

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4016652号
(P4016652)

(45) 発行日 平成19年12月5日(2007.12.5)

(24) 登録日 平成19年9月28日(2007.9.28)

(51) Int. Cl.

F I

G 1 1 B 20/18 (2006.01)

G 1 1 B 20/12 (2006.01)

G 1 1 B 20/18 5 7 O H

G 1 1 B 20/18 5 7 2 C

G 1 1 B 20/18 5 7 2 F

G 1 1 B 20/18 5 7 6 C

G 1 1 B 20/12

請求項の数 3 (全 38 頁)

(21) 出願番号 特願2001-387285 (P2001-387285)
 (22) 出願日 平成13年12月20日(2001.12.20)
 (65) 公開番号 特開2003-242728 (P2003-242728A)
 (43) 公開日 平成15年8月29日(2003.8.29)
 審査請求日 平成16年12月2日(2004.12.2)
 (31) 優先権主張番号 特願2001-380332 (P2001-380332)
 (32) 優先日 平成13年12月13日(2001.12.13)
 (33) 優先権主張国 日本国(JP)

(73) 特許権者 000005108
 株式会社日立製作所
 東京都千代田区丸の内一丁目6番6号
 (74) 代理人 100100310
 弁理士 井上 学
 (72) 発明者 片山 ゆかり
 神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地
 株式会社日立製作所 システム開発研究
 所内
 (72) 発明者 前田 武志
 東京都国分寺市東恋ヶ窪一丁目280番地
 株式会社日立製作所 中央研究所内
 (72) 発明者 宮本 治一
 東京都国分寺市東恋ヶ窪一丁目280番地
 株式会社日立製作所 中央研究所内
 最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 記録再生装置、再生装置。

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

データにランダム化を行うためのシードデータを付加し、

データにシードデータを付加したデータの少なくとも1ビットのデータと、ランダム化された複数ビットのデータとを用いた演算により、少なくとも1ビットのランダム化されたデータを求める演算手段と、該ランダム化されたデータを記録媒体に書き込む書き込み手段とを備え、

書き換えを行うたびに前記シードデータは異なる値を用いて、かつ前記シードデータの一部にセクタ番号の一部又はトラック番号が含まれることとし、

さらに、第1のスクランブルしないで書き込むファイル管理情報と第2のスクランブルして書き込むファイル管理情報を生成するファイル管理情報生成手段と、

データ書き込み時には、同時に前記第1と第2のファイル管理情報を更新する書き込み手段と、

データ読み出し時には、前記第1のファイル情報のみをもちいてデータを読み出し、

第1のファイル情報にエラーが発生した場合には、第2のファイル管理情報からファイル管理情報を読み出す読み出し手段と、

前記第1のファイル管理情報が格納されていたのとは別の領域に、第1のファイル管理情報格納領域を作成するファイル管理情報格納領域生成手段を備えることを特徴とする記録再生装置。

【請求項2】

10

20

データにランダム化を行うためのシードデータを付加し、

データにシードデータを付加したデータの少なくとも1ビットのデータと、ランダム化された複数ビットのデータとを用いた演算により、少なくとも1ビットのランダム化されたデータを決め、

書き換えを行うたびに前記シードデータは異なる値を用いて記録される記録媒体から前記データを再生する再生装置であって、

複数ビットのランダム化されたデータを用いた演算により1ビットのランダム化解除データを求める演算手段を備え、

前記データは、少なくともIDとユーザデータを含み、

前記演算手段を使わずにデータを再生し、再生したデータのIDが読み出しを希望するIDであるかを判断する判断手段を備え、再生したデータのIDが読み出しを希望するIDであった場合にはそのまま再生を行い、再生したデータのIDが読み出しを希望するIDでない場合には、前記演算手段を用いてデータを再生することを特徴とする再生装置。 10

【請求項3】

データにランダム化を行うためのシードデータを付加し、

データにシードデータを付加したデータの少なくとも1ビットのデータと、過去のランダム化された複数ビットのデータとを用いた演算により、少なくとも1ビットのランダム化されたデータを決め、

書き換えを行うたびに前記シードデータは異なる値を用いて記録されている記録媒体から前記データを再生する再生装置であって、 20

複数ビットのランダム化されたデータを用いた演算により1ビットのランダム化解除データを求める演算手段を備え、

前記データは、少なくともユーザデータとエラー検出符号を含み、

前記演算手段を用いずにデータを再生し、再生したデータのエラーをエラー検出符号を用いて検出するエラー検出手段を備え、エラーが検出されない場合にはそのまま再生を行い、エラーが検出された場合には、前記演算手段を用いてデータを再生することを特徴とする再生装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、DVDなどの光ディスク装置に関し、特に、光ディスク装置においてデータを媒体に記録する際のデータのスクランブル方法に関するものである。 30

【0002】

【従来の技術】

一般にDVD-RAMのような書き換え可能な光ディスクでは、ディスクのトラック上に光のパワーにより、記録マークを生成することによって、データが書き込まれる。また、記録マークとそれ以外の箇所における光の反射率の差を利用して、データが読み出される。DVD-RAMでは、グループと呼ばれる溝がディスク上に形成されており、溝(ランド)と溝でない部分(グループ)の両方にデータを書込むことで高密度化されている。

【0003】

ディスク型の記録媒体を用いた記録再生装置において、トラック上にヘッドを正確に位置づけるための制御をトラッキングという。DVD-RAMでは、ウォブルと呼ばれる微小振動をつけてランドとグループが形成されており、これを利用してトラッキングが行われている。しかし、隣接トラックに同じデータが書込まれていると、トラッキング信号が微弱となり、トラッキングが外れやすくなるという問題がある。画像、音声などを扱うDVDでは、無音部分など同じデータを大量に書込むことが良く発生する。この問題を解決するために、同じデータが大量にユーザによって書き込まれても、隣接トラックの書き込みデータが同じにならないように、さまざまな工夫がされていた。 40

【0004】

たとえば、特開平6-274885号公報に示されるように、セクタの開始をマークから 50

開始するか、マークでないところから開始するかを1トラックごとに変える方法がある。また、STANDARD-ECMA-272に記載されているように、DVD-RAMでは、各フレームのID情報を初期値(シード)としてM系列(ランダム系列)を生成し、それをユーザデータに足し込んでから、ディスクに書き込むなどの方法が取られていた。このようにデータをランダム化することを一般にスクランブルという。

【0005】

他方、光通信の分野では、光通信に適した、周波数特性がフラットなラン長制限符号を作る目的で、ガイデッドスクランブルという方法が用いられていた。これは、ラン長制限符号を作りたいデータの先頭に十分大きな空間を持ったデータを付加して多くの種類のデータを作り、それをそれぞれランダム化して作ったデータの中から、求める特性に近いものを1つ選ぶというものである。このような技術については、例えば、“CODES FOR MASS DATA STORAGE SYSTEMS” K. A. S. IMMINK, SHANNON FOUNDATION PUBLISHER, 1999に詳細に述べられている。また、論文では、“POLYNOMIALS FOR GUIDED SCRAMBLING LINE CODE”, IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS, Vol. 13, NO. 3, APRIL, 1995などに記載がある。

【0006】

また、近年青紫色レーザーを用いた高密度光ディスクが提案されている。このような技術については、例えば、“OPTICAL DISC SYSTEM FOR DIGITAL VIDEO RECORDING”, TATSUYA NARAHARA JPN. J. APPL. PHYS. VOL. 39 (2000) PP. 912-919 PART 1, NO. 2B, FEBRUARY 2000 などに記載されている。

【0007】

図10に該論文に記載されている光ディスクのフォーマット方法を示す。ユーザデータは64Kbyte単位でエラー訂正符号化され、ディスク媒体上に書き込まれる。光ディスクにおいては、現状のDVD-RAMなどにおいても、2048byte単位で読み書きされ、これを論理セクタと呼ぶ。入力されたユーザデータは、4byteのエラーチェックコードEDCを付加され、2052byteとなる。このEDCを付加した論理セクタを8セクタまとめ、それを216byteずつ76個に分ける。それぞれを[248, 216, 33]Reed Solomon符号に符号化し、8セクタ分まとめて図10中、網掛けで示す(A)1001の領域(38byte×496byte)に並べる。この38byte×496byteの領域をLDCと呼ぶ。同様に8セクタずつまとめて、(B)1002, (C)1003, (D)1004の領域も埋める。以下、Reed Solomon符号をRS符号と呼ぶ。

【0008】

次に $8 \times 4 = 32$ セクタ分のアドレス、コピープロテクション情報、代替セクタ情報などを30byteづつに分け、24個の[62, 30, 33]RS符号に符号化する。これを図10中の3つのBISの領域1005~1007に8個づつ書き込む。これに同期信号1008を付加したもから、矢印1009に示すように、横方向にデータを取り出し、光ディスク媒体上に書き込む。データ再生時には、光ディスク媒体から読み出されたデータを、矢印1009が示す順番に並べ、図10に示すフォーマットになるように並べた後、エラー訂正処理などを行う。

【0009】

【発明が解決しようとする課題】

ところで、従来技術で紹介した次世代高密度フォーマットを用いた光ディスクでは、光ディスク媒体上の物理的に同じ場所(セクタ)に、同じデータを何度も書くと、媒体が変質し、新しいデータを書いたときに前のデータが残っていてノイズとして見えてくるなどの問題があった。また、光ディスクは可換媒体なので、互換性が重要であり、新しい技術を導入する場合に、従来の新しい技術を導入していない光ディスク媒体を用いる場合でも容易に読み書きできることが必要であった。

【0010】

【課題を解決するための手段】

本発明によるスクランブル方法では、上記問題を解決するために、従来技術で紹介した次世代高密度光ディスクに、任意のシードを用いてデータのスクランブルが行われる。好ましくはディスク上に記録すべき元データに、ランダム化を行うための任意のシードデータが付加される。さらに好ましくは、ディスク上に記録すべき元データにはさらに、セクタナンバー、コピープロテクトなどの付加情報が付加され、アドレスも一緒にスクランブルされる。該ランダム化を行われたデータと付加情報およびシードデータは、エラー訂正符号に符号化される。また、データはLDC領域に、付加情報およびシードはBIS領域に分けて格納するものである。また、本発明のスクランブル方法によれば、1ビットのランダム化データは、1ビットの元データまたはシードデータと複数ビットの過去のランダム化データを用いた演算により決められる。本発明の他の態様によれば、シードデータを必要としないデスクランブル方法が提供される。具体的には、データ再生時、複数ビットのランダム化データを用いた演算により、1ビットのランダム化解除データが決められることを特徴とする。また、本発明の他の態様によれば、1枚のディスクにランダム化が行われている領域とそうでない領域が混在する場合でも、またランダム化に対応しているディスクでも、そうでないディスクでも同じ装置で問題なく読み書きできる。具体的には、読み出しに関してはデータのエラー検出符号や位置情報などを検出しエラーである場合はスクランブルされているものとしてデスクランブルを行うものである。また、書き込みに関しては、

10

ディスク内に判別情報を格納するエリアを設けるものである。また光ディスク媒体に、スクランブルに対応していない装置でアクセスするための、スクランブルしないで書き込むべき領域と、スクランブルして書き込むべき領域を設けるものである。

20

【0011】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施形態について、まず、第1の実施形態を図3～図9を用いて説明する。図3は本実施形態の光ディスク装置の構成を示す概略ブロック図である。以下に説明する実施形態は、本発明に制限を加えるものではなく、本発明の光ディスク装置は本実施形態のようにコンピュータシステムで用いられる記憶装置の他、テレビと接続される据え置き型画像、音声記録再生装置、携帯ビデオカメラ、携帯音声再生装置などの記録再生装置として用いられる場合もある。

【0012】

30

図3において、ホストインターフェース(ホストI/F)311は光ディスク装置と図示しないパーソナルコンピュータなどのホストコンピュータとのデータ転送を制御する。スクランブル回路309は、データをランダム化する。エラー訂正符号化回路307は、ランダム化されたデータにエラー訂正符号を付加する。ラン長制限符号化回路305は、エラー訂正符号の付加されたデータを、あらかじめ定められた規則に従って変調し、記録媒体である光ディスク301に記録できるデータに変換する。記録再生アンプ303は、符号化されたデータをラン長制限符号化回路305から受け取り、記録再生ヘッド302に好適な電圧波形に変換する。記録再生ヘッド302は、受け取った電圧波形を光レーザーに変換し、光のパワーにより、光ディスク301上にマークを書込む。データの読み出し時には、記録再生ヘッド302は、レーザ光を光ディスク301に当て、マークと非マークの光の反射強度の差を利用して反射光によりデータを読み出し、読み出した情報を電気信号に変換する。

40

【0013】

この電気信号は、記録再生アンプ303で適度に増幅された後、データ再生回路304へ出力される。データ再生回路304は読み出されたアナログ信号を0,1のデジタル情報列に変換する。得られたデータ列は、ラン長制限符号復号回路306において、ラン長制限符号化回路305と逆の復調が行われる。エラー訂正回路308では、エラー訂正符号化回路307により付加されたエラー訂正符号をもとに、誤り位置と誤り値を求め、エラーを訂正する。エラーの訂正が行われたデータは、デスクランブル回路310で元のデータに復元される。光ディスク装置では、以上のような手順によってデータの記録再生が行

50

われる。

【 0 0 1 4 】

スクランブル回路 3 0 9 について詳細に説明する。図 4 は、スクランブル回路 3 0 9 の詳細ブロック図である。ホスト I / F 3 1 1 から送られたユーザデータは、M 系列生成器 4 0 1 にて作られた固定ランダム系列を E O R 回路 4 0 2 で足し込まれた後、ランダムシードスクランブル器 4 0 3 に入力される。図 5 は M 系列生成器 4 0 1 の詳細回路図である。5 0 2 から 5 1 6 はデータを 1 ビット単位で格納するレジスタであり、入力されるユーザデータに同期してシフト動作を行う。5 0 1 は排他的論理和回路である。初期状態では、レジスタ 5 1 6 のみが 1 にセットされ、レジスタ 5 0 2 から 5 1 4 は 0 にセットされる。本実施形態では、数 1 に示す 1 5 次の多項式による M 系列発生器を仮定している。以下、
10
本実施形態に用いる多項式はすべてガロア体 (G F (2)) 上の多項式であり、“ + ” は排他的論理和を示す。

【 0 0 1 5 】

【 数 1 】

$$x^{15} + x^4 + 1$$

【 0 0 1 6 】

この M 系列生成器 4 0 1 によって生成される系列は、 $2^{15} - 1 = 32767$ の周期を持った疑似ランダム系列である。ここで、 a^b を a の b 乗と定義する。以下、a の b 乗を a^b と著す。本実施形態において、M 系列生成器 4 0 1 は必ずしも必要ではなく、ランダムシードスクランブル器 4 0 3 だけであってもかまわない。しかし、ランダム性能を良好なものとするために本実施形態では、M 系列生成器 4 0 1 も併用する。
20

【 0 0 1 7 】

ランダムシードスクランブル器 4 0 3 では、まず、図 9 に示すように、データの先頭に 8 ビットのデータを付加する。これは、任意の 8 ビットのデータであり、書き込みを行った時間などを基にして作ったデータでも良いし、また 8 ビットのインクリメントカウンタで書き込みを 1 回行う毎に 1 づつインクリメントした値でも良い。この 8 ビットの付加ビットがランダム化のためのシードとなる。本実施形態では、8 ビットのデータを付加するので “ 00000000 ” から “ 11111111 ” まで $2^8 = 256$ 通りのランダム化ができることになる。すなわち、物理的に同じ場所に同じユーザデータを記録する場合、実際に書込むデータが同じになる確率は $1 / 256$ になる。隣接トラックに同じユーザデータを書込む場合でも同様である。このようにランダム化を行うことによって、光ディスク 3 0 1 の変質を避けることが可能となり、トラッキングエラーも軽減できる。付加するデータは 8 ビットである必要はなく、更に多くても、また少なくとも良い。また、付加ビット (初期値) はユーザデータの先頭につける必要もなく、ユーザデータのどこに入れても良い。データ (初期値) を付加したところから、後が初期値ごとに異なる系列として生成される。本実施形態では、もっとも効率良くランダム化できる先頭に付加データを置く。
30

【 0 0 1 8 】

図 6 は 2 次スクランブル回路 4 0 5 の詳細回路図である。6 0 1 から 6 0 4 は排他的論理和回路であり、6 0 5 から 6 1 2 は、データを 1 ビット単位で格納するレジスタである。レジスタ 6 0 5 から 6 1 2 は、初期状態では 0 にセットされる。2 次スクランブル回路 4 0 5 は、入力データに同期してシフト動作を行う。この回路により、数 2 に示すスクランブルが行われる。
40

【 0 0 1 9 】

【 数 2 】

$$c_i = b_i + c_{i-4} + c_{i-5} + c_{i-6} + c_{i-8}$$

【 0 0 2 0 】

ここで、 b_i は2次スクランブル回路に入る前の i ビット目のデータ、 c_{i-j} は2次スクランブル回路から出された i ビット目のデータの j ビット前のデータである。この式からわかるように、 c_i は1ビットのスクランブル前のデータと複数ビットのスクランブル後の過去のデータから作られる。このようにデータはスクランブルされた後、エラー訂正符号化回路 3 0 7 に送られる。

10

【 0 0 2 1 】

次に、デスクランブル回路 3 1 0 について詳細に説明する。図 7 はデスクランブル回路 3 1 0 の詳細ブロック図である。図 8 は図 7 の 2 次デスクランブル回路 7 0 4 の詳細回路図である。8 0 1 から 8 0 8 は 1 ビット単位でデータを格納するレジスタ。8 0 9 から 8 1 2 は排他的論理和回路である。2次スクランブル回路 7 0 4 も2次スクランブル回路 4 0 5 と同様入力データに同期してシフト動作を行う。

【 0 0 2 2 】

次にデスクランブル回路 3 1 0 の動作について説明する。エラー訂正回路 3 0 8 にてエラーを訂正されたデータは、ランダムシードデスクランブル器 7 0 3 の 2 次デスクランブル回路 7 0 4 に入力される。2 次デスクランブル回路 7 0 4 により、数 3 に示すデスクランブルが行われる。

20

【 0 0 2 3 】

【 数 3 】

$$b_i = c_i + c_{i-4} + c_{i-5} + c_{i-6} + c_{i-8}$$

【 0 0 2 4 】

ここで、 b_i はデスクランブルされた i ビット目のユーザデータ、 c_{i-j} はエラー訂正回路 3 0 8 から入力された i ビット目の j ビット前のデータである。この式からわかるように、デスクランブルを行う場合は、スクランブルの初期値が既知でなくてもデスクランブルすることができる。また、エラー訂正回路 3 0 8 にて訂正不可能なエラーが発生した場合、デスクランブルされたユーザデータではエラーが8ビットだけ広がる。しかし、エラー伝播は8ビットだけであり、それ以上広がることはない。

30

【 0 0 2 5 】

次に図9に示すように、ランダムデータ削除回路 7 0 5 にて、ランダムデータ付加回路 4 0 4 にて付加された8ビットの付加ビットを削除する。

【 0 0 2 6 】

M系列生成器 7 0 1 は、M系列生成器 4 0 1 と同じであり図 5 で示される。排他的論理和 7 0 2 で同じ物を加算することにより、ユーザデータは復号される。

40

【 0 0 2 7 】

本実施形態では、ビットシフトするシフトレジスタを用いてスクランブル回路を構成したが、バイト単位で動作する等価な回路でこれを実現しても良い。

また、本実施形態では8ビットの原始多項式

【 0 0 2 8 】

【 数 4 】

$$x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$$

50

【 0 0 2 9 】

を用いてランダムシードスクランブルを行ったが、ここで用いる多項式は何を用いても良く、多項式の一般形

【 0 0 3 0 】

【 数 5 】

$$\sum_{i=0}^n a_i x^i$$

【 0 0 3 1 】

に対してスクランブル回路は図 1、デスクランブル回路は図 2 で実現できる。多項式は、原始多項式を用いると周期が長く取れるので、よりランダムな系列を得ることができる。ここで a_k は 1 または 0 であり、1 のとき信号線は接続され、0 のとき信号線は接続されない。また、本実施形態は 8 ビットの原始多項式

【 0 0 3 2 】

【 数 6 】

$$x^8 + x^6 + x^5 + x^4 + 1$$

【 0 0 3 3 】

としても表現できる。この場合、多項式の一般形

【 0 0 3 4 】

【 数 7 】

$$\sum_{i=0}^n a_i x^{n-i}$$

【 0 0 3 5 】

に対して、スクランブル回路は図 1、デスクランブル回路は図 2 で実現できる。ここで a_i は 1 または 0 であり、1 のとき信号線は接続され、0 のとき信号線は接続されない。数 5 と数 7 の関係を一般に相反多項式と呼ぶが、原始多項式の相反多項式は原始多項式であるので、原始多項式を用いるという面では特に問題にならない。数 7 の定義を用いると、出力データは入力データをスクランブル回路を定義する多項式（ここでは数 7）で割った商であるという意味をもつ。しかし、数 5、数 7 のどちらで定義するかはどちらでもよい。

【 0 0 3 6 】

また、本実施形態においては、図 3 におけるスクランブル回路 3 0 9 / デスクランブル回路 3 1 0 はエラー訂正符号化回路 3 0 7 / エラー訂正回路 3 0 8 とホスト I / F の間にい
れて説明したが、ラン長制限符号化回路 3 0 5 / 復号化回路 3 0 6 とエラー訂正符号化回路 3 0 7 / 復号回路 3 0 8 の間に設けられてもよい。さらに、図 4 及び図 7 において本実施形態では M 系列生成器 4 0 1 / 7 0 1 をランダムシードスクランブル回路 4 0 3 / デスクランブル回路 7 0 3 よりホスト I / F 3 1 1 側に配置しているが、M 系列生成器 4 0 1 / 7 0 1 をランダムシードスクランブル 4 0 3 / デスクランブル 7 0 3 より光ディスク 3 0 1 側に配置しても良い。尚、上記したスクランブル回路 3 1 0 または M 系列生成器 4 0 1 / 7 0 1 の配置は 1 実施例であり、本発明はこれに限定されるものではない。すなわち、スクランブル回路 3 1 0 または M 系列生成器 4 0 1 / 7 0 1 は、本発明の効果を奏することが可能な任意の位置に配置することができる。また、図 3 においてスクランブル回路 3 0 9、エラー訂正符号化回路 3 0 7、ラン長制限符号化回路 3 0 5、デスクランブル回路

10

20

30

40

50

310、エラー訂正回路308、ラン長制限符号復号回路306等の全てまたは一部をチップで構成することも可能である。

【0037】

次に第2の実施形態として、第1の実施形態で説明したランダムシードスクランブルを次世代DVDフォーマットに応用した場合について更に詳細に説明する。図14は、本第2の実施形態におけるDVD装置の概略ブロック図である。311は上位装置とのデータの入出力制御を行うインターフェース、1406はシステムを統括するマイコンである。マイコン1406は、システム内のコントロール回路1411に接続され、該コントロール回路1411は図示せざる制御線を介して、シード生成器2603、エラー訂正符号化回路307、スクランブル2601等を制御する。1401はインターフェース311により与えられたユーザデータに、IDなど、記録するのに必要な付加情報を付加するID付加器であり、1402はデータを一時的に貯えておくメモリ(RAM)である。2601はデータをランダム化するスクランブル器である。

10

【0038】

このスクランブル器は、図20に示すスクランブル器であり、第1の実施形態にて説明したランダムシードスクランブル器403を含む。2603は、スクランブル器2601内のランダムシードスクランブル器に書き込みのたびに異なるシードを与えるシード生成器である。307はスクランブルされたユーザデータに誤り訂正符号を付加するエラー訂正符号化回路、305はエラー訂正符号の付加されたユーザデータを光ディスク301に記録するのに適したラン長制限符号に変換する符号化回路、302は光ディスク301のデータの記録/再生を行うピックアップ、1403はディスクを回転させるスピンドルモータである。また、1404は光ピックアップ302等の制御を行うサーボである。304は、光ディスク301より読み出されたアナログ再生信号の波形等化処理、2値化及び同期クロック生成を行うリードチャネルである。306は、読み出されたラン長制限符号を復号する復号器、308はエラー訂正符号化回路307で付加されたエラー訂正符号をもとにエラーを検出して誤りを訂正するエラー検出訂正回路、2602はスクランブル器2601にて行われたランダム化を解除し、もとのユーザデータに戻す図21に示されるデスクランブル回路であり、第1の実施形態で説明されたランダムシードデスクランブル器703を含む。1407はID付加器1401により付加されたIDなどの記録に必要な付加情報を削除し、ユーザデータのみにするID削除器である。

20

30

【0039】

図19は、本第2の実施形態のシード生成器2603を示す図である。1301、1302はともに1ビットシフトレジスタ、1303は排他的論理和回路である。1ビットシフトレジスタ1301には、初期状態において全ゼロ以外の適当な値が入っている。データ書き込み時にシードを要求されると、clock(1305)が入力され、1ビットシフトレジスタ1301、1302の値は左にシフトされる。1ビットシフトレジスタ1302には、排他的論理和回路1303の出力値が入力される。その後、1ビットシフトレジスタ1301、1302に入っているシードの値6ビットとID付加器1401により与えられるセクタID(セクタ番号のb7、b8)(1901)がシード出力線1307を通して、シードとしてスクランブル回路2601に出力される。ここで、セクタIDのb7、b8は、セクタIDの下位から8ビット目と9ビット目に相当し、隣り合ったトラックにおいて絶対に同じ値とならないビットが選択される。

40

【0040】

以下、図14に示したDVD装置における動作について説明する。まず記録時の動作について、図29に示す光ディスク、図11に示すフォーマットおよび図15に示す記録時の処理手順を参照しながら、説明する。図29に示す光ディスクは、最内周のトラック2901に、本光ディスクがランダムシードスクランブルに対応しているかどうかを示すスクランブルモード情報が書込まれている。スクランブルモード情報は信頼性を持たせるため、2902、2903、2904、2905と同じ情報が4個所に書込まれている。また、本実施形態で示すように最内周に書込むことにより、最内周は傷がつきにくいので、デ

50

ータの信頼性を高く保つことができる。本スクランブルモード情報は光ディスク装置の電源ON時、または光ディスク挿入時に光ディスク装置に読み込まれ、スクランブル回路2601内のモードビット2001に貯えられる。4箇所から異なる情報が得られた場合には、多数決により多く読まれた値がモードビット2001に書込まれる。本実施形態においては、スクランブルモード情報の書き込み位置を内周のみに限定したが、内周よりも外周または真ん中あたりのトラックの方が傷がつきにくい場合には、外周または真ん中あたりのトラックに設けてもよい。

【0041】

また、最内周と真ん中あたりの周というように複数のトラックに分けて書いてもよい。この場合、スクランブルモード情報の読み出しに時間はかかるが、よりスクランブルモード情報を高信頼に格納することができる。また本実施形態では、スクランブルモード情報の書き込み位置を4箇所にしたが、さらに多くてもよい。その場合も、よりスクランブルモード情報を高信頼に格納することができる。さらにスクランブルモード情報を高信頼に書き込むために、強力なエラー訂正符号をつけて書き込むこともできる。またスクランブルモード情報の書き込み位置を奇数箇所にした場合は、多数決で必ず決まるため、処理が容易になるというメリットがある。本発明によれば、上記特徴を有するディスクと該ディスクに記録する装置の提供が可能となる。

【0042】

まず、インターフェイス311から2048byte(1論理セクタ分)のユーザデータ1101が入力される(ステップ1501)。ID付加器1401では、インターフェイス311から入力されたユーザデータ1101に、4バイトのエラー検出符号(EDC: Error Detection Code)1107を付加し(ステップ1502)、RAM1402領域A1408に書き込む(ステップ1503)。ファイルの終了か確認し(ステップ1504)、終了であれば全部で32セクタになるように、ダミーデータで構成された残りのセクタを追加する(ステップ1517)。ファイルの最後でない場合は、32セクタそろったか確認し(ステップ1505)、32セクタ揃うまでステップ1501~1505を繰り返す。32セクタ揃ったら、ID付加回路1401ではさらに、図11に示すように、32論理セクタ1101~1106およびEDC1107~1112に対して、ID等のデータの識別アドレス情報およびコピープロテクト情報およびリザーブ情報などの付加情報719byte1115を付加する(ステップ1506)。次に、モードビット2001が検査され、今書き込みを行うディスクは、ランダムシードスクランブルに対応しているか判定する(ステップ1507)。

【0043】

対応していない場合には、セクタ2002は、スクランブルしないユーザデータをエラー訂正検出回路へ転送する。対応している場合には、スクランブル回路2601でスクランブルを行う。スクランブル回路2601では、シード生成器2603により与えられる1byteのシード1114を付加情報719byteの先頭に付加し(ステップ1508)、第1の実施形態で説明したランダムシードスクランブルを行う(ステップ1509)。図11の矢印1116に示すように、左上部から順にシード1114、付加情報1115、ユーザデータ1101の順にスクランブルし、エラー訂正符号化回路307に転送する。

【0044】

次にエラー訂正符号化回路307では、RAM1402内の領域A1408に格納された1byteのランダムシードスクランブル用のシード1114と719byteの付加情報1115をスクランブルしたものを、30byteずつ[62, 30, 33]RS符号化し、24個に分ける。エラー訂正符号化回路307では、この30byteずつのデータを[62, 30, 33]RS符号化し、それぞれを図12に示すRAM1402上の領域B(1409)内の3つのBIS領域1005、1006、1007に8符号語ずつ格納する。次に、EDCを付加した論理セクタを8セクタ分ずつまとめ、それを216byteずつ76個に分ける。それぞれを[248, 216, 33]RS符号に符号化し、8

10

20

30

40

50

セクタ分まとめて図12中、網掛けで示す(A)のLDC領域1001(38byte×496byte)に並べる。同様に8セクタずつまとめて、(B)1002、(C)1003、(D)1004のLDC領域も埋める(ステップ1510)。さらに、左端に同期信号(SYNC符号)1008を付加する(ステップ1511)。

【0045】

次に符号化回路305は、図12に示される記録再生順を示す矢印1009にしたがってRAM1402上の領域B(1409)からデータを読み出し、31段(1段は縦方向の1バイト分)分を4kbyte分の“物理セクタ”として連続して読み出し(ステップ1512)、ラン長制限符号化する(ステップ1513)。

【0046】

ラン長制限符号されたシーケンスをLDドライバ1405、光ピックアップ302を経て光ディスク301に書き込む(ステップ1514)。その後、光ディスクにデータが正常に書き込まれたか、書き込んだデータを読み出してRAM上のデータと比較する(ステップ1515)。正常に光ディスク301上に1ECCブロック分のデータが記録された場合、処理が終了する。しかし、データを記録する途中で何らかの理由により記録に失敗した場合、同じ場所に同じデータを書込むと媒体の劣化が起こる。したがって、ディスクがランダムシードスクランブルに対応している場合、シードを変えて再スクランブルを行い、データの書き込みをやり直す。すなわち、ステップ1507からやり直す。その場合、RAM1402の領域A1408に格納されたデータが、スクランブル2602でスクランブルされる。スクランブルされたデータはRAM1402に再び格納され、エラー訂正符号化回路307で再びエラー訂正符号が付加される。エラー訂正符号が付加されたデータは、物理セクタに変換され、ラン長制限符号化された後、再度、光ディスク301に書き込まれる。

【0047】

なお、信頼性よりもスピードが重視されるAVシステムのような場合には、ステップ1515および再スクランブルによる再書き込みのステップを省略することも可能である。本実施形態のように書き込み処理を行うことにより、ランダムシードスクランブルのシード1バイトは図12の1201に示すように、BIS領域内に書き込まれることとなる。また、本実施形態のようにランダムシードスクランブルのシードの一部に隣接トラック間で必ず異なるビットを使用することにより、IDなどをシードとしたM系列加算によるスクランブルを行わなくても、隣接トラックと同じデータを書込むことを防ぐことができ、隣接トラックとの相関を少なくすることができるので、サーボなどに対するデータ領域からのノイズを削減することができる。なお、本第2の実施形態ではセクタIDのb7とb8を用いたが、隣接トラック間で異なる値をとることが保証されているものであればなんでも良く、トラック番号などがID中に存在すれば、トラック番号などを用いても良い。現行のDVD-RAMのスクランブルで用いられているM系列のシードのようにIDの一部をトラック情報を与える値としてシードの一部に用いても良い。

【0048】

次に再生時の処理手順について図16を参照して説明する。再生時は、光ピックアップ302によりデータを読み込み、リードチャネル304において2値化及び同期クロック生成を行う(ステップ1601)。復号回路306においてラン長制限符号から復号し(ステップ1602)、図12に示す矢印1009にしたがって、再生データをRAM1402の領域B1409に一時格納する(ステップ1603)。4kbyte相当の物理セクタを16セクタ分まとめて読み出し、RAM1402の領域B1409に一時格納する。エラー検出/訂正回路308において、まず、図12に示すBIS領域に格納されたシード1114およびID等の付加情報719byte1115の誤り訂正処理を行う(ステップ1604)。次に誤り訂正処理を行ったBIS領域に書かれているIDが、再生しようとしているECCブロックのIDであるか確認する(ステップ1605)。ここで、IDが読み出しを希望しているECCブロックまたはセクタのIDであれば、LDC領域の誤り訂正処理を行い(ステップ1614)、ID削除回路1407でID等の付加情報7

10

20

30

40

50

1 9 b y t e 1 1 1 5 を削除して (ステップ 1 6 1 5)、ステップ 1 6 1 1 に飛ぶ。誤り訂正処理を行った B I S 領域に書かれている I D が、再生しようとしている E C C ブロックの I D でない場合には、誤り訂正処理の終了した B I S 領域のデータをデスクランブル回路 2 6 0 2 に転送し、デスクランブルを行い、R A M 1 4 0 2 の領域 A 1 4 0 8 に一時格納する。(ステップ 1 6 0 6)。

【 0 0 4 9 】

本デスクランブル回路 2 6 0 2 は、図 2 1 に示すように、ランダムシードデスクランブル回路 7 0 3 を含む。B I S 領域のデータ入力前には、2 次デスクランブル回路 7 0 4 内の 1 ビットシフトレジスタ 8 0 1 ~ 8 0 8 はすべて“ 0 ”クリアされている。B I S 領域のデスクランブル終了後、L D C 領域のデスクランブル開始まで、2 次デスクランブル回路 7 0 4 内の 1 ビットシフトレジスタ 8 0 1 ~ 8 0 8 の値は保たれる。次にデスクランブルされた B I S データに含まれている I D が、読み出しを希望しているセクタの I D であるかを確認する (ステップ 1 6 0 7)。読み出した I D が希望しているセクタの I D と異なる場合、再度ステップ 1 6 0 1 に戻り、媒体からデータを読み出す。読み出した I D が希望しているセクタの I D である場合、エラー検出 / 訂正回路 3 0 8 において、L D C 領域に格納されたユーザデータの誤り訂正処理を行う (ステップ 1 6 0 8)。誤り訂正処理が終了したら、R A M 1 4 0 2 の領域 B 1 4 0 9 から L D C 領域のデータをデスクランブル回路 2 6 0 2 に転送し、デスクランブルを行い、R A M 1 4 0 2 の領域 A 1 4 0 8 に一時格納する (ステップ 1 6 0 9)。デスクランブル回路 3 1 0 内の 1 ビットシフトレジスタ 8 0 1 ~ 8 0 8 の値はそのままであるので、続けてデスクランブル処理を行うことができる。デスクランブル終了後、R A M 1 4 0 2 の領域 A 1 4 0 8 に格納されたデータから、I D 削除回路 1 4 0 7 でスクランブル用シード 1 1 1 4、I D などの付加情報 1 1 1 5 を削除する (ステップ 1 6 1 0)。

【 0 0 5 0 】

その後、E D C 1 1 0 7 ~ 1 1 1 2 を用いて、ユーザデータ 1 1 0 1 ~ 1 1 0 6 にエラーのないことを確認し (ステップ 1 6 1 1)、E D C 1 1 0 7 ~ 1 1 1 2 を削除して (ステップ 1 6 1 2)、ユーザデータをインターフェイス 3 1 1 へ出力する (ステップ 1 6 1 3)。このように第 2 の実施形態の構成とすることにより、エラー訂正処理終了後にスクランブルを解除しているため、ランダムシードスクランブルのエラー伝播によるエラー訂正能力の劣化は発生しない。また、第 2 の実施形態では、1 E C C ブロック 6 4 K b y t e に 1 b y t e のシードを付加させたが、論理セクタ 2 K b y t e 毎にシードを付加させ、論理セクタ毎にランダムシードスクランブルを行うこともできる。また論理セクタ毎にスクランブルする場合でも、1 E C C ブロックでは各論理セクタが同じシードを用いてランダムシードスクランブル処理する方法が考えられる。

【 0 0 5 1 】

また、ランダムシードスクランブルはエラー伝播が発生するので、エラー訂正不能な場合に少しでもデータを救済することを考えると、エラー訂正符号化よりユーザ側でスクランブル処理を行うことが望ましい。また本実施形態にて示したように、ユーザデータに対応する I D などの付加情報がユーザデータよりも先にデスクランブル処理されることが望ましい。このようにすることにより、I D を早く確認することができるので、I D が誤っている場合の再読み込みを早く行うことができる。また、本実施形態で示したようにデータスクランブル前に I D を確認し、そこで所望の I D が得られた場合にはデータをデスクランブルせずに再生し、所望の I D が得られなかった場合はデスクランブルを行ってから I D を確認し、所望の I D が得られたら、データもデスクランブルして再生することにより、ランダムシードスクランブルを用いて記録されているディスクも、用いないで記録されているディスクも気にすることなく再生できる。また本方式を用いれば、ディスク単位ではなく、スクランブルされている E C C ブロックとスクランブルされていない E C C ブロックとが 1 枚のディスクの中に混在している場合でも、気にすることなく再生できる。本発明によれば、該ディスク、該ディスクを再生する装置の提供が可能となる。

【 0 0 5 2 】

10

20

30

40

50

また、本実施形態においては、1論理セクタのE D Cチェック結果のみで判定を行ったが、複数論理セクタまたは1 E C Cブロック分のE D Cチェック結果がすべてO Kの場合には、データにスクランブルがかかっていないと判定しても良い。この場合、E D Cの誤検出による判定ミスの確率を減らすことができる。

【0053】

次にE C Cブロック64 K B y t eの中の一部のセクタのみを書き換える場合の処理手順について図31を参照して説明する。まず、インターフェイス311から書き換えを行うべき2048 b y t e (1論理セクタ分)のユーザデータ1101が入力される(ステップ3101)。I D付加回路1401では、インターフェース311から入力されたユーザデータ1101に、4バイトのエラー検出符号(E D C : E r r o r D e t e c t i o n C o d e)1107を付加し(ステップ3102)R A M 1402の領域A1408に書き込む(ステップ3103)。ファイルの終了か確認し(ステップ3104)、終了でなければステップ3101に戻り、ファイルの最後までデータを読み込む。ファイルの終了の場合、光ディスク301から書き込みを行うE C Cブロックのデータを読み出す(ステップ3105)。復号回路306においてラン長制限符号から復号し(ステップ3106)、図12に示す矢印1009にしたがって、再生データをR A M 1402の領域B1409に一時格納する(ステップ3107)。4 k b y t e相当の物理セクタを16セクタ分まとめて読み出し、R A M 1402の領域B1409に一時格納する。エラー検出/訂正回路308において、まず、図12に示すB I S領域に格納されたシード1114およびI D等の付加情報719 b y t e 1115の誤り訂正処理を行う(ステップ3108)。誤り訂正処理の終了したI Dが書き込みを行いたいE C CブロックのI Dかを確認し(ステップ3109)、I Dが一致した場合は、L D C領域のエラー訂正処理を行い(ステップ3123)、ステップ3114に進む。I Dが一致しない場合は、誤り訂正処理の終了したB I S領域のデータをデスクランブル回路2602に転送し、デスクランブルを行い、R A M 1402の領域A1408に一時格納する。(ステップ3110)。B I S領域のデータ入力前には、2次デスクランブル回路704内の1ビットシフトレジスタ801~808はすべて“0”クリアされている。

【0054】

B I S領域のデスクランブル終了後、L D C領域のデスクランブル開始まで、2次デスクランブル回路704内の1ビットシフトレジスタ801~808の値は保たれる。次にデスクランブルされたB I Sデータに含まれているI Dが、書き込みを希望しているセクタのI Dであるかを確認する(ステップ3111)。読み出したI Dが希望しているセクタのI Dと異なる場合、再度ステップ3105に戻り、媒体からデータを読み出す。読み出したI Dが希望しているセクタのI Dである場合、エラー検出/訂正回路308において、L D C領域に格納されたユーザデータの誤り訂正処理を行う(ステップ3112)。誤り訂正処理が終了したら、R A M 1402の領域B1409からL D C領域のデータをデスクランブル回路310に転送し、デスクランブルを行い(ステップ3113)、ステップ3103にて書き込みが行われていないセクタのみ、R A M 1402の領域A1408に一時格納する(ステップ3114)。

【0055】

これで、書き込みを行う1 E C Cブロック分のデータが揃うことになる。次にスクランブル回路2601では、まず挿入されているディスクがスクランブル対応ディスクかをチェックし(ステップ3115)、スクランブル対応ディスクでなければステップ3118に進む。スクランブル対応ディスクであれば、ランダムシードスクランブルを行う。シード生成器2603により与えられる1 b y t eのランダムシードスクランブル用のシード1114を付加し(ステップ3116)、スクランブルする(ステップ3117)。図11の矢印1116に示すように、左上部から順にシード1114、付加情報1115、ユーザデータ1101の順にスクランブルし、エラー訂正符号化回路307に転送する。

【0056】

次にエラー訂正符号化回路307では、R A M 1402内の領域A1408に格納された

10

20

30

40

50

1 byte のランダムシードスクランブル用のシード 1 1 1 4 と 7 1 9 byte の付加情報 1 1 1 5 をスクランブルしたものを、3 0 byte ずつ [6 2 , 3 0 , 3 3] RS 符号化し、2 4 個に分ける。エラー訂正符号化回路 3 0 7 では、この 3 0 byte ずつのデータを [6 2 , 3 0 , 3 3] RS 符号化し、それぞれを図 1 2 に示す RAM 1 4 0 2 上の領域 B 1 4 0 9 内の 3 つの BIS 領域 1 0 0 5 、 1 0 0 6 、 1 0 0 7 に 8 符号語ずつ格納する。次に、EDC を付加した論理セクタを 8 セクタ分ずつまとめ、それを 2 1 6 byte ずつ 7 6 個に分ける。それぞれを [2 4 8 , 2 1 6 , 3 3] RS 符号に符号化し、8 セクタ分まとめて図 1 2 中、網掛けで示す (A) の LDC 領域 1 0 0 1 (3 8 byte × 4 9 6 byte) に並べる。同様に 8 セクタずつまとめて、(B) 1 0 0 2 、(C) 1 0 0 3 、(D) 1 0 0 4 の LDC 領域も埋める (ステップ 3 1 1 8) 。

10

【 0 0 5 7 】

次に符号化回路 3 0 5 は、図 1 2 に示される記録再生順を示す矢印 1 0 0 9 にしたがって RAM 1 4 0 2 上の領域 B からデータを読み出し、3 1 段 (1 段は縦方向の 1 バイト分) 分を 4 k byte 分の “ 物理セクタ ” として連続して読み出し (ステップ 3 1 1 9) 、ラン長制限符号化する (ステップ 3 1 2 0) 。ラン長制限符号化された 4 k byte 分のデータは、LD ドライバ 1 4 0 5 、光ピックアップ 3 0 2 を経て光ディスク 3 0 1 に書き込まれる (ステップ 3 1 2 1) 。残りのエラー訂正符号化されたデータに関しても同様に、4 k byte 単位の “ 物理セクタ ” 毎に処理され光ディスク上に書き込まれる。その後、光ディスクにデータが正常に書き込まれたか、書き込んだデータを読み出して RAM 上のデータと比較する (ステップ 3 1 2 2) 。正常に光ディスク 3 0 1 上に 1 ECC ブロック分のデータが記録された場合、処理が終了する。しかし、データを記録する途中で何らかの理由により記録に失敗した場合、同じ場所に同じデータを書込むと媒体の劣化が起こる。したがって、ディスクがランダムシードスクランブルに対応している場合、シードを変えて再スクランブルを行い、データの書き込みをやり直す。

20

【 0 0 5 8 】

すなわち、ステップ 3 1 1 5 からやり直す。その場合、RAM 1 4 0 2 の領域 A に格納されたデータが、スクランブル 2 6 0 2 でスクランブルされる。スクランブルされたデータはエラー訂正符号化回路 3 0 7 で再びエラー訂正符号が付加される。エラー訂正符号が付加されたデータは、物理セクタに変換され、ラン長制限符号化された後、再度、光ディスク 3 0 1 に書き込まれる。なお、信頼性よりもスピードが重視される AV システムのような場合には、ステップ 3 1 2 2 および再スクランブルによる再書き込みのステップを省略することも可能である。

30

【 0 0 5 9 】

次に第 3 の実施形態について図 2 8 、図 3 0 を参照して説明する。図 3 0 は、本第 3 の実施形態に用いられる光ディスク媒体 3 0 1 である。3 0 0 1 は、光ディスク 3 0 1 の最内周のトラックであり、3 0 0 1 ~ 3 0 0 2 には、各 ECC ブロックの書き換え回数が記録されるようになっている。本第 3 の実施形態の光ディスク 3 0 1 は、図 2 2 に示すフォーマットにしたがって書かれており、最内周トラック 3 0 0 1 ~ トラック 3 0 0 2 もまた、図 2 2 に示すフォーマットにしたがって書かれている。本実施形態においても、最内周に書き換え回数記録エリアを設けることにより、書き換え回数記録エリアの信頼性を高めている。図 2 2 に示すフォーマットでは、図 1 1 に示すように 3 2 論理セクタ (3 2 * 2 0 4 8 byte) 分のデータを格納できる。この 3 2 * 2 0 4 8 byte を 1 7 ビットずつの大きさに分け、書き換え回数記録エリアとする。この 1 7 ビットの書き換え回数記録エリアは、ディスク全体のデータ記録用 ECC ブロックに 1 つずつ対応づけられて、好ましくは約 1 3 万回の書き換えまでカウントできるようになっている。光ディスクの工場出荷時には 1 が書き換え回数として書込まれている。1 つの ECC ブロックで 3 0 8 4 0 個の ECC ブロックのデータを管理できる。2 2 . 5 G byte の光ディスクを管理するためには、1 2 ECC ブロック分の書き換え回数記録エリアが必要になる。最内周トラック 3 0 0 1 から 1 2 ECC ブロック分のトラック (トラック 3 0 0 2 まで) が書き換え回数記録エリアとして用意される。

40

50

【0060】

図28は、本第3の実施形態におけるDVD装置の概略ブロック図である。311は上位装置とのデータの入出力制御を行うインターフェース、1406はシステムを統括するマイコンである。マイコン1406は、システム内のコントロール回路1411に接続され、該コントロール回路1411は図示せざる制御線を介して、エラー訂正符号化回路307、スクランブル2601等を制御する。マイコン1406内には、現在挿入されている光ディスクが書き換え回数をシードの一部としたランダムシードスクランブルに対応しているかどうかを示す情報ビット2805がある。1401はインターフェース311により与えられたユーザデータに、IDなど、記録するのに必要な付加情報を付加するID付加器であり、1402はデータを一時的に貯えておくメモリ(RAM)である。2601はデータをランダム化するスクランブル器であり、このスクランブル器は、第1の実施形態で説明したものであり、固定シードのM系列生成器およびランダムシードスクランブル器を含む。307はスクランブルされたユーザデータに誤り訂正符号を付加するエラー訂正符号化回路、305はエラー訂正符号の付加されたユーザデータを光ディスク301に記録するのに適したラン長制限符号に変換する符号化回路、302は光ディスク301のデータの記録/再生を行うピックアップ、1403はディスクを回転させるスピンドルモータである。また、1404は光ピックアップ302等の制御を行うサーボである。304は、光ディスク301より読み出されたアナログ再生信号の波形等化処理、2値化及び同期クロック生成を行うリードチャネルである。306は、読み出されたラン長制限符号を復号する復号器、308はエラー訂正符号化回路307で付加されたエラー訂正符号をもとにエラーを検出して誤りを訂正するエラー検出訂正回路、310はスクランブル器309にて行われたランダム化を解除し、もとのユーザデータに戻す第1の実施形態でも示されたデスクランブル回路であり、固定シードのM系列生成器およびランダムシードデスクランブル器を含む。1407はID付加器1401により付加されたIDなどの記録に必要な付加情報を削除し、ユーザデータのみにするID削除器である。

【0061】

メモリ2604は、図23に示すように、光ディスク301のトラック3001~3002から読み出した書き換え回数を記録するメモリ2301と、1ビットレジスタ2302、インバータ2303により構成されている。データの書き込み時にランダムシードスクランブル用のシードが要求されると、CLOCK2304が入力され、1ビットレジスタ2302の値が反転する。書き換え回数記録メモリ2301に記録されている、書き込みを行うECCブロックの書き換え回数の下位7ビットと1ビットレジスタ2302の値をあわせた8ビットがランダムシードスクランブルのシードとしてスクランブル回路2601に出力される。

【0062】

次に本第3の実施形態では、好ましいラン長制限符号の系列を得るために第2のシードを用いて再スクランブルを行う。再スクランブル用のシードが要求されると、再度CLOCK2304が入力され、1ビットレジスタ2302の値が反転する。書き換え回数記録メモリ2301に記録されている、書き込みを行うECCブロックの書き換え回数の下位7ビットと1ビットレジスタ2302の値をあわせた8ビットがランダムシードスクランブルのシードとしてスクランブル回路2601に出力される。最初に与えられる第1のシードと第2のシードは下位1ビットのみが反転している。なお本シード生成器は1例であり、シフトレジスタ2302を2ビット以上にして、1回の書き込みにつき4通り以上のシードの選択ができるようにしても良い。

【0063】

以下、図28に示した光ディスク装置における動作について説明する。まず電源ON時、または光ディスクの挿入時の動作について、図32をもとに説明する。まず、光ディスク装置に電源が入られると(ステップ3201)、光ディスク装置2801は光ディスク301が装置内に入っているかを確認する(ステップ3202)。入っていないければ、ステップ3202を繰り返し、光ディスク301が挿入されるのを待つ。光ディスクが挿入

10

20

30

40

50

されると(ステップ3203)、書き換え回数記録エリア(トラック3001~トラック3002)に書かれているディスク全体のECCブロックの書き換え回数情報を読み出す(ステップ3204)。まずラン長制限符号復号し(ステップ3205)、RAM1402に格納する(ステップ3206)。BIS領域のエラー訂正を行い(ステップ3207)、BIS領域に書かれているIDを確認する(ステップ3208)。本第3の実施形態においては、BIS領域はスクランブルされていないので、デスクランブル処理は行われない。

【0064】

IDが書き換え回数記録エリアのものであれば、LDC領域のエラー訂正を行い(ステップ3209)、EDCによるエラー検出を行う(ステップ3210)。EDCによりエラーが検出されない場合には、挿入されている光ディスクが書き換え回数をシードの一部とするランダムシードスクランブルに対応していない場合なので、情報ビット2805をリセットして(ステップ3217)終了する。EDCによりエラーが検出された場合には、データをデスクランブルして(ステップ3211)、再度EDCによるエラー検出を行う(ステップ3212)。EDCによりエラーが検出されたら、ステップ3204からやり直す。EDCによりエラーが検出されない場合には、付加されていたシード、ID情報などを削除して(ステップ3213)、EDCを削除して(ステップ3214)、情報ビット2805をセットして(ステップ3215)、メモリ2604に書き換え回数のデータを格納する(ステップ3216)。電源ON時またはディスク挿入時の動作を終了し、ホストインターフェイスからコマンドが与えられるのを待つ。

【0065】

次に記録時の動作について、図22に示すフォーマットおよび図33、図34、図24に示す記録時の処理手順を参照しながら、説明する。

【0066】

まず、図33に示すようにインターフェイス311から、書き込みを行うセクタについての情報を与えられると、ID付加回路1401では、ID等のデータの識別アドレス情報およびコピープロテクト情報およびリザーブ情報などの付加情報を生成して、エラー訂正符号化回路307に入力するとともに、RAM1402上の領域A2802および領域B2803のBIS領域の中の格納場所に格納する(ステップ3301)。領域A2802および領域B2803は、それぞれ図22に示すようにデータを格納するように分けられており、付加情報は、1005、1006、1007で示されるBIS領域に格納される。BIS領域には、ランダムシードスクランブルのシードを格納するシード格納領域2201が設けられており、2物理ブロックに1バイトのシードが格納できるように作られている。次に情報ビット2805を参照し(ステップ3302)、現在書き込みを行おうとしている光ディスクがランダムシードスクランブルに対応していなければ、図24のステップ2401に進み、インターフェイス311から32セクタ分のユーザデータを読み込んだ後、固定シードによる第1次スクランブルを行い(ステップ2402)、エラー訂正符号化した後(ステップ2403)、RAM1402に書き込み(ステップ2404)、同期信号を付加した後(ステップ2405)、ラン長制限符号化して(ステップ2406)、LDドライバ1405、光ピックアップ302を経て光ディスク301に書き込まれる(ステップ2407)。

【0067】

その後、光ディスクにデータが正常に書き込まれたか、書き込んだデータを読み出してRAM上のデータと比較する(ステップ2408)。正常に光ディスク301上に1ECCブロック分のデータが記録された場合、処理が終了する。しかし、データを記録する途中で何らかの理由により記録に失敗した場合、ステップ2406からやり直す。すなわち、RAM1402上のデータをラン長制限符号に変換するところからやり直す。

【0068】

情報ビット2805がセットされていて、現在書き込みを行っている光ディスク301がランダムシードスクランブルに対応しているときは、まずメモリ2604から書き込みを

10

20

30

40

50

行う ECC ブロックに対応する書き換え回数を読み出し（ステップ 3303）、書き換え回수에 “1” を加えメモリ 2604 に格納する（ステップ 3304）。この時、書き換え回数が一定の値、たとえば 8 万回を超える場合には、媒体劣化により信頼性が低くなることを予想して異なる物理的なセクタへの置き換え処理を行う。そのため代替セクタ処理（ステップ 3308）を行い、再度ステップ 3301 に戻り、ID などを付け直して記録処理をやり直す。書き換え回数が一定の値以下の場合、インターフェイス 311 から 32 論理セクタ分のユーザデータを読み込み（ステップ 3306）、まずスクランブル回路 2601 に送られ、ID の一部などを使った固定シードによる M 系列の加算による第 1 次スクランブルを行う（ステップ 3307）。ステップ 3309 以降の処理は、2 物理ブロックずつ処理を行う。1 物理ブロックは、図 22 上で 31 段（1 段は縦方向の 1 バイト分）分

10

【0069】

まず最初の 2 物理ブロックを処理する場合について説明する。“1” だけ加算された書き換え回数の下位 7 ビットと 1 ビットレジスタ 2302 の出力からなる第 1 のシードを、RAM 1402 上の領域 A2802 内の図 22 に示すシード 2201 のひとつ、今処理を行っている物理ブロック内のシード（一番上のシード）に格納する（ステップ 3309）。次に現在処理している最初の 2 物理ブロック内の BIS 領域のデータをエラー訂正符号化回路 307 で、[62, 30, 33] RS 符号化する（ステップ 3310）。次にランダムシードスクランブル回路のシフトレジスタを第 1 のシードでセットする（ステップ 3311）。最初の 2 物理ブロック分のユーザデータをランダムシードスクランブルする。このとき、図 22 に示す、記録再生順の矢印 1009 の順番でランダムシードスクランブルする（ステップ 3312）。処理を行っている物理ブロックが、7, 8 セクタ目または 15, 16 セクタ目の場合（ステップ 3313）、ユーザデータが途中までしかないので [248, 216, 33] RS 符号に符号化し（ステップ 3314）、RAM 1402 上の領域 A2802 に書き込む（ステップ 3315）。同期信号を付加し（ステップ 3316）、ラン長制限符号化する（ステップ 3317）。

20

【0070】

次に第 1 のシードに対し下位 1 ビットのみが反転している第 2 のシードを RAM 1402 上の領域 B2803 内の図 22 に示すシード 2201 のひとつ、今処理を行っている物理ブロック内のシード（一番上のシード）に格納する（ステップ 3318）。次に現在処理している最初の 2 物理ブロック内の BIS 領域のデータをエラー訂正符号化回路 307 で、[62, 30, 33] RS 符号化する（ステップ 3319）。次にランダムシードスクランブル回路のシフトレジスタを第 2 のシードでセットする（ステップ 3320）。最初の 2 物理ブロック分のユーザデータをランダムシードスクランブルする。このとき、図 22 に示す、記録再生順の矢印 1009 の順番でランダムシードスクランブルする（ステップ 3321）。処理を行っている物理ブロックが、7, 8 セクタ目または 15, 16 セクタ目の場合（ステップ 3322）、ユーザデータが途中までしかないので [248, 216, 33] RS 符号に符号化し（ステップ 3323）、RAM 1402 上の領域 B2803 に書き込む（ステップ 3324）。同期信号を付加し（ステップ 3325）、ラン長制限符号化する（ステップ 3326）。ステップ 3317 とステップ 3326 で作られた 2 つのラン長制限符号上のシーケンスのうち、性質のよいものを選び（ステップ 3327）、LD ドライバ 1405、光ピックアップ 302 を経て光ディスク 301 に書き込む（ステップ 3328）。

30

40

【0071】

ここで、性質の良いシーケンスの選び方としては、（1）最大マーク、最大スペースの大きさが小さいものを選ぶ。（2）符号の低域周波数成分の低いものを選ぶ。（3）最小マーク、最小スペースの発生頻度の少ないものを選ぶなどいろいろな方法が考えられる。

【0072】

次に、選ばれたシーケンスが第 2 のシードから生成されたものである場合は、シード、およびランダムシードスクランブルされたシーケンスを RAM 1402 上の領域 B2803

50

から領域 A 2 8 0 2 に移す。また、選ばれたシーケンスが第 1 のシードから生成されたものである場合は、シード、およびランダムシードスクランブルされたシーケンスを R A M 1 4 0 2 上の領域 A 2 8 0 2 から領域 B 2 8 0 3 に移す。(ステップ 3 3 2 9)。1 E C C ブロック分終了するまで、繰り返す(ステップ 3 3 3 0)。1 E C C ブロック分終了したら、光ディスクにデータが正常に書き込まれたか、書き込んだデータを読み出して R A M 上のデータと比較する(ステップ 3 3 3 1)。正常に光ディスク 3 0 1 上に 1 E C C ブロック分のデータが記録された場合、処理が終了する。

【 0 0 7 3 】

しかし、データを記録する途中で何らかの理由により記録に失敗した場合、同じ場所に同じデータを書込むと媒体の劣化が起こる。したがって、この場合シードを変えて再スクランブルを行い、データの書き込みをやり直す。すなわち、図 3 4 に示す処理を行う。まず、メモリ 2 6 0 4 に格納された対応する E C C ブロックの書き換え回数を読み出し(ステップ 3 4 0 1)、書き換え回数に“ 1 ”を加えメモリ 2 6 0 4 に格納する(ステップ 3 4 0 2)。書き換え回数の下位 7 ビットと 1 ビットレジスタ 2 3 0 2 の出力からなる第 1 のシードを、R A M 1 4 0 2 上の領域 A 2 8 0 2 内の図 2 2 に示すシード 2 2 0 1 のひとつ、今処理を行っている物理ブロック内のシード(一番上のシード)に格納する(ステップ 3 4 0 3)。このとき、書き換え回数は 1 だけ加算されているのでシードは 1 回目のときとは必ず異なるシードとなる。次に現在処理している最初の 2 物理ブロック内の B I S 領域のデータをエラー訂正符号化回路 3 0 7 で、[6 2 , 3 0 , 3 3] R S 符号化する(ステップ 3 4 0 4)。次に R A M 1 4 0 2 上の領域 A 2 8 0 2 内に格納されている最初の 2 物理
10
20
30
40
50

【 0 0 7 4 】

次にランダムシードスクランブル回路のシフトレジスタを第 1 のシードでセットする(ステップ 3 4 0 6)。次にデスクランブルされたユーザデータをランダムシードスクランブルする。このとき、図 2 2 に示す、記録再生順の矢印 1 0 0 9 の順番でランダムシードスクランブルされる(ステップ 3 4 0 7)。処理を行っている物理ブロックが、7, 8 セクタ目または 1 5 , 1 6 セクタ目の場合(ステップ 3 4 0 8)、ユーザデータが途中までしかないので[2 4 8 , 2 1 6 , 3 3] R S 符号に符号化し(ステップ 3 4 0 9)、R A M 1 4 0 2 上の領域 A 2 8 0 2 に書き込む(ステップ 3 4 1 0)。同期信号を付加し(ステップ 3 4 1 1)、ラン長制限符号化する(ステップ 3 4 1 2)。次に第 1 のシードに対し下位 1 ビットのみが反転している第 2 のシードを R A M 1 4 0 2 上の領域 B 2 8 0 3 内の図 2 2 に示すシード 2 2 0 1 のひとつ、今処理を行っている物理ブロック内のシード(一番上のシード)に格納する(ステップ 3 4 1 3)。

【 0 0 7 5 】

次に現在処理している最初の 2 物理ブロック内の B I S 領域のデータをエラー訂正符号化回路 3 0 7 で、[6 2 , 3 0 , 3 3] R S 符号化する(ステップ 3 4 1 4)。次にランダムシードスクランブル回路のシフトレジスタを第 2 のシードでセットする(ステップ 3 4 1 5)。ステップ 3 4 0 5 で得られたユーザデータをランダムシードスクランブルする。このとき、図 2 2 に示す、記録再生順の矢印の順番でランダムシードスクランブルされる(ステップ 3 4 1 6)。処理を行っている物理ブロックが、7, 8 セクタ目または 1 5 , 1 6 セクタ目の場合(ステップ 3 4 1 7)、ユーザデータが途中までしかないので[2 4 8 , 2 1 6 , 3 3] R S 符号に符号化し(ステップ 3 4 1 8)、R A M 1 4 0 2 上の領域 B 2 8 0 3 に書き込む(ステップ 3 4 1 9)。同期信号を付加し(ステップ 3 4 2 0)、ラン長制限符号化する(ステップ 3 4 2 1)。ステップ 3 4 1 2 とステップ 3 4 2 1 で作られた 2 つのラン長制限符号上のシーケンスのうち、性質のよいものを選び(ステップ 3 4 2 2)、L D ドライバ 1 4 0 5、光ピックアップ 3 0 2 を経て光ディスク 3 0 1 に書き込む(ステップ 3 4 2 3)。

【 0 0 7 6 】

次に、選ばれたシーケンスが第 2 のシードから生成されたものである場合は、シード、お

10

20

30

40

50

よびランダムシードスクランブルされたシーケンスをRAM 1402上の領域B2803から領域A2802に移す。また、選ばれたシーケンスが第1のシードから生成されたものである場合は、シード、およびランダムシードスクランブルされたシーケンスをRAM 1402上の領域A2802から領域B2803に移す(ステップ3424)。1ECCブロック分終了するまで、繰り返す(ステップ3425)。1ECCブロック分終了したら、光ディスクにデータが正常に書き込まれたか、書き込んだデータを読み出してRAM上のデータと比較する(ステップ3426)。正常に光ディスク301上に1ECCブロック分のデータが記録された場合、処理が終了する。

【0077】

次に再生時の動作について、図25の処理手順を参照しながら説明する。まず光ディスク装置2801は光ディスクからデータを読み出す(ステップ2501)。まずラン長制限符号復号し(ステップ2502)、RAM1402に格納する(ステップ2503)。BIS領域のエラー訂正を行い(ステップ2504)、BIS領域に書かれているIDを確認する(ステップ2505)。本第3の実施形態においては、BIS領域はスクランブルされていないので、デスクランブル処理は行われない。IDが読み出し要求にあったECCブロックのものであれば、LDC領域のエラー訂正を行い(ステップ2506)、EDCによるエラー検出を行う(ステップ2507)。EDCによりエラーが検出されない場合には、ステップ2510に進む。EDCによりエラーが検出された場合には、データをデスクランブルして(ステップ2508)、再度EDCによるエラー検出を行う(ステップ2509)。EDCによりエラーが検出されたら、ステップ2501からやり直す。EDCによりエラーが検出されない場合には、付加されていたシード、ID情報などを削除して(ステップ2510)、EDCを削除して(ステップ2511)、インターフェイス311から復号したユーザデータを出力する(ステップ2512)。このように制御することにより、1枚のディスクにランダムシードスクランブルされている領域とそうでない領域が混在する場合でも、特にそれを示すフォーマット上の特別なビットなどを設けることなく、簡単に読み出しを行うことができる。

【0078】

次に電源OFF時および光ディスク取り出し時の動作について、図36に示す処理手順を参照しながら、説明する。電源OFF命令または光ディスク取り出し命令発生時、光ディスク装置2801は、まず情報ビット2805を参照し(ステップ3603)、情報ビット2805がクリアされている場合にはステップ3606に進む。情報ビット2805がセットされている場合には、メモリ2604のデータを読み出し(ステップ3604)、書き換え回数記録エリアに対応する書き換え回数カウンタをすべて1だけカウンタアップする(ステップ3605)。その後、図33の書き込みシーケンスのステップ3307以降の書き込みシーケンスに従いメモリ2604に格納されていた書き換え回数をディスク301のトラック3001から3002に書き込み(ステップ3606)、その後、光ディスクの取り出し、電源OFFを行う(ステップ3606)。

【0079】

本第3の実施形態にて示したように複数のRLSシーケンスを生成した後で、シーケンスの特性の良いものを1つ選ぶことにより、性質の良いシーケンスからなるディスクを作る技術は、特にROMディスク作成装置において有効である。ROMディスク作成装置においても、本第3の実施形態と同様に構成できる。

【0080】

また第3の実施形態によれば、複数のシーケンスから選ぶことにより、より性質の良いラン長符号シーケンスを得ることができる。

【0081】

次に第4の実施形態について図18および図13を参照して説明する。図18は、本第4の実施形態に示される光ディスク装置2801の概略ブロック図である。311は上位装置とのデータの入出力制御を行うインターフェース、1406はシステムを統括するマイコンである。マイコン1406は、システム内のコントロール回路1411に接続され、

10

20

30

40

50

該コントロール回路 1 4 1 1 は図示せざる制御線を介して、シード生成器 2 6 0 3、エラー訂正符号化回路 3 0 7、スクランブル 2 6 0 1 等を制御する。1 4 0 1 はインターフェース 3 1 1 により与えられたユーザデータに、ID など、記録するのに必要な付加情報を付加する ID 付加器であり、3 0 7 はユーザデータに誤り訂正符号を付加するエラー訂正符号化回路、1 4 0 2 はデータを一時的に貯えておくメモリ (RAM) である。2 6 0 1 はデータをランダム化するスクランブル器であり、このスクランブル器は、第 1 の実施形態で説明したものであり、固定シードの M 系列生成器およびランダムシードスクランブル器を含む。3 0 5 はスクランブル処理されたユーザデータを光ディスク 3 0 1 に記録するのに適したラン長制限符号に変換する符号化回路、3 0 2 は光ディスク 3 0 1 のデータの記録 / 再生を行うピックアップ、1 4 0 3 はディスクを回転させるスピンドルモータである。

10

【 0 0 8 2 】

また、1 4 0 4 は光ピックアップ 3 0 2 等の制御を行うサーボである。3 0 4 は、光ディスク 3 0 1 より読み出されたアナログ再生信号の波形等化処理、2 値化及び同期クロック生成を行うリードチャネルである。3 0 6 は、読み出されたラン長制限符号を復号する復号器、3 1 0 はスクランブル器 3 0 9 にて行われたランダム化を解除し、もとのユーザデータに戻す第 1 の実施形態でも示されたデスクランブル回路であり、固定シードの M 系列生成器およびランダムシードデスクランブル器を含む。3 0 8 はエラー訂正符号化回路 3 0 7 で付加されたエラー訂正符号をもとにエラーを検出して誤りを訂正するエラー検出訂正回路、1 4 0 7 は ID 付加器 1 4 0 1 により付加された ID などの記録に必要な付加情報を削除し、ユーザデータのみにする ID 削除器である。2 6 0 3 は、スクランブル器 3 0 9 に書き込み処理のたびに、新たなシードを生成して与えるシード生成器である。

20

【 0 0 8 3 】

以下、図 1 8 に示した光ディスク装置における動作について図 1 7 を参照して説明する。まず記録時、ホストインターフェイス 3 1 1 から入力されたユーザデータに ID 付加器 1 4 0 1 にて ID などの記録するのに必要な付加情報を付加する。その後、エラー訂正符号化回路 3 0 7 にてエラー訂正符号化し、RAM 1 4 0 2 に図 1 2 に示すフォーマットにしたがって格納した後、物理セクタ単位で読み出し、固定シードによるスクランブルを行った後、シード生成器 2 6 0 3 から与えられたシードを RAM から読み出すデータの先頭に付加してランダムシードスクランブルを行い、ラン長制限符号化回路 3 0 5 にてラン長制限符号化して、光ディスク 3 0 1 に書込む。その後、光ディスクに正常に書込めたか、読み出して確認する。正常に書込めていなかった場合には、RAM 1 4 0 2 に格納されているデータにたいし、再度固定シードを用いたスクランブルを行い、シードを変えてランダムシードスクランブルを行い、ラン長制限符号化回路 3 0 5 にてラン長制限符号化して、光ディスク 3 0 1 に書込む。光ディスクに書込む際には、図 1 3 に示すフォーマットにしたがって書込む。すなわち、セクタ生成のために、光ディスク上に形成されている Header 3 7 0 2、Mirror 3 7 0 3 に続いて書き込み開始タイミングのずれを吸収する Gap 3 7 0 4、Guard 3 7 0 5、再生クロックを生成するための VFO 領域 3 7 0 6、バイト同期を取るための PS 3 7 0 7 に続いて、スクランブル後のシード 1 バイト 3 7 0 8 が書き込まれる。

30

40

【 0 0 8 4 】

その後、ユーザデータが図 1 2 のフォーマットにしたがって、書込まれる。またシードの格納場所としては、図 1 2 に示す BIS 領域 1 0 0 5、1 0 0 6、1 0 0 7 のうち、使われていない領域に埋め込んでも良い。次に、再生時の動作について説明する。再生時は、まず光ディスクから読み出したデータをラン長制限符号復号回路に 3 0 6 で復号し、シードをデータの先頭位置 3 7 0 8、または BIS 領域 1 0 0 5、1 0 0 6、1 0 0 7 から取り出し、デスクランブル回路 3 1 0 にてランダムシードデスクランブル、固定シードスクランブルのデスクランブルを行い、RAM 1 4 0 2 に格納する (ステップ 3 2 0 6)。エラー訂正回路 3 0 8 にてエラー訂正処理を行い、付加されていた ID 情報などを削除して、ホストインターフェイスに出力する。

50

【 0 0 8 5 】

本実施形態に示すようにランダムシードスクランブルをエラー訂正回路より媒体側に置くことにより、書き直し処理においてエラー訂正符号化処理を省くことができるので、高速に書き直し処理を実行できる。

【 0 0 8 6 】

次に第5の実施形態について、図26を参照して説明する。第5、第6、第7の実施形態はエラー訂正符号化回路などを内蔵する既存の光ディスク制御LSIにより制御される光ディスク装置に、ランダムシードスクランブルを適用する方法について述べる。まず、第5の実施形態においては、ランダムシードスクランブル処理を行うスクランブルLSI 2605は、光ディスク制御LSI 2611よりもホストインターフェイス側に置かれる。スクランブルLSI 2605にはホストコンピュータとのデータ入出力制御を行う2610と、スクランブル回路2607、デスクランブル回路2609、ホストコンピュータのインターフェイス回路と同様の信号を出力し、光ディスク制御LSI 2611上のインターフェイス回路311とのデータ入出力制御を行うインターフェイス回路2608を含む。シード生成器2613、スクランブル回路2607、デスクランブル回路2609は、第2の実施形態にて説明したものと同じである。また、マイコン1406は、スクランブルLSI 2605内のコントロール回路2614に接続され、該コントロール回路2614は図示せざる制御線を介して、シード生成器2613、スクランブル2607等を制御する。

【 0 0 8 7 】

次に記録時の動作について、説明する。まずインターフェイス311から、書き込みを行うセクタについてのデータの大きさ、記録場所のIDなどの情報を与えられると、インターフェイス2608を通して、光ディスク制御LSI 2611に与えられた情報をそのまま伝える。次にインターフェイス2610から、第1の1論理セクタ分(2048byte)のユーザデータを受け取ると、シード生成器2613は新しいシードを生成し、スクランブル回路2607に渡す。スクランブル回路2607では、1論理セクタ分のユーザデータの先頭にシードを付加し、スクランブルを行う。スクランブル後のシーケンスの最初の1バイトは、マイコン1406によって読み出され、続く2048byteのスクランブル後のシーケンスはインターフェイス2608を通して光ディスク制御LSI 2611に転送される。次に第2の1論理セクタ分(2048byte)のユーザデータを受け取ると、その論理セクタが前期第1の論理セクタと同じECCブロックに書かれるべきデータの場合、シード生成器2613は新しいシードを生成しない。

【 0 0 8 8 】

その論理セクタが前期第1の論理セクタと異なるECCブロックに書かれるべきデータの場合、シード生成器2613は新しいシードを生成する。このようにして1ECCブロック分のユーザデータを読み込む。光ディスク制御LSI 2611では、ID付加回路1401で前期セクタ情報から、ID等のデータの識別アドレス情報およびコピープロテクト情報およびリザーブ情報などの付加情報720byteを生成し、RAM1402に図12に示すフォーマットで書き込む。図12に示す3つのBIS領域1005、1006、1007に書き込む。マイコン1406は、RAM1402上のBIS領域1005、1006、1007の中の前記付加情報720byte中の固定値で書かれるリザーブ領域に、さきほど読み出したスクランブルされたシーケンスの最初の1byteを書き込む。マイコン1406によって書き込まれた1byteを含む付加情報720byteを30byteずつ24個に分ける。エラー訂正符号化回路307では、この30byteずつのデータを[62, 30, 33]RS符号化し、それぞれを図12に示すRAM1402上の3つのBIS領域1005、1006、1007に8符号語ずつ格納する。

【 0 0 8 9 】

次にインターフェイス311から、2048byte(1論理セクタ分)のユーザデータ1101を読み込む。ID付加器1401では、インターフェイス311から入力されたユーザデータに、4バイトのエラー検出符号(EDC: Error Detection

10

20

30

40

50

C o d e) を付加し、R A M 1 4 0 2 に格納する。次にエラー訂正符号化回路 3 0 7 に転送し、それを 2 1 6 b y t e ずつ [2 4 8 , 2 1 6 , 3 3] R S (R e e d S o l o m o n) 符号に符号化し、図 1 2 に示す R A M 1 4 0 2 上の 4 つの L D C 領域 1 0 0 1、1 0 0 2、1 0 0 3、1 0 0 4 に格納する。1 E C C ブロック分のユーザデータを読み込んでエラー訂正符号化したら、さらに左端に同期信号 (S Y N C 符号) 1 0 0 8 を付加する。次に符号化回路 3 0 5 は、図 1 2 に示される記録再生順を示す矢印 1 0 0 9 にしたがって R A M 1 4 0 2 からデータを読み出し、3 1 段 (1 段は縦方向の 1 バイト分) 分を 4 k b y t e 分の “ 物理セクタ ” として連続して読み出し、ラン長制限符号化する。ラン長制限符号化された 4 k b y t e 分のデータは、L D ドライバ 1 4 0 5、光ピックアップ 3 0 2 を経て光ディスク 3 0 1 に書き込まれる。

10

【 0 0 9 0 】

次に再生時の処理手順について説明する。再生時は、光ピックアップ 3 0 2 によりデータを読み込み、リードチャネル 3 0 4 において 2 値化及び同期クロック生成を行う。復号回路 3 0 6 においてラン長制限符号から復号し、図 1 2 に示す矢印 1 0 0 9 にしたがって、再生データを R A M 1 4 0 2 に一時格納する。エラー検出 / 訂正回路 3 0 8 において、まず、図 1 2 に示す B I S 領域に格納されたスクランブルされたシーケンスの最初の 1 b y t e を含む I D 等の付加情報 7 2 0 b y t e の誤り訂正処理を行う。次に誤り訂正処理を行った B I S 領域に書かれている I D が、再生しようとしている E C C ブロックの I D であるか確認する。ここで、I D が読み出しを希望している E C C ブロックまたはセクタの I D であれば、まずマイコン 1 4 0 6 が B I S 領域に格納されたスクランブルされたシーケンスの最初の 1 b y t e を読み出し、該 1 b y t e が格納されていた R A M 上のデータをリザーブ領域の固定値に戻す。それから L D C 領域の誤り訂正処理を行い、I D 削除回路 1 4 0 7 で I D 等の付加情報 7 2 0 b y t e を削除して、E D C を用いてエラーチェックを行った後、ユーザデータ 2 0 4 8 b y t e をインターフェイス 3 1 1、2 6 0 8 を経て、デスクランブル回路 2 6 0 9 に転送する。マイコン 1 4 0 6 は、B I S 領域から読み出したスクランブルされたシーケンスの最初の 1 b y t e をユーザデータ 2 0 4 8 b y t e の先頭に付加し、デスクランブルを行う。デスクランブルされたシーケンスは、インターフェイス 2 6 1 0 からホストコンピュータに転送される。

20

【 0 0 9 1 】

このように第 5 の実施形態の構成とすることにより、エラー訂正処理終了後にスクランブルを解除しているため、ランダムシードスクランブルのエラー伝播によるエラー訂正能力の劣化は発生しない。また、第 5 の実施形態では、1 E C C ブロックでは各論理セクタが同じシードを用いてランダムシードスクランブル処理したが、1 E C C ブロック 6 4 K b y t e を連続してスクランブルする方法も考えられる。また論理セクタ毎に異なるシードを用いてランダムシードスクランブル処理する方法が考えられる。この場合は B I S 領域にスクランブル後の先頭バイトの格納を行う領域として、3 2 b y t e の領域を確保する必要がある。

30

【 0 0 9 2 】

また、ランダムシードスクランブルはエラー伝播が発生するので、エラー訂正不能な場合に少しでもデータを救済することを考えると、エラー訂正符号化よりユーザ側でスクランブル処理を行うことが望ましい。

40

【 0 0 9 3 】

次に第 6 の実施形態について、図 2 7 を参照して説明する。第 6 の実施形態においては、ランダムシードスクランブル処理を行うスクランブル L S I 2 7 0 1 は、光ディスク制御 L S I 2 6 1 1 よりも光ディスク媒体側に置かれる。スクランブル L S I 2 7 0 1 にはラン長制限符号の復号回路 2 7 0 4、2 7 0 6 と、符号化回路 2 7 0 2、2 7 0 5、スクランブル回路 2 7 0 3、デスクランブル回路 2 7 0 7、シード生成器 2 7 0 8 を含む。スクランブル回路 2 7 0 3、デスクランブル回路 2 7 0 7 は、第 3 の実施形態にて説明したものと同一である。シード生成器は第 2 の実施形態で説明したものと同一である。

【 0 0 9 4 】

50

次に記録時の動作について、説明する。まずインターフェイス 311 から、書き込みを行うセクタについての情報を与えられると、光ディスク制御 LSI 2611 では、ID 付加回路 1401 で前期セクタについての情報から、ID 等のデータの識別アドレス情報およびコピープロテクト情報およびリザーブ情報などの付加情報 720 byte を生成し、RAM 1402 に図 12 に示すフォーマットで書き込む。図 12 に示す 3 つの BIS 領域 1005、1006、1007 に書き込む。ID 付加回路 1401 で生成した付加情報 720 byte を 30 byte ずつ [62, 30, 33] RS 符号化し、24 個に分ける。エラー訂正符号化回路 307 では、この 30 byte ずつのデータを [62, 30, 33] RS 符号化し、それぞれを図 12 に示す RAM 1402 上の 3 つの BIS 領域 1005、1006、1007 に 8 符号語ずつ格納する。

10

【0095】

次にインターフェイス 311 から、2048 byte (1 論理セクタ分) のユーザデータ 1101 を読み込む。ID 付加器 1401 では、インターフェイス 311 から入力されたユーザデータに、4 バイトのエラー検出符号 (EDC: Error Detection Code) を付加し、RAM 1402 に格納する。次にエラー訂正符号化回路 307 に転送し、それを 216 byte ずつ [248, 216, 33] RS 符号に符号化し、図 12 に示す RAM 1402 上の 4 つの LDC 領域 1001、1002、1003、1004 に格納する。1 ECC ブロック分のユーザデータを読み込んでエラー訂正符号化したら、さらに左端に同期信号 (SYNC 符号) 1008 を付加する。

【0096】

20

次に符号化回路 305 は、図 12 に示される記録再生順を示す矢印 1009 にしたがって RAM 1402 からデータを読み出し、31 段 (1 段は縦方向の 1 バイト分) 分を 4 k byte 分の “物理セクタ” として連続して読み出し、ラン長制限符号化する。ラン長制限符号化された 4 k byte 分のデータは、スクランブル LSI 2701 に転送される。スクランブル LSI 2701 では、ラン長制限符号化された 4 k byte 分のデータを復号回路 2704 でユーザデータに戻す。シード生成器 2708 で生成した 1 byte のシードは、BIS 領域のリザーブ領域に埋め込まれ、ランダムシードスクランブル器のプリセット値として用いられる。復号されたユーザデータは、スクランブル器 2703 でスクランブル処理した後、再度符号化回路 2702 でラン長制限符号化される。LD ドライバ 1405、光ピックアップ 302 を経て光ディスク 301 に書き込まれる。

30

【0097】

次に再生時の処理手順について説明する。再生時は、光ピックアップ 302 によりデータを読み込み、リードチャネル 304 において 2 値化及び同期クロック生成を行う。復号回路 2706 においてラン長制限符号から復号し、BIS 領域に埋め込まれたシードが取り出される。取り出されたシードはデスクランブル回路 2707 内のランダムシードデスクランブル器のプリセット値として用いられる。デスクランブルされたシーケンスは再び符号化回路 2705 でラン長制限符号化され、光ディスク制御 LSI 2611 に送られる。光ディスク制御 LSI 2611 では、再度ラン長制限符号を復号し、図 12 に示す矢印 1009 にしたがって、再生データを RAM 1402 に一時格納する。エラー検出 / 訂正回路 308 において、まず、図 12 に示す BIS 領域に格納された ID 等の付加情報 720 byte の誤り訂正処理を行う。次に誤り訂正処理を行った BIS 領域に書かれている ID が、再生しようとしている ECC ブロックの ID であるか確認する。

40

【0098】

ここで、ID が読み出しを希望している ECC ブロックまたはセクタの ID であれば、LDC 領域の誤り訂正処理を行い、ID 削除回路 1407 で ID 等の付加情報 719 byte を削除して、EDC を用いてユーザデータ 2048 byte のエラーチェックを行う。その後、ユーザデータ 2048 byte は、インターフェイス 311 を経て、ホストコンピュータに転送される。このように第 6 の実施形態の構成とすることにより、既存の光ディスク制御 LSI 2611 にスクランブル LSI 2701 を付加することにより、ランダムシードスクランブルを適用することができる。

50

【 0 0 9 9 】

次に第7の実施形態について図35を参照して説明する。第7の実施形態においては、ランダムシードスクランブル処理は、マイコン1406でソフト的に処理される。

【 0 1 0 0 】

次に記録時の動作について、説明する。まずインターフェイス311から、書き込みを行うセクタについての情報を与えられると、光ディスク制御LSI2611では、ID付加回路1401で前期セクタについての情報から、ID等のデータの識別アドレス情報およびコピープロテクト情報およびリザーブ情報などの付加情報720byteを生成する。マイコン1406は数8で示される演算を行うことにより、シードを決定する。

【 0 1 0 1 】

【 数 8 】

10

$$SD(k) = (SD(k-1) + n) \bmod 256$$

【 0 1 0 2 】

ここで、kはk回目のシード生成であることを示す。nは適当な256と互いに疎である数である。マイコン1406により生成された1byteのシードは、制御線3801を通してID付加回路1401で生成された720byteの中のリザーブ領域に書込まれる。720byteは、30byteずつ24個に分けられる。エラー訂正符号化回路307では、この30byteずつのデータを[62, 30, 33]RS符号化し、それぞれを図12に示すRAM1402上の3つのBIS領域1005、1006、1007に8符号語ずつ格納する。

20

【 0 1 0 3 】

次にインターフェイス311から、2048byte(1論理セクタ分)のユーザデータ1101を読み込む。ID付加器1401では、インターフェイス311から入力されたユーザデータに、4バイトのエラー検出符号(EDC: Error Detection Code)を付加し、RAM1402に格納する。次にマイコン1406は制御線3802を通して数2で表される演算をRAMに格納されたデータに対して行うことによりスクランブルを行う。

30

【 0 1 0 4 】

【 数 2 】

$$c_i = b_i + c_{i-4} + c_{i-5} + c_{i-6} + c_{i-8}$$

【 0 1 0 5 】

この演算において、b_iは読み込まれるi番目のユーザデータである。RAM1402上のユーザデータの先頭から1bitずつ、データを読み込み、b_iに代入することによって演算を行う。c_iはi番目の演算結果であり、スクランブル後の値である。マイコン1406は、c_iの値をRAMに書込む。マイコンによって生成された1byteのシードは数2を演算する上でのc-7からc0の初期値として用いられる。

40

【 0 1 0 6 】

マイコン1406によるスクランブルが終了したら、エラー訂正符号化回路307に転送し、それを216byteずつ[248, 216, 33]RS(Reed Solomon)符号に符号化し、図12に示すRAM1402上の4つのLDC領域1001、1002、1003、1004に格納する。1ECCブロック分のユーザデータを読み込んでエラー訂正符号化したら、さらに左端に同期信号(SYNC符号)1008を付加する。次に符号化回路305は、図12に示される記録再生順を示す矢印1009にしたがってRAM1402上の領域B1409からデータを読み出し、31段(1段は縦方向の1バイト分

50

）分を 4 k b y t e 分の “ 物理セクタ ” として連続して読み出し、ラン長制限符号化する。ラン長制限符号化された 4 k b y t e 分のデータは、L D ドライバ 1 4 0 5、光ピックアップ 3 0 2 を経て光ディスク 3 0 1 に書き込まれる。

【 0 1 0 7 】

次に再生時の処理手順について説明する。再生時は、光ピックアップ 3 0 2 によりデータを読み込み、リードチャネル 3 0 4 において 2 値化及び同期クロック生成を行う。復号回路 3 0 6 においてラン長制限符号から復号する。図 1 2 に示す矢印 1 0 0 9 にしたがって、再生データは R A M 1 4 0 2 に一時格納される。エラー検出 / 訂正回路 3 0 8 において、図 1 2 に示す B I S 領域に格納された I D 等の付加情報 7 2 0 b y t e の誤り訂正処理を行う。次に誤り訂正処理を行った B I S 領域に書かれている I D が、再生しようとしている E C C ブロックの I D であるか確認する。

10

【 0 1 0 8 】

ここで、I D が読み出しを希望している E C C ブロックまたはセクタの I D であれば、L D C 領域の誤り訂正処理を行う。次にマイコン 1 4 0 6 は、B I S 領域に書かれているシードを読み出し、数 3 の演算を R A M 上に格納されたユーザデータに対して行う。

【 0 1 0 9 】

【 数 3 】

$$b_i = c_i + c_{i-4} + c_{i-5} + c_{i-6} + c_{i-8}$$

20

【 0 1 1 0 】

1 b y t e のシードは数 3 を演算する上での c - 7 から c 0 の初期値として用いられる。b i はスクランブル後の i ビット目の値、c i は読み出されたシーケンスの先頭から i ビット目の値である。

【 0 1 1 1 】

スクランブル終了後、I D 削除回路 1 4 0 7 で I D 等の付加情報 7 2 0 b y t e を削除する。その後、E D C を用いてユーザデータ 2 0 4 8 b y t e のエラーチェックを行う。その後、ユーザデータ 2 0 4 8 b y t e は、インターフェイス 3 1 1 を経て、ホストコンピュータに転送される。このように第 7 の実施形態の構成とすることにより、既存の光ディスク制御 L S I 2 6 1 1 を変更することなくソフトウェアのみの処理にてランダムシードスクランブルを適用することができる。そのため、既存の光ディスク制御 L S I が搭載されているシステムにおいても、少ない変更を行うことにより、ランダムシードスクランブルを適用できる。

30

【 0 1 1 2 】

次に第 8 の実施形態について説明する。一般に、コンピュータ用記録媒体として光ディスクを用いる場合には、オーディオ用として光ディスクを用いる場合よりも多くの書き換え回数に耐えられることが必要であるといわれている。それは、コンピュータがディスク内に書き込まれている F A T (F i l e A l l o c a t i o n T a b l e) を頻繁に書き換えながらディスク管理を行うためであり、F A T が書き込まれている領域には、一般のデータが書きこまれる領域よりも 10 倍以上の書き換えが発生するといわれている。ところで本実施形態における光ディスクドライブ 3 9 0 4 は、ファイル管理を光ディスクドライブ 3 9 0 4 内で行うオブジェクトコマンド対応インターフェイスを持った光ディスクドライブであるとし、ホストコンピュータ 3 9 0 5 からは、具体的な物理アドレスではなく、ファイル名で書き込み、読み出しを行うものとする。図 3 7 は、本実施形態に用いられる光ディスク媒体 3 0 1 である。本光ディスク媒体 3 0 1 は、ランダムシードスクランブルを行って書き込まれる領域 3 7 0 2、ランダムシードスクランブルを行わずに書き込まれる領域 3 7 0 1 および 3 7 0 3 に分けられている。3 7 0 2 と 3 7 0 3 にはそれぞれ、F A T がスクランブルされた形と、スクランブルされない形で、それぞれ書き込まれる。

40

【 0 1 1 3 】

50

図39は、本第8の実施形態におけるDVD装置の概略ブロック図である。311は上位装置とのデータの入出力制御を行い、ファイル名と物理アドレスの変換を行う。1406はシステムを統括するマイコンである。マイコン1406は、インターフェイス311に接続され、インターフェイス311を制御する。またマイコン1406は、システム内のコントロール回路1411に接続され、該コントロール回路1411は図示せざる制御線を介して、シード生成器2603、エラー訂正符号化回路307、スクランブル2601等を制御する。1401はインターフェイス311により与えられたユーザデータに、IDなど、記録するのに必要な付加情報を付加するID付加器であり、1402はデータを一時的に貯えておくメモリ(RAM)である。3902はデータをランダム化するスクランブル器である。このスクランブル器は、図45に示すスクランブル器であり、固定シードのM系列生成器およびランダムシードスクランブル器を含む。これは第1の実施形態で説明したものとはほとんど同じであるが、ランダムシードスクランブルをするかしないかを選択できるスイッチ4506がついている点が第1の実施形態と異なる。スイッチ4506は、マイコンによって制御されるランダムシードスクランブルON/OFFを示す信号線4507によって制御される。3901は、スクランブル器3902内のランダムシードスクランブル器に書き込みのたびに異なるシードを与えるシード生成器である。307はスクランブルされたユーザデータに誤り訂正符号を付加するエラー訂正符号化回路、305はエラー訂正符号の付加されたユーザデータを光ディスク301に記録するのに適したラン長制限符号に変換する符号化回路、302は光ディスク301のデータの記録/再生を行うピックアップ、1403はディスクを回転させるスピンドルモータである。また、1404は光ピックアップ302等の制御を行うサーボである。

【0114】

304は、光ディスク301より読み出されたアナログ再生信号の波形等化処理、2値化及び同期クロック生成を行うリードチャネルである。306は、読み出されたラン長制限符号を復号する復号器、308はエラー訂正符号化回路307で付加されたエラー訂正符号をもとにエラーを検出して誤りを訂正するエラー検出訂正回路、3903はスクランブル器3902にて行われたランダム化を解除し、もとのユーザデータに戻すデスクランブル回路であり、このデスクランブル器は、図46に示すデスクランブル器であり、固定シードのM系列生成器4601およびランダムシードデスクランブル器4603を含む。これは第1の実施形態で説明したものとはほとんど同じであるが、ランダムシードデスクランブルをするかしないかを選択できるスイッチ4606がついている点が第1の実施形態と異なる。スイッチ4606は、マイコンによって制御されるランダムシードスクランブルON/OFFを示す信号線4607によって制御される。1407はID付加器1401により付加されたIDなどの記録に必要な付加情報を削除し、ユーザデータのみにするID削除器である。

【0115】

図40は、本第8の実施形態のシード生成器3901を示す図である。1301、1302はともに1ビットシフトレジスタ、1303は排他的論理和回路である。1ビットシフトレジスタ1301には、初期状態において全ゼロ以外の適当な値が入っている。データ書き込み時にシードを要求されると、clock(1305)が入力され、1ビットシフトレジスタ1301、1302の値は左にシフトされる。1ビットシフトレジスタ1302には、排他的論理和回路1303の出力値が入力される。その後、1ビットシフトレジスタ1301、1302に入っているシードの値8ビットシード出力線1307を通して、シードとしてスクランブル回路3902に出力される。

【0116】

以下、図39に示したDVD装置における動作について説明する。まず記録時の動作について、図37に示す光ディスクおよび図41に示す記録時の処理手順を参照しながら、説明する。

【0117】

まず、インターフェイス311から書き込みを行うファイル名およびファイルの大きさが

10

20

30

40

50

入力されると(ステップ4101)、マイコン1406は、領域3703に格納されているFATを読み出し(ステップ4102)、書き込みを行うファイルの大きさから書き込みを行う物理アドレスを算出する(ステップ4103)。次にインターフェイス311から書き込みを行うデータを取り込み(ステップ4104)、ステップ4103で算出した物理アドレスにより示される領域3701内の場所にランダムシードスクランブルなしで書き込みを行う(ステップ4105)。

【0118】

次にFATを更新し、ランダムシードスクランブルなしでFATを領域3703に書き込む(ステップ4106)。次に同じFATをランダムシードスクランブルして領域3702に書き込む(ステップ4107)。次に領域3703に書き込んだFATを読み出し、エラーなく書き込めているかをチェックする(ステップ4107)。領域3703はスクランブルすることなく書き込んでいるので、領域3702よりも媒体劣化が早く、早くエラーが発生するようになる。ステップ4107でエラーがエラー訂正可能範囲内でおさまっている場合には、書き込み処理を終了する。ステップ4107でエラーがエラー訂正可能範囲より多くなっている場合には、領域3702に格納されているFATを読み出しデスクランブルして領域3704に格納する。以後FAT領域として領域3704を使用する(ステップ4109)。次に書き込み処理を終了する。

10

【0119】

本第8の実施形態に示したように、FATをスクランブルして格納することにより、書き込みが頻繁に起こるFATデータを保護することができる。また書き換えが頻繁に起こらないデータ領域やFATの1つをスクランブルしない形で光ディスク媒体上に書き込んでおくことで、スクランブルに対応していない既存の光ディスク装置でデータの読み出しを行うことができる。

20

【0120】

次に第9の実施形態について、図39、図42、図44を用いて説明する。第9の実施形態におけるDVD装置のブロック図は、図39で示される。ただし、本第9の実施形態におけるDVD装置3904は、オブジェクトコマンド対応の光ディスクではなく、ファイル管理はホストコンピュータにて行い、書き込みコマンドでホストコンピュータにより指定された論理ブロックアドレス、または物理ブロックアドレスなどのアドレスに書き込みを行うDVD装置である。

30

【0121】

本実施形態のDVD装置3904は、図42に示すように書き込みを行う光ディスク媒体の一部4202をスクランブルを行って書き込む領域、書き込みを行う光ディスク媒体の一部4203をスクランブルを行わないで書き込む領域、として扱い、どのトラックからどのトラックがスクランブルを行って書き込む領域かという情報、またはどのトラックからどのトラックがスクランブルを行わないで書き込む領域かという情報をトラック4201に格納している。

【0122】

本情報は、実施形態2で示したスクランブルモード情報2902、2903、2904、2905と同様に、複数箇所書き込み、強力なECCなどを用いて信頼性を高めることができる。本実施形態のDVD装置3904は、電源ON時、またはディスク媒体交換時、図44に示すようにスクランブル対応領域を示すメッセージ(どのトラックからどのトラックがスクランブルを行って書き込む領域かという情報、またはどのトラックからどのトラックがスクランブルを行わないで書き込む領域かという情報)を、ホストコンピュータに送信する(ステップ4301)。ホストコンピュータは書き換えの特に多いFATデータ、またはアプリケーションの性質上書き換え回数の特に多いデータをスクランブルを行って書き込む領域に書き込む。ホストコンピュータはステップ4301で得たスクランブル対応領域を示すメッセージを用いて、スクランブル対応の論理セクタナンバまたは物理セクタナンバを算出し、FATデータなど特に書き換えの多いデータを当該スクランブルを行って書き込む領域のセクタに割り振り、書き込みコマンドを発行して書き込みを行う

40

50

。本第9の実施形態に示したように、F A Tや特に書き込みの頻繁に発生する領域をスクランブルして格納することにより、書き込みが頻繁に起こるF A Tデータを保護することができる。

【0123】

次に第10の実施形態について、図39、図43を用いて説明する。第10の実施形態におけるD V D装置のブロック図は、図39で示される。ただし、本第10の実施形態におけるD V D装置3904は、第9の実施形態におけるD V D装置同様、オブジェクトコマンド対応の光ディスクではなく、ファイル管理はホストコンピュータにて行い、書き込みコマンドでホストコンピュータにより指定された論理ブロックアドレス、または物理ブロックアドレスなどのアドレスに書き込みを行うD V D装置である。

10

【0124】

本実施形態のD V D装置3904は、本実施形態の光ディスク媒体は、第2の実施例同様、スクランブルに対応しているかどうかを示すスクランブルモード情報2902、2903、2904、2905が記録されている。電源ON時、またはディスク媒体交換時、図43に示すように、D V D装置3904は、光ディスク媒体からスクランブルモード情報2902、2903、2904、2905を読み出し、スクランブル対応光ディスクであることを示すメッセージをホストコンピュータに送信する(ステップ4301)。

【0125】

ホストコンピュータは、今書き込んでいる光ディスクがスクランブル対応光ディスクであるとき、F A Tデータなど特に書き換えの多いデータや、アプリケーションで特に書き換えが多くなることがわかっているデータを書き込むとき、データをランダムシードスクランブルして書き込むようにD V D装置に対して指示を出す。

20

【0126】

具体的には、ホストコンピュータがD V D装置に対して出すコマンドバイト中の決められた1ビットにより、ランダムシードスクランブルをするか、しないかを指定する。D V D装置3904は、コマンドバイト中の前記決められた1ビットがスクランブルをすることを示すものであれば、ランダムシードスクランブルON/OFFを示す信号線4507をONに制御し、データをスクランブルして指定されたアドレスに書き込みを行う。D V D装置3904は、コマンドバイト中の前記決められた1ビットがスクランブルをしないことを示すものであれば、ランダムシードスクランブルON/OFFを示す信号線4507をOFFに制御し、データをランダムシードスクランブルしないで指定されたアドレスに書き込みを行う。本第10の実施形態に示したように、F A Tや特に書き込みの頻繁に発生する領域をスクランブルして格納することにより、書き込みが頻繁に起こるF A Tデータを保護することができる。なお、ホストコンピュータがD V D装置に対してランダムシードスクランブルをするか、しないかを指定する方法は、前記コマンドバイト中の1ビットを使う方法のほかに、メッセージバイトとして他に送信する方法や、ホストがD V D装置内のインターフェイス部にある前もって決められた特定のレジスタの1ビットに特定の値を書き込む方法などがある。コマンドバイト中に空きビットがない場合には、これらの方法が有効である。特にS C S Iなどのインターフェイスでは、前記メッセージバイト中の1ビットとして他に送信する方法が、A T Aインターフェイスでは前もって決められた特定のレジスタの1ビットに特定の値を書き込む方法などが有効であると考えられる。

30

40

【0127】

次に第11の実施形態について図38を参照して説明する。本実施形態のD V D装置も図39で示される。図38は本第11の実施形態の光ディスク媒体301を示す図であり、光ディスク媒体301の一部をカットして、断面を見せた図である。光ディスク301はn層の記録層を持っており、表面から3801、3802となり、最も表面から遠い層が3803である。一般に表面から最も遠い層3803は、それより奥に光を透過させる必要がないので、光を反射させる反射層として金属を使うことができるが、それよりも表面に近い層3801、3802は、それより奥に光を透過させる必要があるため、反射層として金属を使うことができず、流動現象が起こりやすくオーバーライトによる媒体劣化が

50

起こりやすいという特徴がある。したがって、本実施形態においては、表面から1層目の記録層3801、2層目の記録層3802、・・・、表面から $n-1$ 層目の記録層は媒体劣化を防ぐためのランダムシードスクランブルを行って媒体上にデータを記録し、表面から1番奥の n 層目の記録層3803はランダムシードスクランブルを行わずに記録するものである。各層の最内周のトラック3804には、第2の実施例同様、各層がランダムシードスクランブルに対応しているかを示すスクランブルモード情報2902、2903、2904、2905が記録されている。

【0128】

光ディスクドライブは、電源ON時、または、光ディスク媒体の交換時、または、アクセスしている層の移動時に、最内周にかかっている各層のスクランブルモード情報を読み出して、その値をマイコン内に保持し、書き込み時にランダムシードスクランブルを行ってから書き込むか、ランダムシードスクランブルを行わずに書き込むかを制御する。このようにすることにより、ランダムシードスクランブルに対応していないDVD装置においては第 n 層目3803だけの1層の光ディスクとして取り扱うことが可能となり、ランダムシードスクランブルに対応しているDVD装置においては、 n 層の記録層を備え、すべての層の書き換え回数を一定以上保証できる光ディスクとして取り扱うことができ、1層のみの光ディスク倍に比べ、 n 倍の記録容量を持った光ディスクとして取り扱われる。このような光ディスクは、たとえば、記録層3803に画像、音声などの基礎データ、記録層3801、3802に補間データなどを入れることにより、ランダムシードスクランブルに対応していないDVD装置においては、画質、音質のあまりよくないデータのみが再生でき、ランダムシードスクランブルに対応しているDVD装置においては、高品質の画質、音質を再生できる光ディスク媒体として使用することもできる。

【0129】

本発明は、上述の実施の形態に限定されるものではなく、適用分野に関わらず、要旨を逸脱しない範囲で変更し実施し得ることは述べるまでもない。

【0130】

【発明の効果】

本発明によれば、ディスク上に記録すべき元データに、任意のシードデータを付加し、データのスクランブルを行うことにより、媒体劣化を防ぐことができるランダムシードスクランブルを次世代光ディスクに適用することができる。さらに、ランダムシードスクランブルが適用されているセクタとそうでないセクタが1枚の光ディスク上で混在している場合でも再生できる。またランダムシードスクランブルを採用していない装置でも、ランダムシードスクランブルを採用していない装置でも、同じ光ディスクに読み書きを行うことができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明のスクランブル回路を示す図である。

【図2】本発明のデスクランブル回路を示す図である。

【図3】本発明の第1の実施形態の概略ブロック図である。

【図4】本発明の第1の実施形態のスクランブル回路の詳細ブロック図である。

【図5】本発明の第1の実施形態のM系列生成器の詳細回路図である。

【図6】本発明の第1の実施形態の2次スクランブル回路の詳細回路図である。

【図7】本発明の第1の実施形態のデスクランブル回路の詳細ブロック図である。

【図8】本発明の第1の実施形態の2次デスクランブル回路の詳細回路図である。

【図9】本発明の第1の実施形態の概念図である。

【図10】次世代光ディスクの記録フォーマット図である。

【図11】本発明の第2の実施形態のデータセクタフォーマット図である。

【図12】本発明の第2の実施形態の記録フォーマット図である。

【図13】本発明の第4の実施形態の記録フォーマット図である。

【図14】本発明の第2の実施形態のシステムブロック図である。

【図15】本発明の第2の実施形態の記録時の処理フローチャートである。

10

20

30

40

50

- 【図 1 6】本発明の第2の実施形態の再生時の処理フローチャートである。
- 【図 1 7】本発明の第4の実施形態の概略ブロック図である。
- 【図 1 8】本発明の第4の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 1 9】本発明の第2の実施形態のシード生成器の詳細ブロック図である。
- 【図 2 0】本発明の第2の実施形態のスクランブル回路のブロック図である。
- 【図 2 1】本発明の第2の実施形態のデスクランブル回路のブロック図である。
- 【図 2 2】本発明の第3の実施形態の記録フォーマットを示す図である。
- 【図 2 3】本発明の第3の実施形態の書き換え回数記録メモリのブロック図である。
- 【図 2 4】本発明の第3の実施形態の記録時の処理フローチャートの一部である。
- 【図 2 5】本発明の第3の実施形態の再生時の処理フローチャートである。 10
- 【図 2 6】本発明の第5の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 2 7】本発明の第6の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 2 8】本発明の第3の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 2 9】本発明の第2の実施形態の光ディスク媒体の模式図である。
- 【図 3 0】本発明の第3の実施形態の光ディスク媒体の模式図である。
- 【図 3 1】本発明の第2の実施形態の一部書き換え時の処理フローチャートである。
- 【図 3 2】本発明の第3の実施形態の電源ON時および光ディスク挿入時の処理フローチャートである。
- 【図 3 3】本発明の第3の実施形態の記録時の処理フローチャートの一部である。
- 【図 3 4】本発明の第3の実施形態の記録時の処理フローチャートの一部である。 20
- 【図 3 5】本発明の第7の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 3 6】本発明の第3の実施形態の電源OFF時および光ディスク取り出し時の処理フローチャートの一部である。
- 【図 3 7】本発明の第8の実施形態の光ディスク媒体の模式図である。
- 【図 3 8】本発明の第11の実施形態の光ディスク媒体の模式図である。
- 【図 3 9】本発明の第8から第11の実施形態の光ディスクシステムのブロック図である。
- 【図 4 0】本発明の第8から第11の実施形態のシード生成器の詳細ブロック図である。
- 【図 4 1】本発明の第8の実施形態の記録時の処理を示すフローチャートである。
- 【図 4 2】本発明の第9の実施形態の光ディスク媒体の模式図である。 30
- 【図 4 3】本発明の第10の実施形態の電源ON時またはディスク交換時の処理を示すフローチャートである。
- 【図 4 4】本発明の第9の実施形態の電源ON時またはディスク交換時の処理を示すフローチャートである。
- 【図 4 5】本発明の第8から第11の実施形態のスクランブル器の詳細ブロック図である。
- 【図 4 6】本発明の第8から第11の実施形態のデスクランブル器の詳細ブロック図である。
- 【符号の説明】
- 101～104：1ビットレジスタ 40
- 105～109：排他的論理和回路
- 201～204：1ビットレジスタ
- 205～209：排他的論理和回路
- 301：光ディスク
- 302：光ヘッド
- 303：記録再生アンプ
- 304：データ再生回路
- 305：ラン長制限符号化回路
- 306：ラン長制限符号復号回路
- 307：エラー訂正符号化回路 50

308 : エラー訂正回路
 309 : スクランブル回路
 310 : デスクランブル回路
 311 : ホスト I/F
 401 : M 系列生成器
 402 : 排他的論理和回路
 403 : ランダムシードスクランブル器
 404 : ランダムデータ付加回路
 405 : 2次スクランブル回路
 501 : 排他的論理和回路
 502 ~ 516 : 1ビットレジスタ
 601 ~ 604 : 排他的論理和回路
 605 ~ 612 : 1ビットレジスタ
 701 : M 系列生成器
 702 : 排他的論理和回路
 703 : ランダムシードデスクランブル器
 704 : 2次デスクランブル回路
 705 : ランダムデータ削除回路
 801 ~ 808 : 1ビットレジスタ
 809 ~ 812 : 排他的論理和回路

10

20

【図 1】

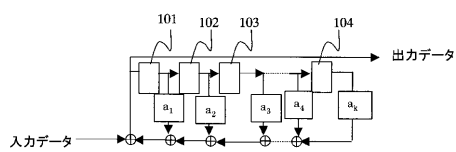


図 1

【図 2】

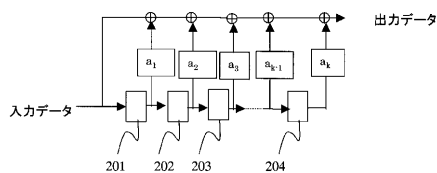


図 2

【図 3】

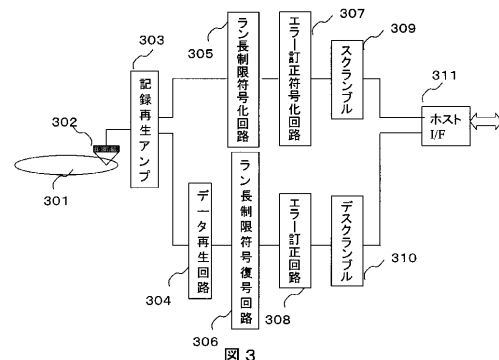


図 3

【図 4】

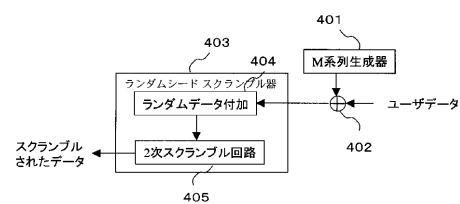


図 4

【圖 5】

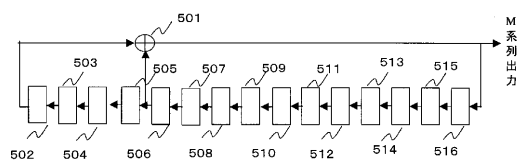


图 5

【图 8】

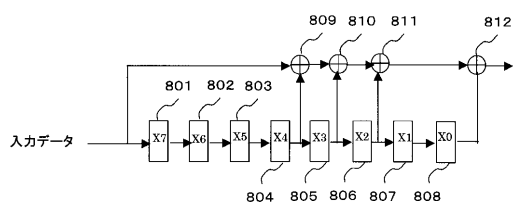


图 8

【图 6】

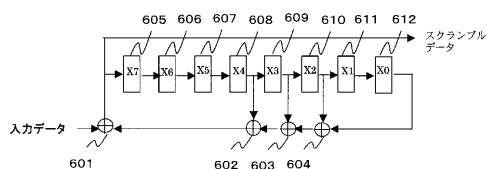


图 6

【图 9】

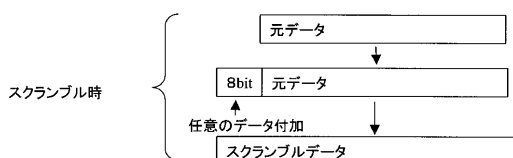


图 9

【图 7】

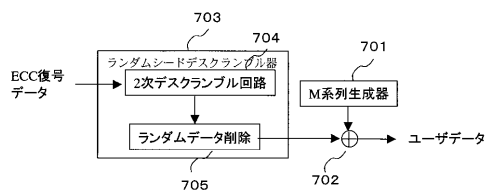


图 7

【 図 1 0 】

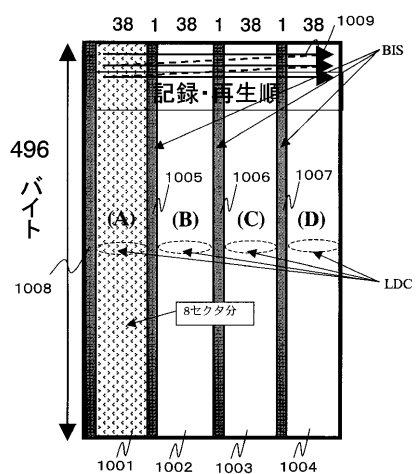


图 10

【 図 1 1 】

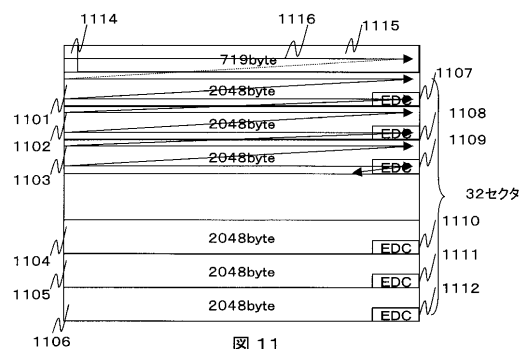


图 11

【 図 1 2 】

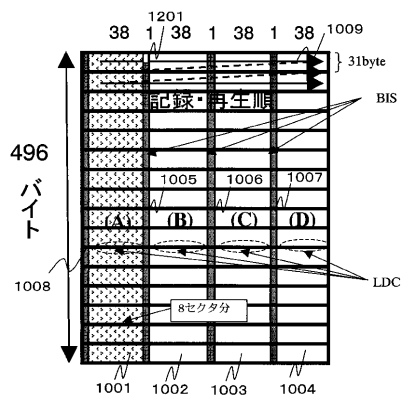


图 12

【 図 1 3 】

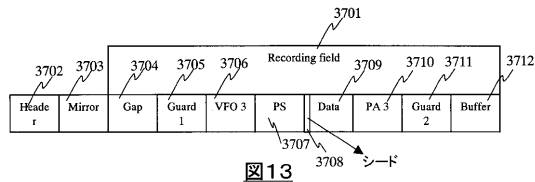


图13

【 図 1 4 】

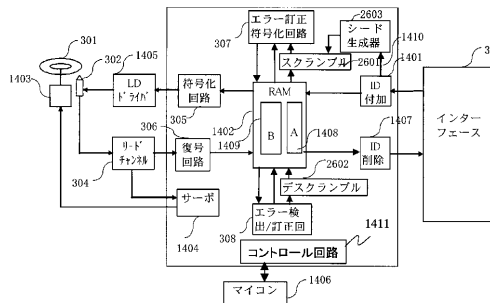


图14

【 図 1 5 】

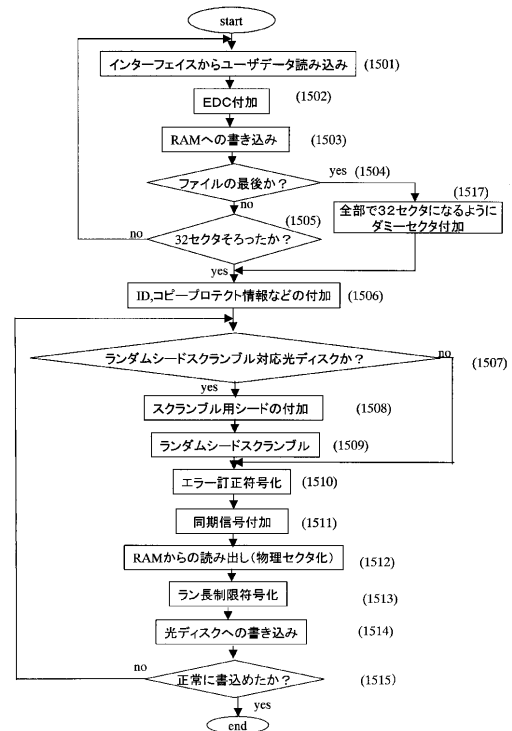


图15

【 図 1 6 】

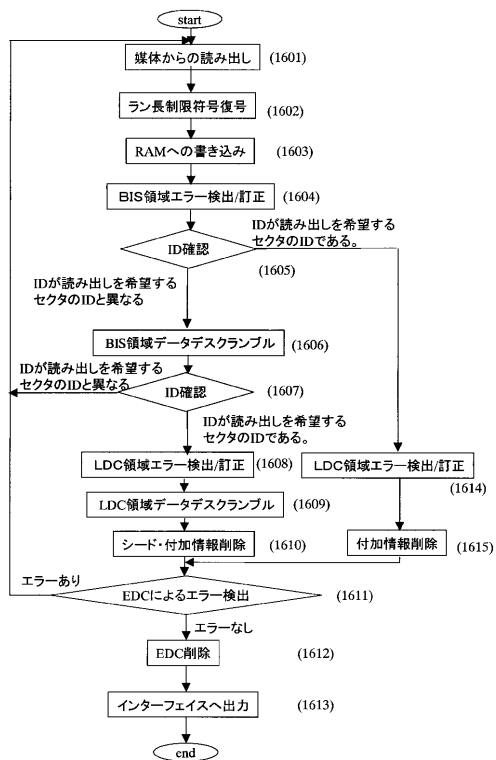


图 16

【 図 1 7 】

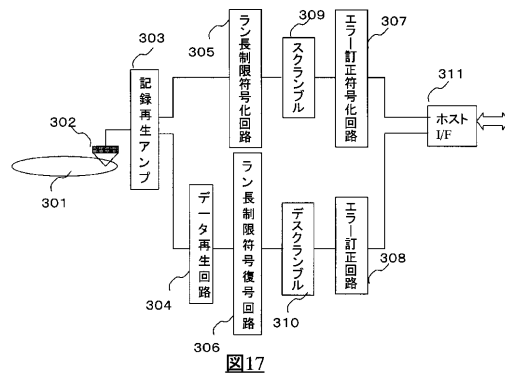


图17

【 図 1 8 】

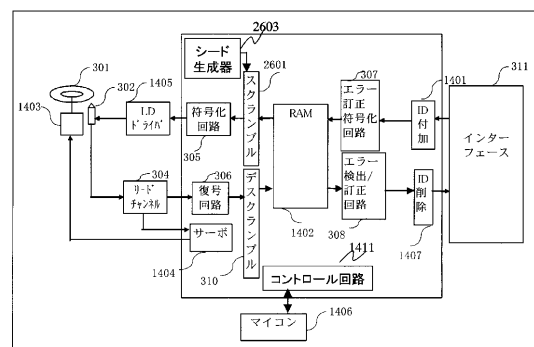


图 18

【図19】

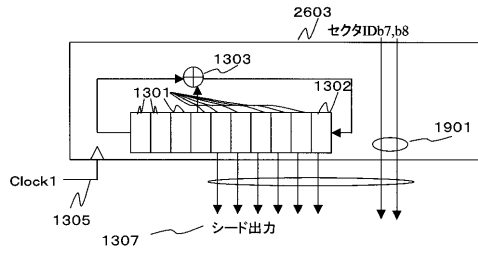


図 19

【図20】

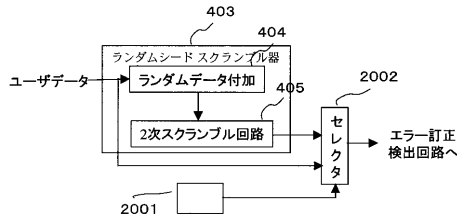


図 20

【図21】

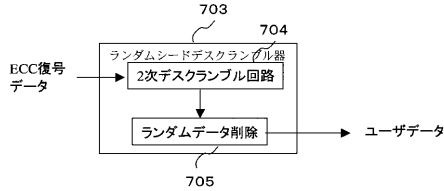


図 21

【図24】

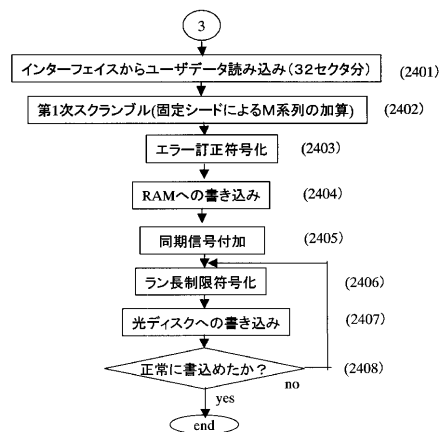


図 24

【図22】

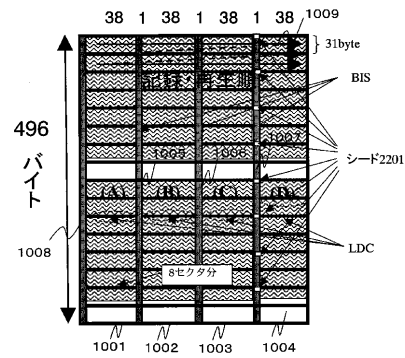


図 22

【図23】

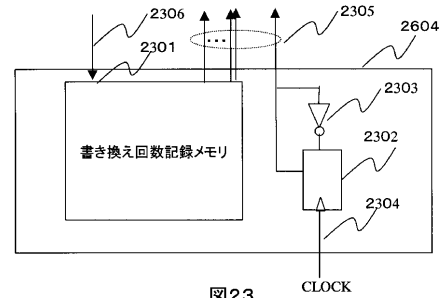


図 23

【図25】

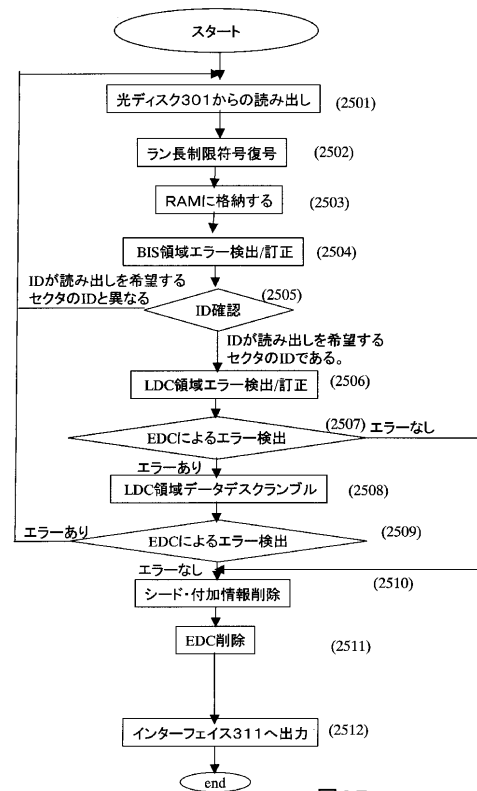


図 25

【図 26】

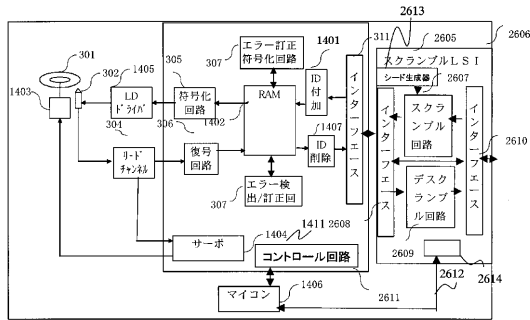


図26

【図 28】

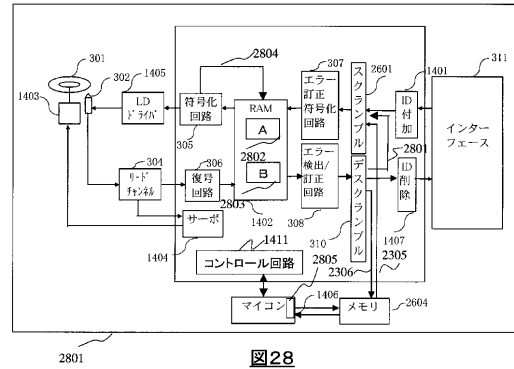


図28

【図 27】

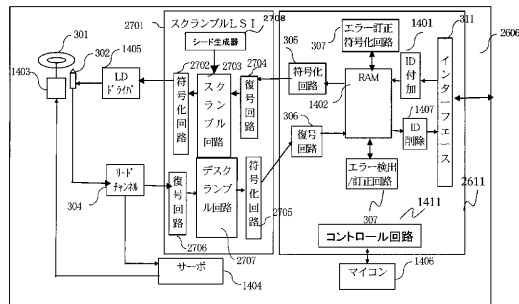


図27

【図 29】

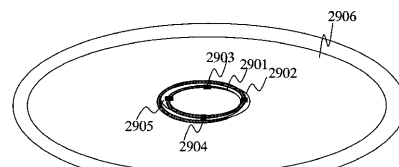


図29

【図 30】

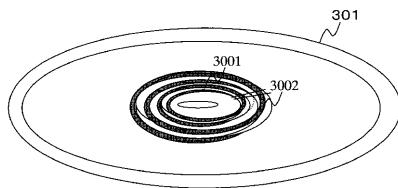


図30

【図 31】

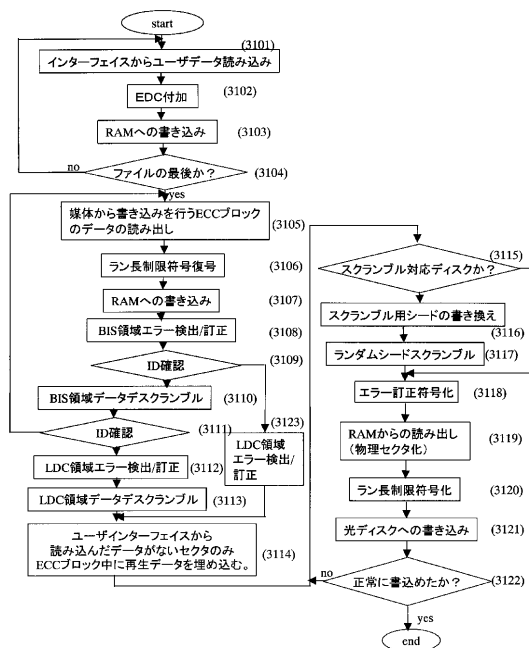
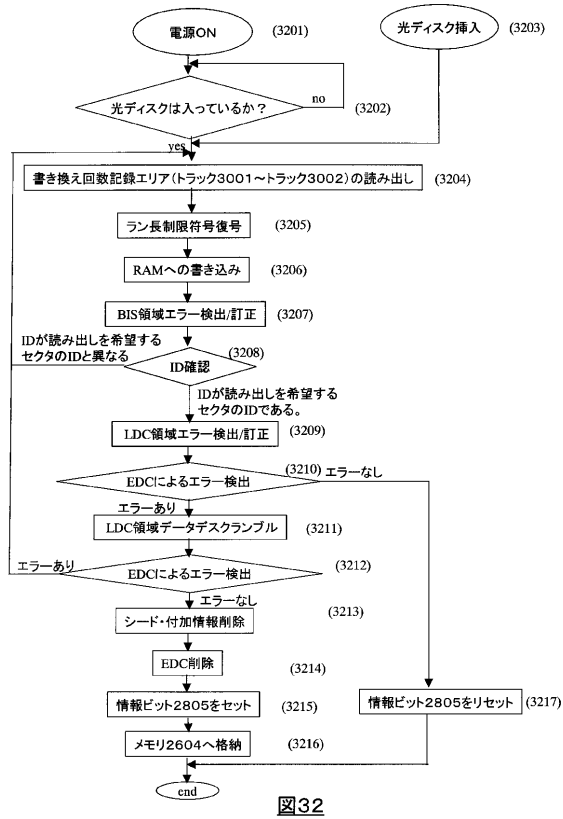
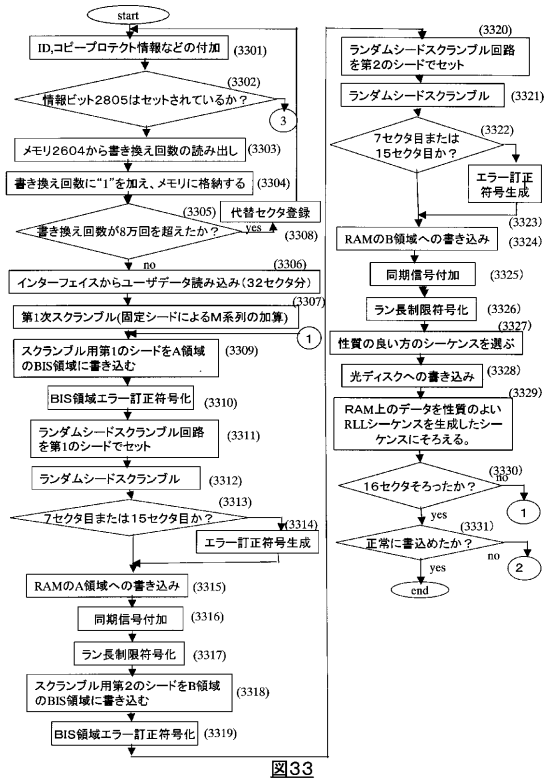


図31

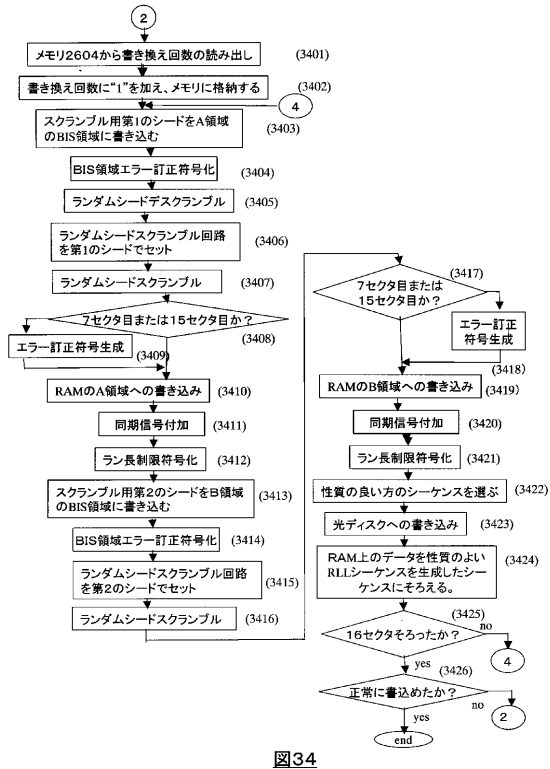
【図 3 2】



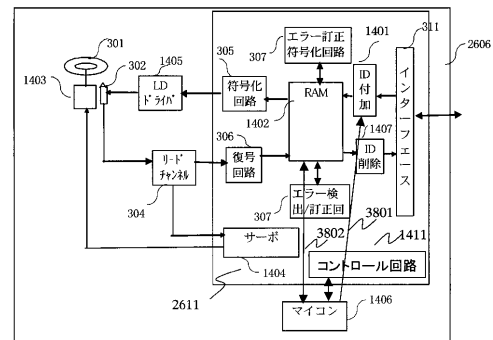
【図 3 3】



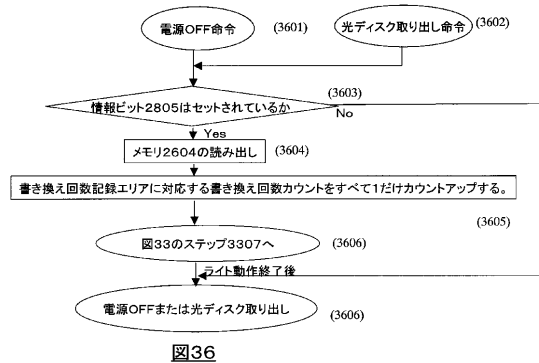
【図 3 4】



【図 3 5】



【図 3 6】



【図 37】

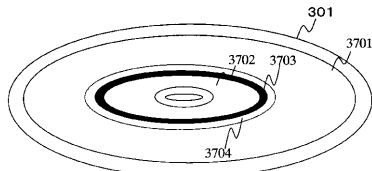


図37

【図 38】

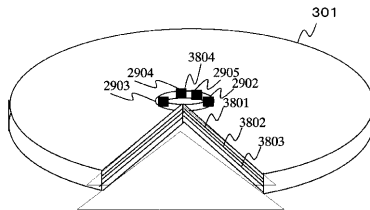


図38

【図 39】

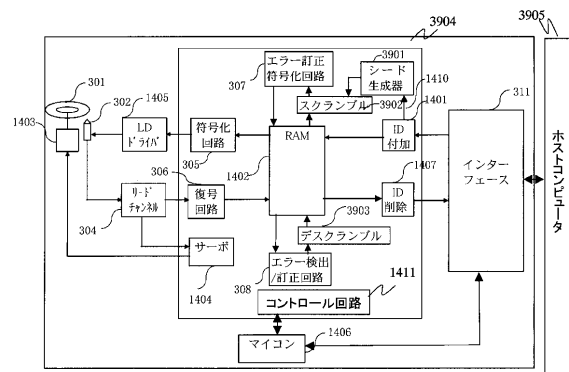


図39

【図 40】

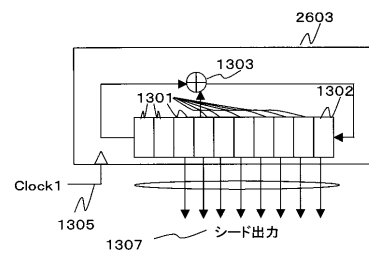


図 40

【図 41】

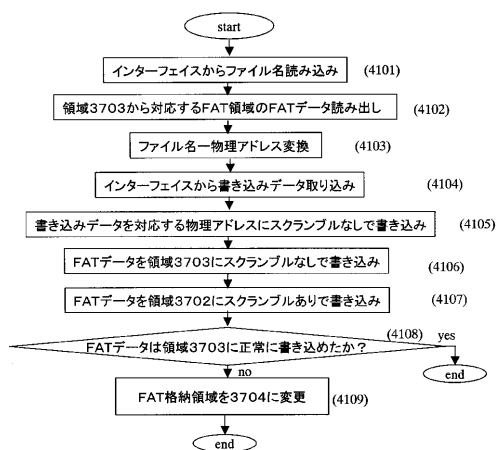


図41

【図 42】

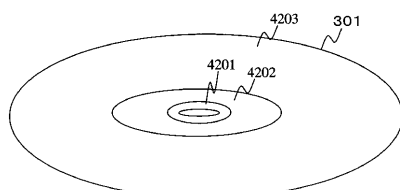


図42

【図 43】



図43

【図 44】

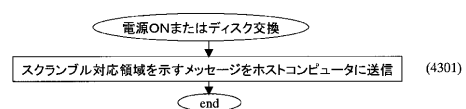


図44

【図 45】

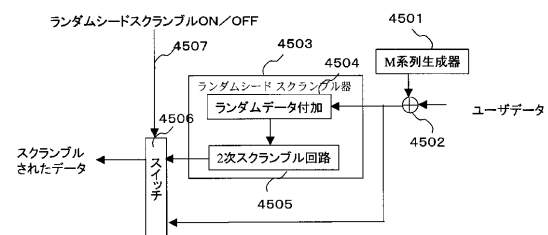


図 45

【図 46】

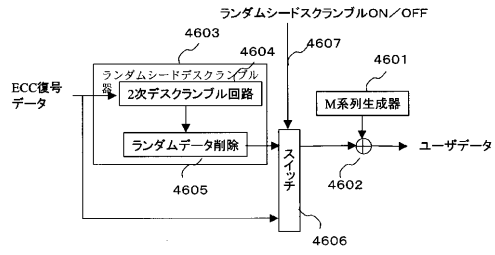


図 46

フロントページの続き

- (72)発明者 西谷 卓史
神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内
- (72)発明者 加藤 崇利
神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内
- (72)発明者 平 重喜
神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内
- (72)発明者 川前 治
神奈川県横浜市戸塚区吉田町 2 9 2 番地 株式会社日立製作所 デジタルメディア開発本部内
- (72)発明者 星沢 拓
神奈川県横浜市戸塚区吉田町 2 9 2 番地 株式会社日立製作所 デジタルメディア開発本部内

審査官 小林 大介

- (56)参考文献 特開平 1 0 - 1 4 4 0 0 7 (J P , A)
特開平 0 5 - 0 1 2 1 2 9 (J P , A)
特表平 1 1 - 5 0 4 4 6 1 (J P , A)
特開平 0 4 - 2 1 6 3 2 2 (J P , A)
特開 2 0 0 0 - 1 2 3 4 9 3 (J P , A)
特開平 0 9 - 0 1 7 1 1 9 (J P , A)

(58)調査した分野(Int.Cl. , D B 名)

G11B 20/18

G11B 20/12