高密度デジタル記録に適した 8-15 変調方式

正会員 国 狭 亜輝臣[†], 高 橋 誠一郎[†], 正会員 伊 藤 修 朗[†]

An 8-15 Modulation Method Suitable for High Density Digital Recording

Akiomi Kunisa[†], Seiichiro Takahashi[†] and Nobuo Itoh[†]

Abstract Previously we proposed a DC component suppressing method which adds an extra one-byte data to a data block of fixed bytes and converts information data into channel codewords. In this paper, we propose 8-15 channel coding which has no DC component suppressing capability, and 8-15 modulation method which is based on 8-15 channel coding and DC component suppressing method. The window margin and the minimum interval between transitions of the 8-15 channel data are about 6.6% longer than those of (2, 7) RLL codes, and are theoretically the most suitable length when 8-bit data words are translated into 15-bit codewords. The 8-15 modulation method is superior to the (2, 7) RLL coding in respect to some of their characteristic parameters and suppresses low-frequency components efficiently.

1. ま え が き

光ディスクを用いたデジタル記録装置において、記録密度を向上させるために様々な信号処理方式が提案されている。特に、デジタル変調方式として、ディスク上に記録される最小マーク長に関係する最小反転間隔 $T_{\min}$ が変調前のデータのビット間隔 T_b に比べて大きく、記録線密度を向上できる変調方式が望まれている。

従来、光ディスクには、マークポジション記録を行う方式としては (2,7) RLL 符号¹⁾が、マークエッジ記録を行う方式としては (1,7) RLL 符号²⁾³⁾が採用されており、それぞれ $T_{\min}$ は T_b の 1.5 倍、1.33 倍

を実現している。

その一方で、変調信号の DC 付近の低周波成分は光ディスク装置のサーボ信号に漏れ込み、サーボの誤動作を引き起こしたり、回路の直流遮断によりアイパターンの劣化を引き起こすことから、直流付近の低周波成分を抑圧することも望まれている。

この $T_{\min}$ の拡大と DC 成分の抑圧という 2 つの条件を満足させるため、現在まで 2 種類のアプローチがなされてきた。ひとつのアプローチは、RLL 符号化時に DC フリーを考慮した符号化を行う方式である。このような符号化方式としては、8-14 変換符号 ((1,6; 8,14) RLL)⁴⁾ や EFM 符号 ((2,10; 8,17) RLL)⁵⁾ 等が開発されている。前者は、8 ビットから

キーワード：デジタル変調方式、デジタル記録、高密度記録、DC 抑圧

1995 年 10 月 13 日、画像情報記録研究会 (VIR 95-59) で発表

1995 年 11 月 6 日受付、1996 年 4 月 24 日最終受付

[†] 三洋電機株式会社 ハイパーメディア研究所 (〒113 東京都文京区本郷 3 丁目 10 番 15 号, TEL 03-5803-3565)

[†] Hypermedia Research Center, Sanyo Electric Co., Ltd. (3-10-15, Hongo, Bunkyo-ku, Tokyo 113, Japan)

なる1つの情報語に対して複数の14ビットの符号語を対応づけ、入力された情報語に対してDSVが0に近づくような符号語を複数の符号語の中から選択することにより、低周波成分を抑圧している。後者は、8ビットデータを14ビットに変換し、さらに3ビットを付加し、これをDSVが0に近づくように制御することにより低周波成分を抑圧している。しかし、両者とも、DCフリーを考慮していない(1,7) RLL符号や(2,7) RLL符号と比較すると、最小反転間隔 $T_{\min}$ 、ディスク上の最大マーク長を示す最大反転間隔 $T_{\max}$ 、検出窓幅 T_w の特性パラメータが劣化してしまう欠点がある。

もうひとつのアプローチは、従来のRLL符号(DC成分を不考慮)に直流成分抑圧方式を別途組合せる方式であり、130 mmの2 GB光ディスクに採用されている。この方式は、変調方式として(1,7) RLL符号を採用し、直流成分抑圧方式としては、ある一定のデータブロック毎に直流成分制御用の付加ビットを挿入し、このビットの信号極性を累積電荷DSV(Digital Sum Variation)が小さくなるように反転させて低周波成分の低減を行っている⁶⁾。この方式は、DC抑圧のための冗長ビットが少なく、RLL符号本来の特性パラメータの値がほぼ保たれることから、前者のアプローチに比べ特性パラメータの値が優れている特長がある。しかし、直流成分制御ビットの間隔から決まる周波数以上の帯域では低周波成分を抑圧できず、DC抑圧の点では劣ってしまう欠点があった。

そこで筆者らは、後者のアプローチのようにある一定のデータブロック毎に若干の冗長ビットを付加する直流成分抑圧方式においても低周波成分を効率的に抑圧できる方式をすでに報告している⁷⁾。この方式は、RLL符号化後のDC成分が小さくなるようにRLL符号化前の情報語列を他の情報語列に変換するものであり、すべてのRLL符号に適用できるものである。

本論文では直流成分抑圧方式を併用することを前提に、RLL符号化方式としてDC成分を考慮せず、(2,7) RLL符号よりもさらに $T_{\min}$ や T_w が大きく高密度記録に適した8-15符号を提案している⁸⁾。この8-15符号の特性パラメータである $T_{\min}$ や $T_{\max}$ は、8ビットの情報語から15ビットの符号語へ変換する場合の理論限界値⁹⁾を達成したものである。この符号化方式に前述の直流成分抑圧方式を適用することで、低周波成分を効率良く抑圧しながらも(2,7) RLL符号よりも優れた特性パラメータを実現できることを報告する。

以下では、2章で、記録線密度の増加やDC成分抑

圧などに関する変調方式に求められている条件を示すと共に、提案済みである直流成分抑圧方式について簡単に説明する。3章では、高密度記録に適した8-15符号の特徴、動作原理、変調コードの生成法および、復調について説明する。4章では、8-15符号に直流成分抑圧方式を組合せた方式(8-15変調方式)について述べ、計算機シミュレーションにより変調信号の周波数特性解析を行った結果について報告する。

2. 直流成分の抑圧

2.1 変調方式に求められる条件

一般にデジタル信号を高密度に記録するために、変調方式としては以下の条件を満足する必要がある。

(1) 直流付近の低周波成分が少ない

記録する変調信号の直流付近の低周波成分が大きいと直流遮断によるDCワンダリングが発生し、アイパターンが劣化する。また、3ビーム方式のようにディスクに記録してあるビット列からサーボ信号を得る再生方式では、変調信号の低周波成分がサーボ系へ妨害を及ぼすため、直流付近の低周波成分は少ない方がいい。

(2) 検出窓幅 T_w が大きい

T_w は再生信号の時間軸変動に関する許容を示し、大きいほど余裕が増大する。この値は、 m ビットの情報語を n ビットの符号語に変換する際の変換比 m/n で決定される。

(3) 最小反転間隔 $T_{\min}$ が大きい

$T_{\min}$ は、光ディスク上の最小ビット長を決める値であり、記録線密度向上のためには大きいことが望ましい。

(4) 最大反転間隔 $T_{\max}$ が小さい

$T_{\max}$ は、小さいほど再生信号から符号識別用のクロックを抽出することが容易になり、抽出したクロックのジッタ成分も小さくなる。

また、2次的な特性パラメータとしては、以下のようなものがある。

(5) $T_{\min} \cdot T_w$ が大きい

$T_{\min} \cdot T_w$ は、位相マージンと記録線密度の向上を考慮したパラメータであり、大きいほどよい。

(6) $T_{\max}/T_{\min}$ が小さい

$T_{\max}/T_{\min}$ は、小さいほど周波数スペクトラムが中域に集中し、ヘッドアンプの設計が容易となる。

しかしながら、上記の条件はトレードオフの関係にあり、すべてを満足することは困難となる。例えば、EFMのように情報語の1バイト単位で冗長ビットを付加することにより直流成分を制御しようとする

条件(4)の $T_{\max}$ が大きくなったり、あるいは情報語から符号語へのビット変換効率 m/n が小さくなり、その結果、条件(2), (3), (4)に悪影響を及ぼす。逆に (d, k) 制約 ($d < k$) を理論限界⁹⁾に近づけようとすると、条件(1)に関する直流成分の抑圧度を大きくできなかった。ただし、 d は NRZI 記録する前の RLL 符号語内における 0 の連続数の最小値、 k は最大値を示す。

そこで以前、筆者らは条件(1)を満足させる直流成分抑圧方式⁷⁾を提案している。この方式は、あらゆるブロック変換型ディジタル変調方式に適用可能であるため、理論限界に近い変調方式を採用することが可能となる。それにより、条件(2)～(6)をほぼ満足させながらも直流成分を抑圧することができる。

2.2 直流成分抑圧方式

本論文で用いる直流成分抑圧方式について簡単に説明する。一般に、ブロック変換型変調方式は、図1の左図に示すように、 m ビットの情報語を (d, k) 制約を満足した n ビット ($n \geq m$) の符号語に変換するものである。このときの変調方式は、ある情報語に対して1個以上の符号語からなる符号語群を用意し、前後の接続条件にしたがって、その中から1個の符号語を選択する。しかし、変調は可逆符号を用いて行われるので、基本的には情報語に対して符号語群(符号語は1個以上であるが、図1では符号語が1個の場合を示す)は、1対1に対応づけられている。したがって、情報語に対する符号語群の対応づけは、図1の右図に示すように、1対1の写像関係があれば任意でよいことから、 2^m 個の情報語に対する 2^m 個の符号語群の対応関係は $2^m!$ 通り存在することになる。この組合せを変えろることにより、記録信号は異なったものとなり、その結果、直流レベルも異なってくる。

したがって、本直流成分抑圧方式では、ある一定のデータブロック長毎に情報語列を他の情報語列に変換することによって、等価的に情報語に対する符号語の対応関係を変化させ、変調信号の直流付近の低周波成分を抑圧している。すなわち、情報語変換の際、変換

された情報語列を RLL 符号化する時に求まる DS_V が、0 に近くなるようにブロック単位で情報語変換則を順次選択していく方式である。これにより、従来の変調方式の持つ (d, k) 制約をほぼ満たしたままで、直流成分を効率良抑圧することができる。

次章では、この直流成分抑圧方式を使用するという前提で、高密度記録に適した変調方式を提案する。

3. 8-15 符号

ここで提案する 8-15 符号は、2 章の条件(2)～(6)を考慮した方式である。以下に、その方式の特徴、動作原理、変調コードの生成方法および復調について説明する。

3.1 8-15 符号の特徴

本方式は、8 ビットの情報語を 15 ビットの符号語へ変換する方式であり、この際に $d=2, k=9$ を満足するように変換される。また、この k の値は $d=2, m/n=8/15$ とした場合の理論限界値であり、これ以上小さくすることはできない⁹⁾。

また、2 章の特性パラメータについて、(1,7) RLL 符号および (2,7) RLL 符号と比較したものが表1である。この表から、本方式は記録線密度の増加に影響を及ぼす $T_{\min}$ の値が優れていることがわかる。また、その他のパラメータについても、本方式は (1,7) RLL 符号と (2,7) RLL 符号の間の値を示している。

3.2 8-15 符号の原理

本方式は、図2に示すように、基本的には先行コード(直前に変調されたコード)との接続を考えて、境界部分で (d, k) 制約を壊さないように変調コードを選択するものである。以下では、最下位ビットから i ビットほど上位へシフトしたビットまでの範囲を下位ビット、最上位ビットから j ビットほど下位へシフトした範囲を上位ビットと定義する。図2では、先行コードの下位ビットのランレングス(0の連続個数)が i であることから、接続コードの上位ビットのランレング

図1 情報語と符号語の対応関係
Combination of source data with channel data.

表1 特性パラメータ比較表
Comparison of an 8-15 coding method with others on some parameters.

変調方式	特性パラメータ				
	T_w	$T_{\min}$	$T_{\max}$	$T_{\min} \cdot T_w$	$T_{\max} / T_{\min}$
8-15 符号	$0.53 T_b$	$1.60 T_b$	$5.33 T_b$	$0.85 T_b^2$	3.33
(1,7) RLL	$0.67 T_b$	$1.33 T_b$	$5.33 T_b$	$0.89 T_b^2$	4.00
(2,7) RLL	$0.50 T_b$	$1.50 T_b$	$4.00 T_b$	$0.75 T_b^2$	2.67

図2 クラス i の接続条件
Condition needed for codes to be connected by previous one.

図3 8-15 符号化の動作原理ブロック図
Block diagram for the signal processing of data coding.

ス j が $(d-i)$ 個以上, $(k-i)$ 個以下である符号語が, 変調に使用される符号語として選択されることになる. このように, 先行コードの下位ビットのランレングスにより変調に使用する符号語が異なることから, 本方式は, 先行コードのランレングスの長さに対応したクラスを作成し (先行コードの下位ビットのランレングスが i であればクラス i と呼ぶ), 各クラスに対応した符号テーブルを選択する方式をとっている.

図3に, 本方式の動作原理ブロック図を示す. 8ビットの情報語が入力されると, テーブル変調器では15ビットの符号語を出力する. ただし, テーブル選択器では, 直前に変調された符号語の下位ビットのランレングスに基づいてクラス番号が決定されており, テーブル変調器では, そのクラスに対応した変調テーブルに基づいて変調を行っている. 以上が基本的な処理であるが, 符号語数の制約のため出力されたコードと先行コードの境界部において, (d, k) 制約を満たしていないものが存在する (次節で説明). このようなコードに対しては, 境界接続変換器で (d, k) 制約を満たすように先行コードとの境界部でビット変換が行われる.

3.3 8-15 符号の生成方法

15ビットで構成される 2^{15} 個のコードのうち, $(d, k)=(2, 9)$ を満足するコードは全部で377個存在する. これらのコードを最上位ビットからのランレングスに応じて振り分けると, 表2に示す数だけ存在する. 2つのコードの接続を考えた場合, (d, k) 制約を満たす必要があることから, 図2に示すように, 先行コードの下位ビットのランレングスに応じて接続可能なコ

表2 8-15 符号で使用可能な符号語数

Total number of 8-15 channel codes satisfied with (d, k) constraint.

ランレングス	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	合計
符号語数	120	83	57	39	27	19	13	9	6	4	377

表3 各クラスの接続可能な符号語数

The number of 8-15 channel codes satisfied with (d, k) constraint in each class.

ランレングス	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
符号語数	174	253	367	358	345	326	299	260	203	120

ードが決定される. 表3に, 各クラス毎に接続可能な符号語数を示す. 例えば, クラス8についてみると, 先行コードの下位ビットのランレングスは8より, k 制約の9個を満足するためには接続コードは“1”または“01”で始まるものでなければならない. これらのコードは, それぞれ表2より120個と83個存在することから, 符号語数は203個となっている.

変復調を行うことを考えた場合, 8ビットから15ビットへの変換が1対1対応に行われなければならない. そのため, 各クラス毎に接続可能なコードが256個以上存在しなければならない. しかし, クラス0, 1, 8, 9はコードが不足している. コードが不足しているクラスに関しては, 境界接続部で (d, k) 制約を満たすように変換を行う必要がある. この不足分の調整方法は, 以下のようにして行う. ここで, コードが不足しているクラスの集合を P , 各クラスに属しているコードの集合を $C_i (i=0, \dots, 9)$ と定義する.

Step 1: 集合 P に属するクラス i を選択する.

Step 2: 選択されたクラスのコードの集合 C_i に属さないコードを選択する.

Step 3: 先行コードと Step 2 で選択されたコードを接続した時のランレングスを調べる. もし, 0であれば Step 4 a へ, 1であれば Step 4 b へ, 9より大きければ Step 4 c へ行く.

Step 4 a: 先行コードの下位ビットを変換する境界変換則として表4のa)を採用する.

Step 4 b: 先行コードの下位ビットを変換する境界変換則として表4のb)またはc)を採用する.

Step 4 c: ランレングスが d 以上 k 以下になるよ

表 4 d 制約違反時の境界変換則
Transformation around the border of channel codes in violating d constraint.

変換則 a)		変換則 b)		変換則 c)	
変換前	変換後	変換前	変換後	変換前	変換後
000011	001001	000101	001001	0000101	0010001
010011	010001	100101	100001	0100101	0100001
100011	100001			1000101	1000001

うに先行コードの下位ビットの“0”を“1”に置換する変換則を作成する。

Step 5: 置換された先行コードの下位ビットのランレングスに対応したクラス j ($j \neq i$) の集合 C_j から Step 2 で選択したコードを除き, C_i に取り込む。

Step 6: C_i の個数が 256 個以上になれば i を集合 P から除去し, C_j が 256 個より少なくなれば j を P に加える。

Step 7: P が空集合になれば終了。さもなければ Step 1 に戻る。

本アルゴリズムについて, 例を示しながら説明する。

初期状態は, $P=\{0, 1, 8, 9\}$ であり, Step 1 で, まず P からクラス 0 を選択する。クラス 0 は, 83 個コードが不足していることから, クラス 0 に属していない“01”で始まるコード 83 個を Step 2 で選択する。クラス 0 は先行コードの下位ビットのランレングスが 0, すなわち“1”で終了するコードに続くコード群の集合であるので, Step 2 で選択したコードを先行コードに接続すると接続箇所は“1 | 01”となる。したがって, Step 3 で計算されるランレングスは 1 となり, 次の処理のために Step 4 b へ行く。Step 4 b では, d 制約を満足するように先行コードの下位ビットを表 4 に示すように変換する。変換方法は, b) または c) から選ぶことが可能であるが, この場合は, c) を選択したとする。この変更により, “01”の直前のビット列, すなわち, 先行コードの下位ビットは“100”と“1000”と“10000”となるのでクラス 2, 3, 4 から“01”で始まるコードを取り除く。以上の処理により, クラス 0 のコードは 257 個, 2 は, 281 個, 3 は 275 個, 4 は 259 個となるので, Step 6 では, クラス 0 を集合 P から取り除く。集合 P は, まだ空集合ではないので, 再び Step 1 に戻りクラス 8 を選び, Step 2 で“001”より始まるコードを選択する。Step 3 で境界でのランレングスを調べると 10 である

表 5 8-15 変調コードの生成結果
Result of generation of 8-15 channel codes.

初期状態			最終状態		
クラス番号	コードの先頭部ゼロランレングス		コードの先頭部ゼロランレングス		テーブル番号
0	234 56789	174 個	1234 56789	257 個	0
1	1234 5678	253 個	01234 5678	256 個	1
2	01234 567	367 個	0 234 5	259 個	2
3	01234 56	358 個	0 234 56	275 個	2
4	01234 5	345 個	0 234 5	259 個	2
5	01234	326 個	01 3 67	264 個	3
6	0123	299 個	012	260 個	4
7	012	260 個	012	260 個	4
8	01	203 個	012	260 個	4
9	0	120 個	0 234 67	265 個	5

から, Step 4 c へ行く。境界部では, “100000000 | 001”となっていることから, 先行コードの下位 6 ビットのいずれか 1 ビットのみ“0”を“1”に置換することで (d, k) 制約を満足することができる。ここでは, “100100000 | 001”に変換する規則を採用したとすると, Step 5 では, クラス 5 から 57 個減らすことでクラス 5 は 269 個, 8 は, 260 個のコードとなる。

以上の処理を, すべてのクラスのコードが 256 個以上になるまで繰り返すことで 8-15 符号が生成される。その最終結果の一例を表 5 に示す。ただし, コードの先頭部ゼロランレングスは, 各クラスで接続可能なコードの先頭部分のゼロの連続個数を示しており, 最終状態のゼロランレングスで下線が引いてある番号は, 先頭部分にそのランレングスを持つコードの一部を採用していることを示している。10 個のクラスからなる初期状態では, 256 個以上コードがないクラスが存在していたが, 最終状態ではすべてのクラスで 256 個以上コードが存在している。さらに, クラス 2, 3, 4 および 6, 7, 8 は, それぞれ同一のコードが 256 個以上存在しているので 1 つのテーブルにまとめることができる。

以上のようにして生成された変調テーブルは図3のテーブル変調器に、境界変換則は境界接続変換器に納められている。

3.4 8-15 復調方法

本方式の復調原理図を図4に示す。15ビットの符号語が入力されると、境界接続逆変換器では、境界変換則を用いて変換前の状態に戻す。その後、ラッチから出力される先行コードの下位ビットのランレングスに基づいて復調テーブルを決定し、テーブル復調器において15ビットから8ビットへの逆変換を行う。基

図4 8-15 復号化の動作原理ブロック図
Block diagram for the signal processing of data decoding.

図5 誤り伝搬パターン
3 kinds of error propagation.

図6 1ビット誤り発生時のエラー伝搬特性
Characteristics of error propagation in 1 bit error occurring.

本的には、図3の変調原理図とは処理が逆となっている。

3.5 8-15 符号の誤り伝搬

本方式により求められた符号語に誤りが発生したときの特性について考察を行う。符号語内に1ビットの誤りが発生した場合の誤り伝搬パターンを図5に示す。ただし、復調後にGF(2⁸)上のリードソロモン符号で誤り訂正を行うことを仮定しているため、誤り伝搬について1バイト(=8ビット)単位で評価を行うものとする。パターン1は、誤りが他の情報語に伝搬していない場合を示す。パターン2は、符号語内の下位ビット部でエラーが発生したために、最下位ビットからのランレングスが本来とは異なる値を取り、その結果、次の符号語を復調するためのテーブル選択を誤った場合を示す。図では、本来はクラス6が持つ復調テーブルにより次のコードを復調しなければならないが、下位3ビット目に0から1への誤りが発生したために、クラス2の復調テーブルにより次のコードの復調が行われた場合である。パターン3は、上位ビット部で誤りが発生したために、先行コードとの境界部で境界接続逆変換を行う際に誤りが発生した場合を示す。このように本方式は、最大で2バイトの誤り伝搬を生じる可能性がある。

次に、M系列パターン($x^{32}+x^{22}+x^2+x+1$)を用いて、8-15符号のエラー伝搬特性を調べた。まず、約50,000個のM系列データを用いて、8ビット毎に15ビットの符号語に変換した。その変調データに対し、順次1ビットずつ反転エラーを発生させ、復調を行った。その時の誤り確率分布を図6に実線で示す。ただし、誤り伝搬長0はエラーが発生していないことを示す。これより、最大エラー伝搬長は2バイトであり、そのうち約9割は誤りの発生したワード内でエラー伝搬が止まっていることがわかる。さらに、誤りの発生により復調テーブルに存在しない符号語を受信した場合に、ハミング距離の最も近いコードに復調を行った結果を図6に破線で示す。ただし、ハミング距離の最も近いコードが2個以上存在する場合は、任意に1個を選択する。今回は15ビットで表現される符号語のうち上位ビット部での一致数が最も多いコードを選択した。この処理により、1ビットの反転エラーにもかかわらず、正しく復号される確率が約4割増えることがわかる。

4. 8-15 符号への直流成分抑圧方式の適用

本章では、従来のブロック変換型変調方式から得られる符号に若干の冗長ビットを付加することで直流付

図 7 8ビットの情報語変換

Transformation of information data constituted by 8 bits.

図 8 フレーム構成
Structure of a frame.

図 9 8-15 変調信号の周波数特性
Frequency characteristics of channel data.

図 10 8-15 符号と(2,7)RLL 符号の周波数比較
Frequency characteristics of 8-15 channel data and (2,7)RLL channel data.

近の低周波成分を抑圧する直流成分抑圧方式を、8-15 符号に適用してみる。この場合は、図 7 に示すように、入力情報語を 24 種類の異なった情報語に変換する。この変換された情報語に対し 8-15 変換を行い、それぞれ異なった符号語を得る。そして、ある一定の区間で DSV を計算し、 $|\text{DSV}|$ が小さい符号語をその区間の変調データとして採用する。

この方式により求められた変調信号について、直流付近の低周波成分の抑圧特性を評価するため、計算機によるシミュレーションを行った。シミュレーションには、M 系列信号 ($x^{32} + x^{22} + x^2 + x + 1$) を用いた。また、フレーム構成は図 8 に示すように、データブロックの先頭に SYNC データ、その後に変調テーブルを示す情報信号を付加している。

図 9 は、データのバイト長が 40, 80, 160, 320 のときの変調信号の周波数スペクトラムと直流成分抑圧を行っていない場合の周波数スペクトラムを示している。ただし、 f_c はチャンネルビット (8-15 変調後の NRZI 信号) の周波数を示す。この図から、データブロック長が長くなるにしたがって、低周波成分の抑圧効果が少なくなっていることがわかる。このことから、必要とされる低周波成分の抑圧に応じて適切なデータブロック長を決定する必要がある。

図 10 は、(2,7) RLL 符号に直流成分制御ビットの反転/非反転による直流制御を行った従来方式と、今回提案している 8-15 符号と直流成分抑圧方式を組合せた方式の周波数スペクトラムをデータバイト長が 80 のときについて比較して示している。なお、 f_b は情報データビットの周波数を示す。この図から本方式の方が、従来法の (2,7) RLL 符号よりも低周波成分の抑圧度が高いことがわかる。また、スペクトラムも中域に集中しており、そのため符号間干渉の影響も少なく記録密度を上げることが可能となる。

5. む す び

高密度記録に適した変調方式として、 $(d, k) = (2, 9)$ を満足するように 8 ビットから 15 ビットへ変換する 8-15 変調方式を開発した。この変調方式は、入力情報語を RLL 符号化する際に DSV が 0 に近づくように変調する直流成分抑圧方式を用いることを前提としたものであり、そのため、従来の (2,7) RLL と比べて検出窓幅、最小反転間隔が大きく、かつ、理論限界の (d, k) 値を有する符号が実現されている。したがって、直流成分抑圧方式を組合せることで、8-15 符号本来の特性パラメータの値をさほど悪化させることなく、直流付近の低周波成分を抑圧できる。

しかし、直流成分抑圧手法に関しては、テーブル情報にエラーが発生した場合、そのデータブロックの復調を誤るという欠点がある。今後は、このような欠点を改良していき、8-15 符号に組合せるのに適した直流成分抑圧方式を開発していく予定である。

[参 考 文 献]

- 1) J. Eggenberger and P. Hodges: "Sequential Encoding and Decoding of Variable Word Length, Fixed Rate Data Codes", U. S. Patent, 4115768 (1978)
- 2) G. V. Jacoby and P. Hodges: "Binary Two-Thirds Rate Code with Full Word Look-Ahead", IEEE Trans. Mag., **20**, 5, pp. 709-714 (1984)
- 3) T. Horiguchi and K. Morita: "An Optimization of Modulation Codes in Digital Recording", IEEE Trans. Mag., **12**, 6, pp. 740-742 (1976)
- 4) 上原, 中山, 水口, 柴谷, 関口, 大場: "新しい 8-14 変調方式とその小型デジタル VTR への適用", テレビ誌, **46**, 2, pp. 197-203 (1992)
- 5) K. A. Immink and U. Gross: "Optimization of Low-Frequency Properties of Eight-to-Fourteen Modulation", Radio Electron Eng., **53**, 2, pp. 63-66 (1983)
- 6) Standard ECMA-195; Data Interchange on 130 mm Optical Disk Cartridges—capacity: 2 gigabyte per cartridge—(1993)

- 7) 国狭, 高橋, 伊藤: "デジタル記録における直流成分抑圧方式に関する一検討", テレビ誌, **49**, 10, pp. 1361-1364 (1995)
- 8) 国狭, 高橋, 伊藤: "デジタル記録変調方式に関する一検討", テレビ学技報, VIR 95-59, 信学技報, MR 95-39 (1995)
- 9) D. T. Tang and L. R. Bahl: "Block Codes for a Class of Constrained Noiseless Channels", Info. & Control, **17**, pp. 436-461 (1970)

くに き あき おみ
国狭 亜輝臣 1992 年, 広島大学工学部第二類卒業。1994 年, 同大学院工学研究科博士課程前期システム工学専攻修了。同年, 三洋電機(株)入社。デジタル信号処理, 知的信号処理に関する研究に従事。現在, 同社ハイパーメディア研究所に勤務。正会員。

たかはし せい いちろう
高橋 誠一郎 1990 年, 愛媛大学大学院工学研究科修士課程修了。同年, 三洋電機(株)に入社。ハイビジョン機器の研究開発を経て, デジタル信号処理の研究に従事。現在, 同社, ハイパーメディア研究所に勤務。

い と う の お
伊藤 修朗 1982 年, 福井大学大学院修士課程修了。同年, 三洋電機(株)入社。1995 年, 岐阜大学大学院博士課程修了。デジタル画像処理および波形等化に関する研究開発に従事。現在, 三洋電機(株)ハイパーメディア研究所に勤務。工学博士。正会員。