	R	Remark
EFM	-33	16	8/17	Sec. 3
EFMPlus	-31	19	8/16	Sec. 4.1
EFMPlus*	-29	24	8/16	no state swap
EFM16a	-20	66	8/16	2 merging bits
EFM16b	-28	27	8/16	Sec. 5
EFM15	-9	220	8/15	-

EFM16a의 경우, 16비트 워드 '0001000100001000'과 '1001000100001000'는 서로 대체 채널 코드 표현이다. 이것은 프리코딩 이후의 두 워드의 차이가 0이 됨으로써 입증될 수 있다. 실제로 이것은 인코더가 이러한 코드워드에 대한 전송시에 RDS를 증가 또는 감소시키지 않음을 의미한다. 따라서, 분명히 많은 소스 워드들을 차이가 0(zero-disparity)인 채널 코드로 표현하는 것이 더 좋을 수 있다. 패리티 차이가 0이 아닌(non-zero-disparity) 부호가 반대인 코드끼리는 쌍으로 만들고 패리티 차이가 0인 코드 워드들은 그대로 두면 된다.

위의 설계 방식을 토대로 블록 코드를 설계하기 위해 Gu 및 Fuja의 방법[14]을 이용하여 직

접 연습해보자. 257개의 워드들 중에 소스 크기가 260인 블록-디코더블(block-decodable) 코드를 구성했을 때, 그 중 EFM16b라는 코드는 EFM16a보다 저주파수에서 8dB정도 더 많은 감소를 시킨다. 이것은 디코딩에 필요한 잉여 비트의 수가 증가하는 단점 외에는 많은 성능 개선을 가져왔다. EFM16b 코드는 EFM16a에서의 14비트 대신에 16비트의 디코딩 어레이(array)를 필요로 한다. EFMPlus와 비교했을 때의 장점은 여러 전달(error propagation)이 없다는 것이다. 이것은 EFMPlus보다 저주파수 성분을 3dB정도 추가로 감소시킨다.

EFM15 코드[15]는 8/15, (2,14)인 DCRLC 코드의 한 예이다. 비율이 8/15인 코드 구축시에는 단지 하나의 머징 비트만을 필요로 한다. 여기서 기존의 EFM 코드에서처럼 동일하게 14비트를 워드로 할당한다[17].

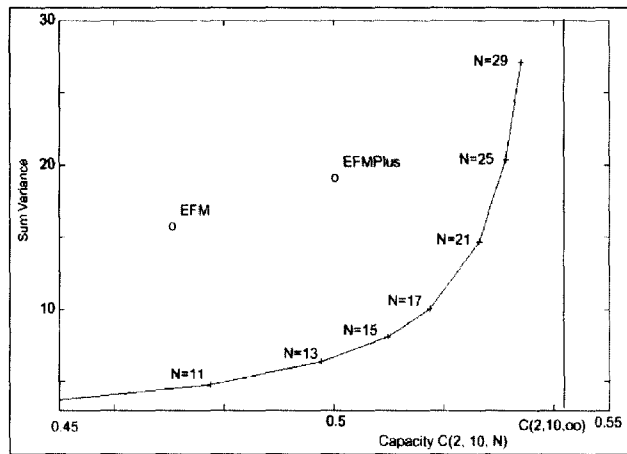
EFMPlus 코드와 매우 유사한 EFM15 코드는 길이가 15비트인 코드 워드를 갖는다. 전형적인 슬라이딩-블록 코드인 이 코드는 4개의 인코더 상태를 가지고 있고, 한번의 분리(split) 이후에 ACH 알고리즘을 이용하여 구축한다. 조정될 수 있는 워드의 수는 그 상태(state)에 의존하고, 최대 270개까지 가능하다. 따라서 dc-제어를 위해 사용될 수 있는 "여분의" 워드는 최대 14 (=270-256)개이다. 대체 표현이 가능한 워드들은 단지 해밍 거리(Hamming distance)가 1인 경우에만 이뤄질 수 있다. 이것은 a) 디코딩 동작이 간단하고, b) dc-제어를 효율적으로 할 수 있도록 '1'의 개수가 홀수개 또는 짝수개를 갖는 장점이 있다[15].

VI. EFM 유사 코드의 성능

다양한 EFM 유사 코드들의 스펙트럼 특성은 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 알아 보았다. 그 결과는 <표 4>에 나열하였다.

저주파수 억압(low-frequency-suppression)은 $10^{-4}f_c$ 에서 측정되었고, 이때 채널 비트 주파수 $f_c = 1 \text{ Hz}$ 이다. 주파수 범위를 $10^{-4} f_c$ 로 제한함에 따라 이에 대한 스펙트럼 $H(f_c)$ 는 포물선 형태를 이루게 된다.

최대 엔트로피의 시퀀스를 갖는 EFM 및 EFMPlus 기준하에서 발생된 시퀀스들에 대한 특성 비교는 <그림 6>에 나타내었다. 여기서 이론적으로 성능 개선의 여지가 꽤 있음을 알 수 있다. EFM과 EFMPlus와 같이 동일한 비율의 코드에 대해 이론적으로 DSV가 보다 작은 시퀀스를 발생시키는 코드를 만들 수 있다. 반대로 말해서, 만약 이러한 보다 낮은 DSV를 요구할 경우, EFMPlus에 대한 저주파수 성분은 이 조건을 충족시키고, <그림 6>으로부터 비율이 0.53 ($\approx 8/15$)인 코드가 EFM의 DSV로 가능함을 알 수 있다.



<그림 6> $d=2, k=10$ 인 최대 엔트로피의 DCRLC 시퀀스에 대한 DSV

Braun[18]과 Immink[19]는 최대 엔트로피 성능에 근접하는 코드 목록을 통해 긴 블럭 코드를 이용한 코드를 발표했다. 여기서 일반적인 코드워드 길이는 약 1000비트이고, 인코딩 및 디코딩을 위해 약 5kB의 하드웨어를 필요로 한다.

Ⅶ. DCRLL 코드들의 다른 예

임의의 구속 코드(constrained code)에 대한 설계는 수년에 걸쳐 개발되어온 설계 기법에 의해 이뤄질 수 있다. 그러나, 불행하게도 구속 채널에 대한 Shannon 용량에 근접한 비율을 갖는 DCRLL 코드의 설계는 유한-상태(finite-state) 머신에 대한 상태의 수가 많아서 매우 힘들다. 따라서, DCRLL 코드의 설계는 대부분 ad hoc 방법을 이용한다[20, 21, 22, 23]. 여기서는 두 개의 체계적인 설계 방법에 대해 기본적으로 서술한다.

첫 번째 방법으로는 RLL 코드를 설계하기 위해 ACH 알고리즘을 이용한다. ACH 알고리즘의 마지막 단계에서는 결국 각 상태가 최소한 2^m 개의 떠나가는 에지(outgoing edge)가 있어야 한다. 다행히도 떠나가는 에지가 많은 상태들이 있는데, 이때 잔여 에지들(surplus edges)은 dc-제어를 위해 사용 가능한 대체 코드워드들로 사용한다. 비율이 8/16인 (2,10) EFMPPlus 코드가 바로 이러한 방법에 따라 설계되어 실제로 DVD에 적용시킨 DCRLL 코드의 한 예이다.

두 번째 방법으로, dc-제어는 소스 데이터 또는 dc-제어 비트를 갖는 인코딩된 데이터의 멀티플렉싱에 의해 이루어진다. 최신의 RLL 코드인 비율이 2/3인 (1,7) 코드는 RLL 시퀀스를 발생시키는 데에 사용된다. 주어진 코딩 규칙에 의해 발

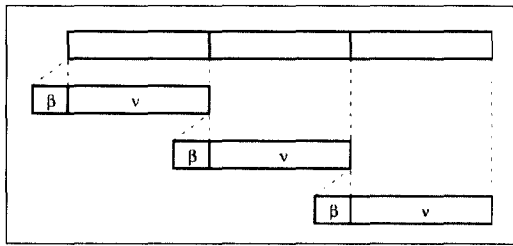
생된 이러한 시퀀스들은 dc-제어, 즉 저주파수 성분을 최소화하기 위해 채널 비트들과 멀티플렉싱된다. 사용자 데이터 또는 인코딩된 데이터는 ν 비트의 세그먼트로 구분되어 진다. 두 개의 연속적인 ν 비트 세그먼트 사이에서 β dc-제어 비트는 저주파수 성분을 최소화하기 위해 교대로 선택되어 진다. 실험적인 측면에서는 요구되는 dc-억압에 도달하는데 있어서 파라미터 ν 와 β 를 임의로 설정하도록 한다. 바꿔 말하면, 구성하고 있는 RLL 코드를 재설계할 필요가 없음을 의미한다.

설계 방법의 성공 여부는 얼마나 많은 저주파수 억압을 요구하느냐 등의 다양한 요소들에 의해 달려 있다. 실제의 경우에 있어서는 대개 dc-제어를 위해 2-3%의 초과 잉여분(extra redundancy)으로 요구되는 dc-억압을 해내는데 충분하다. 이 경우에 있어서 멀티플렉싱 방법을 이용한 코드는 매우 좋은 성능 및 유연성(flexibility)을 제공한다.

1. 데이터 레벨과 코딩된 레벨 상에서의 dc-제어

dc-억압 능력을 갖는 표준 (d, k) 코드를 확장하기 위한 직접적인 방법은 저주파수에서 파워를 줄일 수 있도록 선택 가능한 잉여 비트(redundant bits)를 추가하는 것이다. 본래 (d, k) 인코더가 멀티플렉싱된 dc-제어를 갖고 확장될 수 있는 접근 방법으로 두 가지가 있다. 즉, 멀티플렉싱은 두 개의 레벨에서 행해질 수 있는데, a) 하나는 소스 데이터 레벨이고, b) 또 하나는 채널 데이터 레벨이다.

멀티플렉싱 방법은 <그림 7>에 나타내었다. ν 개의 소스 데이터 또는 ν 개의 인코딩된 데이터의 세그먼트 사이에 발생된 채널 시퀀스의 저주파수 성분을 최소화하도록 β 개의 dc-제어 비트가 선택



〈그림 7〉 사용자 데이터 또는 인코딩된 데이터는 v 비트의 세그먼트로 구분되어 지고, 두 개의 연속적인 v 비트 세그먼트 사이에 β 개의 dc-제어 비트가 삽입된다.

되어 진다. 이것은 각 세그먼트의 끝에서 RDS를 계산함으로써 이루어질 수 있다. 인코더는 RDS가 '0'에 가장 가까운 세그먼트를 전송시킨다. 수신쪽에서 각 데이터 또는 채널 레벨상에서 부가된 dc-제어 비트는 디코더에 의해 쉽게 건너뛸 수가 있다.

dc-제어에 대한 두 가지의 멀티플렉싱 접근 방법은 다양한 형태를 갖게 된다. β 개의 dc-제어 비트는 소스 데이터 레벨에서 멀티플렉싱 되었다면 자유로이 선택되어질 수 있다. 이때, 인코더는 2^β 개의 가능한 시퀀스를 갖게 된다. 반면에 dc-제어 비트가 (d, k) 시퀀스를 가지고 멀티플렉싱 되었다면, 멀티플렉싱된 새로운 시퀀스는 (d, k) 구속에 의해 2^β 개보다 적은 수를 가지게 될 것이다. 가장 좋지 않은 경우하에서도 dc-제어가 효율적이기 위해서는 v 개의 변조된 데이터 비트가 역변환이 가능한지 아닌지를 입증해야 한다. dc-제어 비트가 (d, k) 시퀀스를 갖고 멀티플렉싱 되었다면, 위의 가장 좋지 않은 경우에서의 성능을 보장하기 위해 최소 $(d+1)$ 개의 dc-제어 비트를 필요로 한다. 이때, 세그먼트 경계에서 최대 런-길이는 k 에서 $(k+1)$ 로 증가하게 된다. 이와 유사한 방법이 Odaka[24], Coppersmith 및 Kitchens[25], 그리고 Patel[26]에 의해 제안되었다. 반면에 dc-

제어 비트가 소스 레벨에서 멀티플렉싱 되었을 경우, 가장 좋지 않은 경우의 성능에 관한 문제가 더 많이 발생할 소지가 있다. 따라서, 이러한 방법은 표준 (d, k) 코드로 사용하도록 추천되지 않았다.

2. 패리티 보존 워드 할당을 갖는 코드들

위의 문제를 해결하기 위한 한 방법은 소스 데이터 레벨 모드에서 dc-성분을 효율적으로 제어하기 위해 소스 워드와 코드워드 사이에 동일하게 패리티를 할당하는 방법이 있다. n -비트 워드 (x_1, \dots, x_n) , $x_i \in \{0, 1\}$ 에 대한 패리티를 P 라 하면, 다음과 같이 정의될 수 있다.

$$P = \sum_{i=1}^n x_i \text{ mod } 2$$

바꿔 말해서, 소스 워드가 짝수개(홀수개)의 '1'을 가지고 있다면, 이에 대한 채널 표현에서도 똑같이 짝수개(홀수개)의 '1'을 갖도록 정한다. 패리티 보존 할당(parity preserving assignment)을 갖는 코드는 데이터 레벨에서 dc-제어 비트와 결합하여 사용될 때, 효율적인 dc-제어를 가능하게 한다.

패리티 보존 특성을 포함하는 가변 길이(variable length)의 비율이 $2/3$ 인 $(1, \infty)$ 인 코드가 〈표 5〉에 있다.

〈표 5〉 패리티 보존 할당을 갖는 가변 길이 동기 비율 2/3인 $(1, \infty)$ 코드

Data	Code
10	←→ 000
01	←→ 010
001	←→ 100
000	←→ 001010
111	←→ 001000
1101	←→ 101010
1100	←→ 101000

〈표 6〉 가변 길이 동기 비율 1/2인 $(2, 7)$ 코드

Data	Code
10	←→ 0100
01	←→ 1000
001	←→ 001000
000	←→ 100100
111	←→ 000100
1101	←→ 00001000
1100	←→ 00100100

〈표 7〉 패리티 보존 (1,8) 코드에 대한 기본 코딩 테이블
 〈표 8〉 패리티 보존 (1,8) 코드에 대한 대체 코딩 테이블 I
 〈표 9〉 패리티 보존 (1,8) 코드에 대한 대체 코딩 테이블 II

Data	Code	Data	Code	Data	Code
00	101	00.00	100.010	11.11.11	000.010.010
01	100	00.01	101.010	11.11.10	001.010.010
10	001	10.00	000.010	01.11.10	101.010.010
11	000	10.01	001.010	01.11.11	100.010.010

Kahlman과 Immink에 의해 처음 발표된 [27] 패리티 보존 할당을 갖는 비율이 2/3인 (1,8) 코드는 Jacoby와 Kost에 의해 표현된 비율이 2/3인 (1,7) 코드[28]를 기준으로 삼았다. 〈표 7〉과 〈표 8〉, 그리고 〈표 9〉는 새로운 패리티 보존 코드에 대한 인코딩을 나타내었다.

코드에 대한 전체 코딩 테이블은 주-테이블과 두 개의 대체(substitute) 테이블로 구성되어 있다. 이 코드는 패리티 보존이 되고 있음을 쉽게 확인할 수 있다. 위의 코드는 시행착오를 거쳐 찾아내었고, 아직 체계적으로 패리티 보존 워드 할당을 갖는 코드를 구축하지는 못하고 있다. 패리티 보존 워드 할당을 갖는 RLL 코드에 대한 체계적인 설계는 앞으로 해야 할 과제로 남아있다. 가변 길이 동기 코드가 어떻게 ACH 알고리즘을 가지고 패리티 보존 코드를 설계할 수 있는지는 아직 알려지지 않았다.

여러 가지 dc-제어 방법들에 대한 질적 차이의 구별을 Wang이 시도하였다[29]. 비교적 낮은 채널 주파수, $f_c/1000$ 에서 측정된 파워 밀도가 특성 판단의 기준이 되었다. dc-제어 비트가 소스 레벨과 채널 레벨에서 멀티플렉싱된 두 가지의 코딩 방법에 대해 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 비교하였다. 채널 레벨에 대한 멀티플렉싱된 코드는 비율이 2/3인 (1,7) 코드를 기준으로 하였고, 소스 레벨의 경우 패리티 보존의 비율이 2/3인 (1,8) 코드를 기준으로 하였다. 이때, 1-4%의 dc-제어 잉여분의 범위에서 코드 레벨에서 멀티플렉싱된 비율이 2/3인 표준 (1,7) 코드보다 패리티 보존 코드가 2dB 정도 더 좋은 성능을 내었다.

Ⅷ. 결 론

여기서는 광 디스크 기록 시스템을 위해 20년간 개발되어온 코드들에 대해 기록하였다. 특히, 주로 차후(미래)에 확장 및 성능 개선을 위해 최근의 것이면서 실현 가능한 것들에 대해 기술하였다. 이것으로부터 최신의 코드들이 정보 이론에서 정한 경계점에 좀더 근접함을 알 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] K.A.S. Immink and H. Ogawa, 'Method for Encoding Binary Data', US Patent 4,501,000, Feb. 1985.
- [2] K.A.S. Immink, 'EFMPlus: The Coding Format of the MultiMedia Compact Disc', IEEE Trans. Consumer Electr., vol. CE-41, pp. 491-497, Aug. 1995.
- [3] T. Narahara, S. Kobayashi, M. Hattori, Y. Shimizu, G. van den Eenden, J.A. Kahlman, M. van Dijk, R. van Woudenberg, 'Optical disc system for digital video recording', Proceedings of Joint International Symposium on Optical memory and Optical Data Storage, 1999, SPIE Vol. 3864, pp. 50-52.
- [4] S.B. Wicker and V.K. Bhargava, Eds., Reed-Solomon Codes and Their Applications, IEEE Press, 1994.
- [5] K.A.S. Immink, Codes for Mass Data Storage Systems, Shannon Foundation Publishers, Netherlands, 1999.
- [6] T.M. Chien, 'Upper Bound on the Efficiency of Dc-constrained Codes', Bell Syst. Tech. J., vol. 49, pp. 2267-2287, Nov. 1970.
- [7] G.L. Pierobon, 'Codes for Zero Spectral Density at Zero Frequency', IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-30, no. 2, pp. 435-439, March 1984.

● 참고 문헌 ●

- [8] K. Norris and D.S. Bloomberg, 'Channel Capacity of Charge-Constrained Run-Length Limited Codes', IEEE Trans. Magn., vol. MAG-17, no. 6, pp. 3452-3455, Nov. 1981.
- [9] K.J. Kerpez, A. Gallopoulos, and C. Heegard, 'Maximum Entropy Charge-Constrained Run-Length Codes', IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 10, no. 1, pp. 242-253, Jan. 92.
- [10] V. Braun, 'On Modulation, Coding and Signal Processing for Optical and Magnetic Recording Systems', Doctoral Thesis, Institute for Experimental Mathematics, University of Essen, Fortschritts-Berichte VDI, Reihe 10, Nr. 504, VDI-Verlag, Dusseldorf, 1997.
- [11] J.B.H. Peek, 'Communications Aspects of the Compact Disc Digital Audio System', IEEE Comm. Magazine, vol. 23, pp. 7-15, Feb. 1985.
- [12] K.A.S. Immink and U. Gross, 'Optimization of Low-frequency Properties of Eight-to-Fourteen Modulation', The Radio and Electronic Engineer, vol. 53, no. 2, pp. 63-66, Feb. 1983.
- [13] K.A.S. Immink, 'Method of converting a series of m-bit information words to a modulated signal, method of producing a record carrier, coding device, decoding device, recording device, reading device, signal, as well as record carrier', US Patent 5,696,505, Dec. 1997.
- [14] J. Gu and T. Fuja, 'A New Approach to Constructing Optimal Block Codes for Runlength-Limited Channels', IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-40, no. 3, pp. 774-785, 1994.
- [15] K.A.S. Immink, 'Method of converting a series of m-bit information words to a modulated signal, method of producing a record carrier, coding device, device, recording device, signal, as well as a record carrier', US Patent 5,790,056, Aug. 1998.
- [16] K.A.S. Immink, 'Constructions of Almost Block-Decodable Runlength-Limited Codes', IEEE Trans. Inform. Theory, vol. IT-41, no. 1, pp. 284-287, Jan. 1995.
- [17] S. Tanaka, T. Shimada, K. Hirayama, and H. Yamada, 'Single merging bit dc-suppressed run length limited coding' US Patent 5,774,078, Jun. 1998.
- [18] V. Braun and K.A.S. Immink, 'An Enumerative Coding Technique for DC-free Runlength-Limited Sequence', Accepted for publication IEEE Trans on Communications, 2000.
- [19] K.A.S. Immink, 'EFM coding: Squeezing the last bits', IEEE Trans. Consumer Electronics, vol. CE-43, pp. 491-495, Aug. 1997.
- [20] T. Uehara, H. Minaguchi, and Y. Oba, 'Digital Modulation Method', US Patent 4,988,999, Jan. 1999.
- [21] S. Tanaka, 'Method and Apparatus for Encoding Binary Data', US Patent 4,728,929, Mar. 1, 1988.
- [22] J.L.E. Baldwin, 'Method and apparatus for processing digital signals prior to recording', EP Patent 193592, Sept. 1985.
- [23] J. Li and J. Moon, 'DC-free run length limited codes for magnetic recording', IEEE Trans. Magn., vol. 33, no. 1, pp. 868-874, Jan. 1997.
- [24] K. Odaka, 'Method and Apparatus for Encoding Binary Data', US Patent 4,456,905, Jun. 1984.
- [25] D. Coppersmith and B.P. Kitchens, 'Run-length Limited Code without DC Level', US Patent 4,675,650, June 1987.
- [26] A.M. Patel, 'Charge-constrained Byte-Oriented (0,3) code', IBM Technical Disclosure Bulletin, vol. 19, no. 7, pp. 2715-2717, Dec. 1976.
- [27] J.A.H. Kahlman and K.A.S. Immink, 'Device for encoding/decoding N-bit source words into corresponding M-bit channel words, and vice versa', US Patent 5,477,223, Dec. 1995.
- [28] G.V. Jacoby and R. Kost, 'Binary Two-thirds Rate Code with Full Word Look-Ahead', IEEE Trans. Magn., vol. MAG-20, no. 5, pp. 709-714, Sept. 1984.
- [29] Y.H. Wong, K.A.S. Immink, X.B. Xu, and C.T. Chong, 'Comparison of two coding schemes for generating dc-free RLL sequences', Proceedings Joint Int. Symposium on Optical Memory and Optical Data Storage, Hawaii, July 11-15, 1999.

필자 소개



이재진

- 1983년 2월 : 연세대학교 전자공학과 학사
- 1984년 12월 : 미시간 대학(University of Michigan) 석사
- 1994년 12월 : 조지아 공과대학(Georgia Institute of Technology) 박사
- 1995년 1월~1995년 12월 : 조지아 공과대학 Research Associate
- 1996년 1월~1997년 2월 : 현대전자 정보통신연구소 책임연구원
- 1997년 3월~현재 : 동국대학교 전자공학과 교수
- 연구관심분야 : 채널코딩, 통신이론, 비밀통신, 스토리지 시스템