

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4026518号

(P4026518)

(45) 発行日 平成19年12月26日(2007.12.26)

(24) 登録日 平成19年10月19日(2007.10.19)

(51) Int. Cl.	F I	
<b>G 1 1 B 20/12 (2006.01)</b>	G 1 1 B 20/12	
<b>G 1 1 B 7/004 (2006.01)</b>	G 1 1 B 7/004	A
<b>G 1 1 B 7/0045 (2006.01)</b>	G 1 1 B 7/0045	C
<b>G 1 1 B 7/0055 (2006.01)</b>	G 1 1 B 7/0055	A
<b>G 1 1 B 20/10 (2006.01)</b>	G 1 1 B 20/10	C

請求項の数 3 (全 50 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号	特願2003-66662 (P2003-66662)	(73) 特許権者	000002185
(22) 出願日	平成15年3月12日 (2003.3.12)		ソニー株式会社
(65) 公開番号	特開2004-280865 (P2004-280865A)		東京都港区港南1丁目7番1号
(43) 公開日	平成16年10月7日 (2004.10.7)	(74) 代理人	100086841
審査請求日	平成17年10月28日 (2005.10.28)		弁理士 脇 篤夫
		(74) 代理人	100114122
			弁理士 鈴木 伸夫
		(72) 発明者	寺田 光利
			東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソ
			ニー株式会社内
		(72) 発明者	小林 昭栄
			東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソ
			ニー株式会社内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 記録媒体、記録装置、記録方法

(57) 【特許請求の範囲】

## 【請求項1】

1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、データの記録再生を行う通常記録再生領域と、上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、

上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、

上記交替管理情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられ、

上記第2の交替管理情報領域に記録される交替管理情報としては、1つのデータ単位毎に、交替元アドレスと交替先アドレスを示す第1の情報形式によるものと、物理的に連続した複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式によるものが含まれるとともに、

上記第1の交替管理情報領域は、上記第2の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て上記第1の情報形式とされた状態で記録されることを特徴とする記録媒体。

## 【請求項2】

1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、データの記録再生を行う通常記録再生領域と、上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、

10

20

上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、

上記交替管理情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられるとともに、

上記第1の交替管理情報領域は、上記第2の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て第1の情報形式とされた状態で記録される記録媒体に対する記録装置として

データ書込を行う書込手段と、

他のデータ単位と物理的に非連続なデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際には、上記データ単位について交替元アドレスと交替先アドレスを示す上記第1の情報形式の交替管理情報の書込を上記書込手段に実行させ、一方、物理的に連続する複数のデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際には、上記複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式の交替管理情報の書込を上記書込手段に実行させる制御手段と、

を備え、

上記制御手段は、上記書込手段により、上記第1の交替管理情報領域に交替管理情報を記録させる際には、上記第2の交替管理情報領域に記録されている最新の交替管理情報を、全て上記第1の情報形式とした状態で記録させることを特徴とする記録装置。

### 【請求項3】

1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、

データの記録再生を行う通常記録再生領域と、

上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、

上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、

上記交替管理情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられるとともに、上記第1の交替管理情報領域は、上記第2の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て第1の情報形式とされた状態で記録される記録媒体に対する記録方法として、

他のデータ単位と物理的に非連続なデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際に、上記データ単位について交替元アドレスと交替先アドレスを示す上記第1の情報形式の交替管理情報の書込を行う第1の書込ステップと、

物理的に連続する複数のデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際に、上記複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式の交替管理情報の書込を行う第2の書込ステップと、を備え、

上記第1の交替管理情報領域に交替管理情報を記録させる際には、上記第2の交替管理情報領域に記録されている最新の交替管理情報を、全て上記第1の情報形式とした状態で記録させる第3の書込ステップと

を備えたことを特徴とする記録方法。

### 【発明の詳細な説明】

#### 【0001】

#### 【発明の属する技術分野】

本発明は、特にライトワンス型メディアとしての光ディスク等の記録媒体、およびその記録媒体に対する記録装置、記録方法に関するものである。

#### 【0002】

#### 【従来の技術】

デジタルデータを記録・再生するための技術として、例えば、CD (Compact Disk) , M

10

20

30

40

50

D (Mini-Disk) , DVD (Digital Versatile Disk) などの、光ディスク (光磁気ディスクを含む) を記録メディアに用いたデータ記録技術がある。光ディスクとは、金属薄板をプラスチックで保護した円盤に、レーザ光を照射し、その反射光の変化で信号を読み取る記録メディアの総称である。

光ディスクには、例えばCD、CD-ROM、DVD-ROMなどとして知られているように再生専用タイプのもものと、MD、CD-R、CD-RW、DVD-R、DVD-RW、DVD+RW、DVD-RAMなどで知られているようにユーザーデータが記録可能なタイプがある。記録可能タイプのもものは、光磁気記録方式、相変化記録方式、色素膜変化記録方式などが利用されることで、データが記録可能とされる。色素膜変化記録方式はライトワンス記録方式とも呼ばれ、一度だけデータ記録が可能で書換不能であるため、データ保存用途などに好適とされる。一方、光磁気記録方式や相変化記録方式は、データの書換が可能であり音楽、映像、ゲーム、アプリケーションプログラム等の各種コンテンツデータの記録を始めとして各種用途に利用される。

10

#### 【0003】

更に近年、ブルーレイディスク (Blu-ray Disc) と呼ばれる高密度光ディスクが開発され、著しい大容量化が図られている。

例えばこの高密度ディスクでは、波長405nmのレーザ (いわゆる青色レーザ) とNAが0.85の対物レンズの組み合わせという条件下でデータ記録再生を行うとし、トラックピッチ0.32 $\mu$ m、線密度0.12 $\mu$ m/bitで、64KB (キロバイト) のデータブロックを1つの記録再生単位として、フォーマット効率約82%としたとき、直系12

20

cmのディスクに23.3GB (ギガバイト) 程度の容量を記録再生できる。

このような高密度ディスクにおいても、ライトワンス型や書換可能型が開発されている。

#### 【0004】

光磁気記録方式、色素膜変化記録方式、相変化記録方式などの記録可能なディスクに対してデータを記録するには、データトラックに対するトラックングを行うための案内手段が必要になり、このために、プリグループとして予め溝 (グループ) を形成し、そのグループもしくはランド (グループとグループに挟まれる断面台地状の部位) をデータトラックとすることが行われている。

またデータトラック上の所定の位置にデータを記録することができるようにアドレス情報を記録する必要もあるが、このアドレス情報は、グループをウォブリング (蛇行) させることで記録される場合がある。

30

#### 【0005】

すなわち、データを記録するトラックが例えばプリグループとして予め形成されるが、このプリグループの側壁をアドレス情報に対応してウォブリングさせる。

このようにすると、記録時や再生時に、反射光情報として得られるウォブリング情報からアドレスを読み取ることができ、例えばアドレスを示すピットデータ等を予めトラック上に形成しておかなくても、所望の位置にデータを記録再生することができる。

このようにウォブリンググループとしてアドレス情報を付加することで、例えばトラック上に離散的にアドレスエリアを設けて例えばピットデータとしてアドレスを記録することが不要となり、そのアドレスエリアが不要となる分、実データの記録容量を増大させることができる。

40

なお、このようなウォブリングされたグループにより表現される絶対時間 (アドレス) 情報は、ATIP (Absolute Time In Pregroove) 又はADIP (Address In Pregroove) と呼ばれる。

#### 【0006】

また、これらのデータ記録可能 (再生専用ではない) な記録メディアでは、交替領域を用意してディスク上でデータ記録位置を交替させる技術が知られている。即ち、ディスク上の傷などの欠陥により、データ記録に適さない箇所が存在した場合、その欠陥個所に代わる交替記録領域を用意することで、適正な記録再生が行われるようにする欠陥管理手法である。

50

例えば次の文献に欠陥管理技術が開示されている。

【特許文献1】

特表2002-521786

【特許文献2】

特開昭60-74020

【特許文献3】

特開平11-39801

【0007】

【発明が解決しようとする課題】

ところで、CD-R、DVD-R、さらには高密度ディスクとしてのライトワンディスクなど、1回の記録が可能な光記録媒体においては、当然ながら記録済みの領域に対してデータの記録を行うことは不可能である。

10

【0008】

光記録媒体上に記録されるファイルシステムは、その多くが記録不可の再生専用媒体（ROMタイプディスク）、または書き換え可能な媒体（RAMタイプディスク）上での使用を前提に仕様が定義されている。そして1回記録のライトワン記録媒体用のファイルシステムは機能を制限し特殊な機能を追加した仕様となっている。

このことがライトワン光記録媒体用のファイルシステムが広く普及していない原因となっている。例えば情報処理装置の各種OSに対応できるFATファイルシステムなどを、そのままライトワンメディアに適用できない。

20

【0009】

ライトワンメディアはデータ保存用途などに有用とされて広く利用されているが、さらに上記FATファイルシステムなどにも、一般的な仕様のみで適用することができれば、ライトワンメディアの有用性は一層高まることになる。ところがFATのように広く使われているファイルシステム、RAM用またはハードディスク用のファイルシステムをそのまま適用するためには、同一アドレスに対する書き込み機能、即ちデータ書換ができることが必要になる。もちろんライトワンメディアはデータ書換ができないことがその特徴の1つであり、従って、そもそも上記のように書換可能な記録媒体に用いられているファイルシステムをそのまま利用することはできない。

【0010】

また、光ディスクをディスクドライブ装置から出し入れする際や、ディスクの保管状態や扱い方によりディスクの記録面に傷がつく場合がある。このため、上述のように欠陥管理の手法が提案されている。当然ライトワンメディアであっても、このような傷等による欠陥に対応できなくてはならない。

30

【0011】

また従来のライトワン型光ディスクは、ディスクの内周側から順次詰めて記録し、記録しようとする領域と前回記録した領域との間に未記録領域を残さず詰めて記録する。これは、従来の光記録ディスクがROMタイプをベースに開発されたものであり、未記録部分があると再生ができなくなるためである。このような事情は、ライトワンメディアにおけるランダムアクセス記録を制限するものとなっている。

40

またディスクドライブ装置（記録再生装置）側にとっては、ライトワン型光ディスクに対して、ホストコンピュータから指定されたアドレスに対するデータの記録や読み込みは負荷の大きい処理である。

【0012】

これらのことから、近年のライトワンメディア、特に上記ブルーレイディスクのように20GBを越える高密度大容量の光ディスクとしてのライトワンメディアについては、データ書換や欠陥管理を適切な管理により可能とすること、ランダムアクセス性を向上させること、記録再生装置側の処理負荷を低減すること、データ書換を可能とすることで汎用的なファイルシステムに対応すること、さらに書換型ディスクや再生専用ディスク等との互換性を維持することなど、各種の要望が生じている。

50

## 【0013】

## 【課題を解決するための手段】

本発明はこのような事情に鑑みて、ライトワンス型の記録媒体においてデータ書換を可能とし、また適切な欠陥管理を行うことで、ライトワンス型記録媒体の有用性を一層向上させるとともに、互換性を維持することを目的とする。

## 【0014】

本発明の記録媒体は、1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、データの記録再生を行う通常記録再生領域と、上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、更新過程にある（ファイナライズ前の）上記交替管理情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられる。そして上記第2の交替管理情報領域に記録される交替管理情報としては、1つのデータ単位毎に、交替元アドレスと交替先アドレスを示す第1の情報形式によるものと、物理的に連続した複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式によるものが含まれる。

10

そして、上記第1の交替管理情報領域は、上記第2の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て上記第1の情報形式とされた状態で記録される。

## 【0015】

本発明の記録装置は、上記記録媒体に対する記録装置であり、データ書込を行う書込手段と、制御手段を備える。制御手段は、他のデータ単位と物理的に非連続なデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際には、上記データ単位について交替元アドレスと交替先アドレスを示す第1の情報形式の交替管理情報の書込を上記書込手段に実行させ、一方、物理的に連続する複数のデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際には、上記複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式の交替管理情報の書込を上記書込手段に実行させる。

20

そして、上記制御手段は、上記書込手段により、上記第1の交替管理情報領域に交替管理情報を記録させる際には、上記第2の交替管理情報領域に記録されている最新の交替管理情報を、全て上記第1の情報形式とした状態で記録させる。

## 【0016】

本発明の再生装置は、上記記録媒体に対する再生装置であり、データ読出を行う読出手段と、上記主データ領域からのデータの読出要求の際に、上記第2の交替管理情報領域に記録された上記第1又は第2の情報形式による上記交替管理情報によって、該読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスであるか否かを確認する確認手段と、上記確認手段によって、上記読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスではないと確認された場合は、上記読出手段により上記読出要求に係るアドレスからデータ読出を実行させ、一方、上記確認手段によって、上記読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスと確認された場合は、上記交替管理情報に基づいて、上記読出手段により、上記交替領域から上記読出要求に係るデータ読出を実行させる制御を行う制御手段とを備える。

30

## 【0017】

本発明の記録方法は、上記記録媒体に対する記録方法であり、他のデータ単位と物理的に非連続なデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際に、上記データ単位について交替元アドレスと交替先アドレスを示す第1の情報形式の交替管理情報の書込を行う第1の書込ステップと、物理的に連続する複数のデータ単位についての上記交替処理に応じて、上記第2の交替管理情報領域で交替管理情報の更新を行う際に、上記複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式の交替管理情報の書込を行う第2の書込ステップとを備える。

40

そして、上記第1の交替管理情報領域に交替管理情報を記録させる際には、上記第2の交替管理情報領域に記録されている最新の交替管理情報を、全て上記第1の情報形式とし

50

た状態で記録させる第3の書込ステップを、さらに備える。

【0018】

本発明の再生方法は、上記記録媒体に対する再生方法であり、上記主データ領域からのデータの読出要求の際に、上記第2の交替管理情報領域に記録された上記第1又は第2の情報形式による上記交替管理情報によって、該読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスであるか否かを確認する確認ステップと、上記確認ステップによって、上記読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスではないと確認された場合は、上記読出要求に係るアドレスからデータ読出を実行する第1の読出ステップと、上記確認ステップによって、上記読出要求に係るアドレスが交替処理されたアドレスと確認された場合は、上記交替管理情報に基づいて、上記交替領域から上記読出要求に係るデータ読出を実行する第2の読出ステップとを備える。

10

【0019】

即ち本発明では、ライトワンス型の記録媒体において、通常記録再生領域と、交替領域と、第1の交替管理情報領域と、第2の交替管理情報領域が設けられる。

第2の交替管理情報領域は、交替処理に係る交替管理情報を追記していくことで、交替管理情報の書換を実現する領域とされる。さらに書込有無提示情報が記録されるようにすれば、記録媒体上の各データ単位の記録状況を容易に把握できる。

そして、上記第2の交替管理情報領域に記録される交替管理情報としては、1つのデータ単位毎に、交替元アドレスと交替先アドレスを示す第1の情報形式によるものと、物理的に連続した複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第2の情報形式によるものが含まれるとともに、第1の交替管理情報領域は、第2の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て第1の情報形式とされた状態で記録されるようにすれば、第2の情報形式によって複数のデータ単位を効率的に交替管理できる。

20

【0020】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施の形態としての光ディスクを説明するとともに、その光ディスクに対する記録装置、再生装置となるディスクドライブ装置について説明していく。説明は次の順序で行う。

1. ディスク構造
2. DMA
3. 第1のTDMA方式
  - 3-1 TDMA
  - 3-2 ISA及びOSA
  - 3-3 TDMAの使用方式
4. ディスクドライブ装置
5. 第1のTDMA方式に対応する動作
  - 5-1 データ書込
  - 5-2 データ読出
  - 5-3 TDFL/スペースビットマップ更新
  - 5-4 互換ディスクへの変換
6. 第1のTDMA方式による効果
7. 第2のTDMA方式
  - 7-1 TDMA
  - 7-2 ISA及びOSA
8. 第2のTDMA方式に対応する動作
  - 8-1 データ書込
  - 8-2 データ読出
  - 8-3 TDFL/スペースビットマップ更新及び互換ディスクへの変換
9. 第2のTDMA方式による効果

30

40

【0021】

50

## 1. ディスク構造

まず実施の形態の光ディスクについて説明する。この光ディスクは、いわゆるブルーレイディスクと呼ばれる高密度光ディスク方式の範疇におけるライトワンス型ディスクとして実施可能である。

### 【0022】

本実施の形態の高密度光ディスクの物理パラメータの一例について説明する。本例の光ディスクは、ディスクサイズとしては、直径が120mm、ディスク厚は1.2mmとなる。即ちこれらの点では外形的に見ればCD (Compact Disc) 方式のディスクや、DVD (Digital Versatile Disc) 方式のディスクと同様となる。

そして記録/再生のためのレーザとして、いわゆる青色レーザが用いられ、また光学系が高NA (例えばNA = 0.85) とされること、さらには狭トラックピッチ (例えばトラックピッチ = 0.32 μm)、高線密度 (例えば記録線密度0.12 μm) を実現することなどで、直径12cmのディスクにおいて、ユーザーデータ容量として23G ~ 25Gバイト程度を実現している。

また、記録層が2層とされたいわゆる2層ディスクも開発されており、2層ディスクの場合、ユーザーデータ容量は50Gバイト程度となる。

### 【0023】

図1は、ディスク全体のレイアウト (領域構成) を示す。

ディスク上の領域としては、内周側からリードインゾーン、データゾーン、リードアウトゾーンが配される。

また、記録・再生に関する領域構成としてみれば、リードインゾーンのうちの最内周側のプリレコーデッド情報領域PICが再生専用領域とされ、リードインゾーンの管理領域からリードアウトゾーンまでが、1回記録可能なライトワンス領域とされる。

### 【0024】

再生専用領域及びライトワンス領域には、ウォブリンググループ (蛇行された溝) による記録トラックがスパイラル状に形成されている。グループはレーザスポットによるトレースの際のトラッキングのガイドとされ、かつこのグループが記録トラックとされてデータの記録再生が行われる。

なお本例では、グループにデータ記録が行われる光ディスクを想定しているが、本発明はこのようなグループ記録の光ディスクに限らず、グループとグループの間のランドにデータを記録するランド記録方式の光ディスクに適用してもよいし、また、グループ及びランドにデータを記録するランドグループ記録方式の光ディスクにも適用することも可能である。

### 【0025】

また記録トラックとされるグループは、ウォブル信号に応じた蛇行形状となっている。そのため、光ディスクに対するディスクドライブ装置では、グループに照射したレーザスポットの反射光からそのグループの両エッジ位置を検出し、レーザスポットを記録トラックに沿って移動させていった際におけるその両エッジ位置のディスク半径方向に対する変動成分を抽出することにより、ウォブル信号を再生することができる。

### 【0026】

このウォブル信号には、その記録位置における記録トラックのアドレス情報 (物理アドレスやその他の付加情報等) が変調されている。そのため、ディスクドライブ装置では、このウォブル信号からアドレス情報等を復調することによって、データの記録や再生の際のアドレス制御等を行うことができる。

### 【0027】

図1に示すリードインゾーンは、例えば半径24mmより内側の領域となる。そしてリードインゾーン内における半径22.2 ~ 23.1mmがプリレコーデッド情報領域PICとされる。

プリレコーデッド情報領域PICには、あらかじめ、記録再生パワー条件等のディスク情報や、ディスク上の領域情報、コピープロテクションにつかう情報等を、グループのウォ

10

20

30

40

50

プリングによって再生専用情報として記録してある。なお、エンボスピット等によりこれらの情報を記録してもよい。

【0028】

なお図示していないが、プリレコーデッド情報領域 P I C よりさらに内周側に B C A ( Burst Cutting Area ) が設けられる場合もある。B C A はディスク記録媒体固有のユニーク I D を、記録層を焼き切る記録方式で記録したものである。つまり記録マークを同心円状に並べるように形成していくことで、バーコード状の記録データを形成する。

【0029】

リードインゾーンにおいて、例えば半径 23 . 1 ~ 24 mm の範囲が管理 / 制御情報領域とされる。

管理 / 制御情報領域にはコントロールデータエリア、D M A ( Defect Management Area )、T D M A ( Temporary Defect Management Area )、テストライトエリア ( O P C )、バッファエリアなどを有する所定の領域フォーマットが設定される。

【0030】

管理 / 制御情報領域におけるコントロールデータエリアには、次のような管理 / 制御情報が記録される。

すなわち、ディスクタイプ、ディスクサイズ、ディスクバージョン、層構造、チャンネルビット長、B C A 情報、転送レート、データゾーン位置情報、記録線速度、記録 / 再生レーザパワー情報などが記録される。

【0031】

また同じく、管理 / 制御情報領域内に設けられるテストライトエリア ( O P C ) は、記録 / 再生時のレーザパワー等、データ記録再生条件を設定する際の試し書きなどに使われる。即ち記録再生条件調整のための領域である。

【0032】

管理 / 制御情報領域内には、D M A が設けられるが、通常、光ディスクの分野では D M A は欠陥管理のための交替管理情報が記録される。しかしながら本例のディスクでは、D M A は、欠陥箇所の交替管理のみではなく、このライトワンス型ディスクにおいてデータ書換を実現するための管理 / 制御情報が記録される。特にこの場合、D M A では、後述する I S A、O S A の管理情報が記録される。また、交替処理を利用してデータ書換を可能にするためには、データ書換に応じて D M A の内容も更新されていかなければならない。このため T D M A が設けられる。

交替管理情報は T D M A に追加記録されて更新されていく。D M A には、最終的に T D M A に記録された最後 ( 最新 ) の交替管理情報が記録される。

D M A 及び T D M A については後に詳述する。

【0033】

リードインゾーンより外周側の例えば半径 24 . 0 ~ 58 . 0 mm がデータゾーンとされる。データゾーンは、実際にユーザーデータが記録再生される領域である。データゾーンの開始アドレス A D d t s、終了アドレス A D d t e l は、上述したコントロールデータエリアのデータゾーン位置情報において示される。

【0034】

データゾーンにおいては、その最内周側に I S A ( Inner Spare Area ) が、また最外周側に O S A ( Outer Spare Area ) が設けられる。I S A、O S A については後に述べるように欠陥やデータ書換 ( 上書 ) のための交替領域とされる。

I S A はデータゾーンの開始位置から所定数のクラスタサイズ ( 1 クラスタ = 65536 バイト ) で形成される。

O S A はデータゾーンの終了位置から内周側へ所定数のクラスタサイズで形成される。I S A、O S A のサイズは上記 D M A に記述される。

【0035】

データゾーンにおいて I S A と O S A には含まれた区間がユーザーデータ領域とされる。このユーザーデータ領域が通常にユーザーデータの記録再生に用いられる通常記録再生領

10

20

30

40

50



域である。

ユーザーデータ領域の位置、即ち開始アドレス A D us、終了アドレス A D ueは、上記 D M A に記述される。

【 0 0 3 6 】

データゾーンより外周側、例えば半径 5 8 . 0 ~ 5 8 . 5 mm はリードアウトゾーンとされる。リードアウトゾーンは、管理 / 制御情報領域とされ、コントロールデータエリア、D M A、バッファエリア等が、所定のフォーマットで形成される。コントロールデータエリアには、例えばリードインゾーンにおけるコントロールデータエリアと同様に各種の管理 / 制御情報が記録される。D M A は、リードインゾーンにおける D M A と同様に I S A、O S A の管理情報が記録される領域として用意される。

10

【 0 0 3 7 】

図 2 には、記録層が 1 層の 1 層ディスクにおける管理 / 制御情報領域の構造例を示している。

図示するようにリードインゾーンには、未定義区間 (リザーブ) を除いて、D M A 2 , O P C (テストライトエリア)、T D M A、D M A 1 の各エリアが形成される。またリードアウトゾーンには、未定義区間 (リザーブ) を除いて、D M A 3 , D M A 4 の各エリアが形成される。

なお、上述したコントロールデータエリアは示していないが、例えば実際にはコントロールデータエリアの一部が D M A となること、及び D M A に関する構造が本発明の要点となることから、図示を省略した。

20

【 0 0 3 8 】

このようにリードインゾーン、リードアウトゾーンにおいて 4 つの D M A が設けられる。各 D M A 1 ~ D M A 4 は、同一の交替管理情報が記録される。

但し、T D M A が設けられており、当初は T D M A を用いて交替管理情報が記録され、またデータ書換や欠陥による交替処理が発生することに応じて、交替管理情報が T D M A に追加記録されていく形で更新されていく。

従って、例えばディスクをファイナライズするまでは、D M A は使用されず、T D M A において交替管理が行われる。ディスクをファイナライズすると、その時点において T D M A に記録されている最新の交替管理情報が、D M A に記録され、D M A による交替管理が可能となる。

30

【 0 0 3 9 】

図 3 は、記録層が 2 つ形成された 2 層ディスクの場合を示している。第 1 の記録層をレイヤ 0、第 2 の記録層をレイヤ 1 ともいう。

レイヤ 0 では、記録再生はディスク内周側から外周側に向かって行われる。つまり 1 層ディスクと同様である。

レイヤ 1 では、記録再生はディスク外周側から内周側に向かって行われる。

物理アドレスの値の進行も、この方向のとおりとなる。つまりレイヤ 0 では内周 外周にアドレス値が増加し、レイヤ 1 では外周 内周にアドレス値が増加する。

【 0 0 4 0 】

レイヤ 0 のリードインゾーンには、1 層ディスクと同様に D M A 2 , O P C (テストライトエリア)、T D M A、D M A 1 の各エリアが形成される。レイヤ 0 の最外周側はリードアウトとはならないため、単にアウターゾーン 0 と呼ばれる。そしてアウターゾーン 0 には、D M A 3 , D M A 4 が形成される。

40

レイヤ 1 の最外周は、アウターゾーン 1 となる。このアウターゾーン 1 にも D M A 3 , D M A 4 が形成される。レイヤ 1 の最内周はリードアウトゾーンとされる。このリードアウトゾーンには、D M A 2 , O P C (テストライトエリア)、T D M A、D M A 1 の各エリアが形成される。

このようにリードインゾーン、アウターゾーン 0、1、リードアウトゾーンにおいて 8 つの D M A が設けられる。また T D M A は各記録層にそれぞれ設けられる。

レイヤ 0 のリードインゾーン、及びレイヤ 1 のリードアウトゾーンのサイズは、1 層ディ

50

スキのリードインゾーンと同じとされる。

またアウターゾーン0、アウターゾーン1のサイズは、1層ディスクのリードアウトゾーンと同じとされる。

【0041】

2. DMA

リードインゾーン、リードアウトゾーン（及び2層ディスクの場合はアウターゾーン0，1）に記録されるDMAの構造を説明する。

図4にDMAの構造を示す。

ここではDMAのサイズは32クラスタ（ $32 \times 65536$ バイト）とする例を示す。なお、クラスタとはデータ記録の最小単位である。

もちろんDMAサイズが32クラスタに限定されるものではない。図4では、32クラスタの各クラスタを、クラスタ番号1～32としてDMAにおける各内容のデータ位置を示している。また各内容のサイズをクラスタ数として示している。

【0042】

DMAにおいて、クラスタ番号1～4の4クラスタの区間にはDDS (disc definition structure)としてディスクの詳細情報が記録される。このDDSの内容は図5で述べるが、DDSは1クラスタのサイズとされ、当該4クラスタの区間において4回繰り返し記録される。

【0043】

クラスタナンバ5～8の4クラスタの区間は、ディフェクトリストDFLの1番目の記録領域（DFL#1）となる。ディフェクトリストDFLの構造は図6で述べるが、ディフェクトリストDFLは4クラスタサイズのデータとなり、その中に、個々の交替アドレス情報をリストアップした構成となる。

クラスタナンバ9～12の4クラスタの区間は、ディフェクトリストDFLの2番目の記録領域（DFL#2）となる。

さらに、4クラスタづつ3番目以降のディフェクトリストDFL#3～DFL#6の記録領域が用意され、クラスタナンバ29～32の4クラスタの区間は、ディフェクトリストDFLの7番目の記録領域（DFL#7）となる。

つまり、32クラスタのDMAには、ディフェクトリストDFL#1～DFL#7の7個の記録領域が用意される。

本例のように1回書き込み可能なライトワンス型光ディスクの場合、このDMAの内容を記録するためには、ファイナライズという処理を行う必要がある。その場合、DMAに書き込む7つのディフェクトリストDFL#1～DFL#7は全て同じ内容とされる。

【0044】

上記図4のDMAの先頭に記録されるDDSの内容を図5に示す。

上記のようにDDSは1クラスタ（ $= 65536$ バイト）のサイズとされる。図5においてバイト位置は、 $65536$ バイトであるDDSの先頭バイトをバイト0として示している。バイト数は各データ内容のバイト数を示す。

【0045】

バイト位置0～1の2バイトには、DDSのクラスタであることを認識するための、DDS識別子（DDS Identifier）＝「DS」が記録される。

バイト位置2の1バイトに、DDS型式番号（フォーマットのバージョン）が示される。

【0046】

バイト位置4～7の4バイトには、DDSの更新回数が記録される。なお、本例ではDMA自体はファイナライズ時に交替管理情報が書き込まれるものであった更新されるものではなく、交替管理情報はTDMAにおいて行われる。従って、最終的にファイナライズされる際に、TDMAにおいて行われたDDS（TDDS：テンポラリDDS）の更新回数が、当該バイト位置に記録されるものとなる。

【0047】

バイト位置16～19の4バイトには、DMA内のドライブエリアの先頭物理セクタアド

10

20

30

40

50

レス (AD DRV) が記録される。

バイト位置 24 ~ 27 の 4 バイトには、DMA 内のディフェクトリスト DFL の先頭物理セクタアドレス (AD DFL) が記録される。

バイト位置 32 ~ 35 の 4 バイトは、データゾーンにおけるユーザーデータ領域の先頭位置、つまり LSN (logical sector number: 論理セクタアドレス) "0" の位置を、PSN (physical sector number: 物理セクタアドレス) によって示している。

バイト位置 36 ~ 39 の 4 バイトは、データゾーンにおけるユーザーデータエリアの終了位置を LSN (論理セクタアドレス) によって示している。

バイト位置 40 ~ 43 の 4 バイトには、データゾーンにおける ISA (1 層ディスクの ISA 又は 2 層ディスクのレイヤ 0 の ISA) のサイズが示される。

10

バイト位置 44 ~ 47 の 4 バイトには、データゾーンにおける OSA のサイズが示される。

バイト位置 48 ~ 51 の 4 バイトには、データゾーンにおける ISA (2 層ディスクのレイヤ 1 の ISA) のサイズが示される。

バイト位置 52 の 1 バイトには、ISA、OSA を使用してデータ書換が可能であるか否かを示す交替領域使用可能フラグが示される。交替領域使用可能フラグは、ISA 又は OSA が全て使用された際に、それを示すものとされる。

これら以外のバイト位置はリザーブ (未定義) とされ、全て 00h とされる。

#### 【0048】

このように、DDS はユーザーデータ領域のアドレスと ISA、OSA のサイズ、及び交替領域使用可能フラグを含む。つまりデータゾーンにおける ISA、OSA の領域管理を行う管理 / 制御情報とされる。

20

#### 【0049】

次に図 6 にディフェクトリスト DFL の構造を示す。

図 4 で説明したように、ディフェクトリスト DFL は 4 クラスタの記録領域に記録される。

図 6 においては、バイト位置として、4 クラスタのディフェクトリスト DFL における各データ内容のデータ位置を示している。なお 1 クラスタ = 32 セクタ = 65536 バイトであり、1 セクター = 2048 バイトである。

バイト数は各データ内容のサイズとしてのバイト数を示す。

30

#### 【0050】

ディフェクトリスト DFL の先頭の 64 バイトはディフェクトリスト管理情報とされる。このディフェクトリスト管理情報には、ディフェクトリストのクラスタであることを認識する情報、バージョン、ディフェクトリスト更新回数、ディフェクトリストのエントリー数などの情報が記録される。

またバイト位置 64 以降は、ディフェクトリストのエントリー内容として、各 8 バイトの交替アドレス情報 *ati* が記録される。

そして有効な最後の交替アドレス情報 *ati* # N の直後には、交替アドレス情報終端としてのターミネータ情報が 8 バイト記録される。

この DFL では、交替アドレス情報終端以降、そのクラスタの最後までが 00h で埋められる。

40

#### 【0051】

64 バイトのディフェクトリスト管理情報は図 7 のようになる。

バイト位置 0 から 2 バイトには、ディフェクトリスト DFL の識別子として文字列「DFL」が記録される。

バイト位置 2 の 1 バイトはディフェクトリスト DFL の形式番号を示す。

バイト位置 4 からの 4 バイトは ディフェクトリスト DFL を更新した回数を示す。なお、これは後述するテンポラリディフェクトリスト TDFL の更新回数を引き継いだ値とされる。

バイト位置 12 からの 4 バイトは、ディフェクトリスト DFL におけるエントリー数、即

50

ち交替アドレス情報 a t i の数を示す。

バイト位置 24 からの 4 バイトは、交替領域 I S A 0、I S A 1、O S A 0、O S A 1 のそれぞれの空き領域の大きさをクラスタ数で示す。

これら以外のバイト位置はリザーブとされ、すべて 0 0 h とされる。

#### 【 0 0 5 2 】

図 8 に、交替アドレス情報 a t i の構造を示す。即ち交替処理された各エントリー内容を示す情報である。

交替アドレス情報 a t i の総数は 1 層ディスクの場合、最大 3 2 7 5 9 個である。

1 つの交替アドレス情報 a t i は、8 バイト ( 6 4 ビット ) で構成される。各ビットをビット b 6 3 ~ b 0 として示す。

ビット b 6 3 ~ b 6 0 には、エントリーのステータス情報 ( status 1 ) が記録される。

D F L においては、ステータス情報は「 0 0 0 0 」とされ、通常の交替処理エントリーを示すものとなる。

他のステータス情報値については、後に T D M A における T D F L の交替アドレス情報 a t i の説明の際に述べる。

#### 【 0 0 5 3 】

ビット b 5 9 ~ b 3 2 には、交替元クラスタの最初の物理セクターアドレス P S N が示される。即ち欠陥又は書換により交替されるクラスタを、その先頭セクターの物理セクターアドレス P S N によって示すものである。

ビット b 3 1 ~ b 2 8 は、リザーブとされる。なおエントリーにおけるもう一つのステータス情報 ( status 2 ) が記録されるようにしてもよい。

#### 【 0 0 5 4 】

ビット b 2 7 ~ b 0 には、交替先クラスタの先頭の物理セクターアドレス P S N が示される。

即ち、欠陥或いは書換によりクラスタが交替される場合に、その交替先のクラスタを、その先頭セクターの物理セクターアドレス P S N によって示すものである。

#### 【 0 0 5 5 】

以上のような交替アドレス情報 a t i が 1 つのエントリーとされて 1 つの交替処理に係る交替元クラスタと交替先クラスタが示される。

そして、このようなエントリーが、図 6 の構造のディフェクトリスト D F L に登録されていく。

#### 【 0 0 5 6 】

D M A においては、以上のようなデータ構造で、交替管理情報が記録される。但し、上述したように、D M A にこれらの情報が記録されるのはディスクをファイナライズした際であり、そのときは、T D M A における最新の交替管理情報が反映されるものとなる。

欠陥管理やデータ書換のための交替処理及びそれに応じた交替管理情報の更新は、次に説明する T D M A において行われることになる。

#### 【 0 0 5 7 】

### 3 . 第 1 の T D M A 方式

#### 3 - 1 T D M A

続いて、図 2 , 図 3 に示したように管理 / 制御情報領域に設けられる T D M A について説明する。T D M A ( テンポラリ D M A ) は、D M A と同じく交替管理情報を記録する領域とされるが、データ書換や欠陥の検出に応じた交替処理が発生することに依りて交替管理情報が追加記録されることで更新されていく。

#### 【 0 0 5 8 】

図 9 に T D M A の構造を示す。

T D M A のサイズは、例えば 2 0 4 8 クラスタとされる。

図示するようにクラスタ番号 1 の最初のクラスタには、レイヤ 0 のためのスペースビットマップが記録される。

スペースビットマップとは、主データ領域であるデータゾーン、及び管理 / 制御領域であ

10

20

30

40

50

るリードインゾーン、リードアウトゾーン（アウターゾーン）の各クラスタについて、それぞれ1ビットが割り当てられ、1ビットの値により各クラスタが書込済か否かを示すようにされた書込有無提示情報である。スペースビットマップでは、リードインゾーンからリードアウトゾーン（アウターゾーン）までの全てのクラスタが1ビットに割り当てられるが、このスペースビットマップは1クラスタのサイズで構成できる。

クラスタ番号2のクラスタには、レイヤ1のためのスペースビットマップとされる。なお、もちろん1層ディスクの場合は、レイヤ1（第2層）のためのスペースビットマップは必要ない。

#### 【0059】

TDMAにおいては、データ内容の変更等で交替処理があった場合、TDMA内の未記録エリアの先頭のクラスタにTDFL（テンポラリディフェクトリスト）が追加記録される。従って、2層ディスクの場合は、図示するようにクラスタ番号3の位置から最初のTDFLが記録される。1層ディスクの場合は、レイヤ1のためのスペースビットマップは不要であるので、クラスタ番号2の位置から最初のTDFLが記録されることになる。そして、交替処理の発生に応じて、以降、間を空けないクラスタ位置にTDFLが追加記録されていく。

TDFLのサイズは、1クラスタから最大4クラスタまでとされる。

#### 【0060】

またスペースビットマップは各クラスタの書込状況を示すものであるため、データ書込が発生することに応じて更新される。この場合、新たなスペースビットマップは、TDFLと同様に、TDMA内の空き領域の先頭から行われる。

つまり、TDMA内では、スペースビットマップもしくはTDFLが、随時追記されていくことになる。

#### 【0061】

なお、スペースビットマップ及びTDFLの構成は次に述べるが、スペースビットマップとされる1クラスタの最後尾のセクタ（2048バイト）及びTDFLとされる1～4クラスタの最後尾のセクタ（2048バイト）には、光ディスクの詳細情報であるTDDS（テンポラリDDS（temporary disc definition structure））が記録される。

#### 【0062】

図10にスペースビットマップの構成を示す。

上述のようにスペースビットマップは、ディスク上の1クラスタの記録/未記録状態を1ビットで表し、クラスタが未記録状態の場合に対応したビットに例えば「1」をセットするビットマップである。なお、2層ディスクの場合は、各層ごとに独立した情報を保持するビットマップの例とする。

1セクタ＝2048バイトの場合、1つの記録層の25GBの容量は25セクタの大きさのビットマップで構成することができる。つまり1クラスタ（＝32セクタ）のサイズでスペースビットマップを構成できる。

#### 【0063】

図10では、セクタ0～31として、1クラスタ内の32セクタを示している。またバイト位置は、セクタ内のバイト位置として示している。

先頭のセクタ0には、スペースビットマップの管理情報が記録される。

セクタ0のバイト位置0からの2バイトには、スペースビットマップID（Un-allocated Space Bitmap Identifier）として“UB”が記録される。

バイト位置2の1バイトには、フォーマットバージョン（形式番号）が記録され、例えば「00h」とされる。

バイト位置4からの4バイトには、レイヤナンバが記録される。即ちこのスペースビットマップがレイヤ0に対応するのか、レイヤ1に対応するのかが示される。

#### 【0064】

バイト位置16からの48バイトには、ビットマップインフォメーション（Bitmap Information）が記録される。

10

20

30

40

50

ビットマップインフォメーションは、インナーゾーン、データゾーン、アウターゾーンの3つの各ゾーンに対応するゾーンインフォメーションから構成される (Zone Information for Inner Zone) (Zone Information for Data Zone) (Zone Information for Outer Zone)。

各ゾーンインフォメーションは、ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN)、ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data)、ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data)、及びリザーブが、それぞれ4バイトとされた16バイトで構成される。

【0065】

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、ディスク上のゾーンの開始位置、即ち各ゾーンをビットマップ化する際のスタートアドレスが、PSN (物理セクタアドレス) により示される。

10

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) は、そのゾーンに関するビットマップデータの開始位置を、スペースビットマップの先頭のUn-allocated Space Bitmap Identifier からの相対位置としてのバイト数で示したものである。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、そのゾーンのビットマップデータの大きさをビット数で表したものである。

【0066】

そしてスペースビットマップの第2セクタ (=セクタ1) のバイト位置0から実際のビットマップデータ (Bitmap data) が記録される。ビットマップデータの大きさは1GBあたり1セクタである。

20

最後のビットマップデータ以降の領域は最終セクタ (セクタ31) の手前までがリザーブとされ「00h」とされる。

そしてスペースビットマップの最終セクタ (セクタ31) には、TDDSが記録される。

【0067】

上記ビットマップインフォメーションによる管理は次のようになる。

まず、バイト位置4のレイヤナンバとしてレイヤ0が示されたスペースビットマップ、つまり1層ディスク、又は2層ディスクのレイヤ0に対するスペースビットマップの場合を述べる。

【0068】

30

この場合、Zone Information for Inner Zoneによってレイヤ0のインナーゾーン、つまりリードインゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにリードインゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードインゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ1のバイト位置0を示す情報) が示される。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、リードインゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。

【0069】

40

Zone Information for Data Zoneでは、レイヤ0のデータゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにデータゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのデータゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ2のバイト位置0を示す情報) が示される。ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、データゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。

【0070】

Zone Information for Outer Zoneによってレイヤ0のアウターゾーン、つまり1層ディ

50

スクのリードアウトゾーン、又は2層ディスクのアウトゾーン0の情報が示される。ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにリードアウトゾーン (又はアウトゾーン0) の開始位置のPSNが示される。ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードアウトゾーン (又はアウトゾーン0) に対応するビットマップデータの位置 (セクタNのバイト位置0を示す情報) が示される。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、リードアウトゾーン用 (又はアウトゾーン0用) のビットマップデータのサイズが示される。

【0071】

次に、バイト位置4のレイヤナンバとしてレイヤ1が示されたスペースビットマップ、つまり2層ディスクのレイヤ1に対するスペースビットマップの場合を述べる。 10

【0072】

この場合、Zone Information for Inner Zoneによってレイヤ1のインナーゾーン、つまりリードアウトゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにリードアウトゾーンの開始位置のPSNが示される (レイヤ1ではアドレス方向は外周内周であるため、一点鎖線矢印で示す位置が開始位置となる)。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードアウトゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ1のバイト位置0を示す情報) が示される。 20

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、リードアウトゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。

【0073】

Zone Information for Data Zoneでは、レイヤ1のデータゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにデータゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのデータゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ2のバイト位置0を示す情報) が示される。ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、データゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。 30

【0074】

Zone Information for Outer Zoneによってレイヤ1のアウトゾーン1の情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにアウトゾーン1の開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのアウトゾーン1に対応するビットマップデータの位置 (セクタNのバイト位置0を示す情報) が示される。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、アウトゾーン1用のビットマップデータのサイズが示される。 40

【0075】

次にTDFL (テンポラリDFL) の構成を述べる。上記のようにTDFLは、TDMAにおいてスペースビットマップに続く空きエリアに記録され、更新される毎に空きエリアの先頭に追記されていく。

図11にTDFLの構成を示す。

TDFLは1~4クラスタで構成される。その内容は図6のDFLと比べてわかるように、先頭の64バイトがディフェクトリスト管理情報とされ、バイト位置64以降に各8バイトの交替アドレス情報atiが記録されていく点、及び最後の交替アドレス情報ati#Nの次の8バイトが交替アドレス情報終端とされることは同様である。 50

但し、1～4クラスタのTDFLにおいては、その最後のセクターとなる2048バイトにテンポラリDDS(TDDS)が記録される点がDFLと異なる。

【0076】

なお、TDFLの場合、交替アドレス情報終端が属するクラスタの最終セクタの手前まで00hで埋める。そして最終セクタにTDDSが記録される。もし交替アドレス情報終端が、クラスタの最終セクタに属する場合には、次のクラスタの最終セクタ手前まで0で埋め、最終セクタにTDDSを記録することになる。

【0077】

64バイトのディフェクトリスト管理情報は、図7で説明したDFLのディフェクトリスト管理情報と同様である。

ただしバイト位置4からの4バイトのディフェクトリスト更新回数としては、のディフェクトリストの通し番号が記録される。これによって最新のTDFLにおけるディフェクトリスト管理情報の通し番号が、ディフェクトリスト更新回数を示すものとなる。

また、バイト位置12からの4バイトの、ディフェクトリストDFLにおけるエントリ数、即ち交替アドレス情報atiの数や、バイト位置24からの4バイトの交替領域ISA0、ISA1、OSA0、OSA1のそれぞれの空き領域の大きさ(クラスタ数)は、そのTDFL更新時点の値が記録されることになる。

【0078】

TDFLにおける交替アドレス情報atiの構造も、図8で示したDFLにおける交替アドレス情報atiの構造と同様であり、交替アドレス情報atiが1つのエントリとされて1つの交替処理に係る交替元クラスタと交替先クラスタが示される。そして、このようなエントリが、図11の構造のテンポラリディフェクトリストTDFLに登録されていく。

【0079】

但しTDFLの交替アドレス情報atiのステータス1としては、「0000」以外に、「0101」「1010」となる場合がある。

ステータス1が「0101」「1010」となるのは、物理的に連続する複数クラスタをまとめて交替処理した際に、その複数クラスタをまとめて交替管理(バースト転送管理)する場合である。

即ちステータス1が「0101」の場合、その交替アドレス情報atiの交替元クラスタの先頭物理セクタアドレスと交替先クラスタの先頭物理セクタアドレスは、物理的に連続する複数のクラスタの先頭のクラスタについての交替元、交替先を示すものとなる。

またステータス1が「1010」の場合、その交替アドレス情報atiの交替元クラスタの先頭物理セクタアドレスと交替先クラスタの先頭物理セクタアドレスは、物理的に連続する複数のクラスタの最後のクラスタについての交替元、交替先を示すものとなる。

従って、物理的に連続する複数のクラスタをまとめて交替管理する場合は、その複数個の全てのクラスタ1つつつ交替アドレス情報atiをエントリする必要はなく、先頭クラスタと終端クラスタとについての2つの交替アドレス情報atiをエントリすればよいものとなる。

【0080】

TDFLでは、以上のように、基本的にDFLと同様の構造とされるが、サイズが4クラスタまで拡張可能なこと、最後のセクターにTDDSが記録されること、交替アドレス情報atiとしてバースト転送管理が可能とされていることなどの特徴をもつ。

【0081】

TDMAでは図9に示したようにスペースビットマップとTDFLが記録されるが、上記のようにスペースビットマップ及びTDFLの最後のセクターとしての2048バイトにはTDDS(temporary disc definition structure)が記録される。

このTDDSの構造を図12に示す。

TDDSは1セクタ(2048バイト)で構成される。そして上述したDMAにおけるDDSと同様の内容を含む。なお、DDSは1クラスタ(65536バイト)であるが、図

10

20

30

40

50



5で説明したようにD D Sにおける実質的内容定義が行われているのはバイト位置5 2までである。つまり1クラスタの先頭セクタ内に実質的内容が記録されている。このためT D D Sが1セクタであっても、D D S内容を包含できる。

図1 2と図5を比較してわかるように、T D D Sは、バイト位置0 ~ 5 3まではD D Sと同様の内容となる。ただし、バイト位置4からはT D D S通し番号、バイト位置1 6からはT D M A内のドライブエリア開始物理アドレス、バイト位置2 4からはT D M A内のT D F Lの開始物理アドレス(AD DFL)となる。

#### 【0 0 8 2】

T D D Sのバイト位置1 0 2 4以降には、D D Sには無い情報が記録される。バイト位置1 0 2 4からの4バイトには、ユーザーデータ領域でのデータ記録されている最外周の物理セクタアドレスP S Nが記録される。

10

バイト位置1 0 2 8からの4バイトには、T D M A内の最新のレイヤ0用のスペースビットマップの開始物理セクタアドレス(AD BP0)が記録される。

バイト位置1 0 3 2からの4バイトには、T D M A内の最新のレイヤ1用のスペースビットマップの開始物理セクタアドレス(AD BP1)が記録される。

バイト位置1 0 3 6の1バイトは、上書き機能の使用を制御する為のフラグが記録される。

これらのバイト位置以外のバイトはリザーブとされ、その内容は全て0 0 hである。

#### 【0 0 8 3】

このように、T D D Sはユーザーデータ領域のアドレスとI S A、O S Aのサイズ、及び交替領域使用可能フラグを含む。つまりデータゾーンにおけるI S A、O S Aの領域管理を行う管理/制御情報とされる。この点でD D Sと同様となる。

20

そしてさらに、有効な最新のスペースビットマップの位置を示す情報(AD BP0、AD BP1)を有し、さらに有効な最新のテンポラリD F L(T D F L)の位置を示す情報(AD DFL)を有するものとされる。

このT D D Sは、スペースビットマップ及びT D F Lの最終セクタに記録されるため、スペースビットマップ又はT D F Lが追加されるたびに、新たなT D D Sが記録されることになる。従って図9のT D M A内では、最後に追加されたスペースビットマップ又はT D F L内のT D D Sが最新のT D D Sとなり、その中で最新のスペースビットマップ及びT D F Lが示されることになる。

30

#### 【0 0 8 4】

##### 3 - 2 I S A及びO S A

図1 3にI S AとO S Aの位置を示す。

I S A(インナーペアエリア:内周側交替領域)およびO S A(アウトースペアエリア:外周側交替領域)は欠陥クラスタの交替処理のための交替領域としてデータゾーン内に確保される領域である。

またI S AとO S Aは、記録済みアドレスに対する書き込み、つまりデータ書換の要求があった場合に、対象アドレスに書き込むデータを実際に記録するための交替領域としても使用する。

#### 【0 0 8 5】

40

図1 3(a)は1層ディスクの場合であり、I S Aはデータゾーンの最内周側に設けられ、O S Aはデータゾーンの最外周側に設けられる。

#### 【0 0 8 6】

図1 3(b)は2層ディスクの場合であり、I S A 0はレイヤ0のデータゾーンの最内周側に設けられ、O S A 0はレイヤ0のデータゾーンの最外周側に設けられる。またI S A 1はレイヤ1のデータゾーンの最内周側に設けられ、O S A 1はレイヤ1のデータゾーンの最外周側に設けられる。

2層ディスクにおいて、I S A 0とI S A 1の大きさは異なる場合もある。O S A 0とO S A 1の大きさは同一である。

#### 【0 0 8 7】

50

I S A (又は I S A 0 , I S A 1) , O S A (又は O S A 0 , O S A 1) のサイズは上述の D D S , T D D S 内で定義される。

I S A の大きさ (サイズ) は初期化時に決定され、その後の大きさも固定であるが、O S A の大きさはデータを記録した後でも、変更することが可能である。つまり T D D S の更新の際に、T D D S 内に記録する O S A のサイズの値を変更することで、O S A サイズを拡大することなどが可能とされる。

#### 【 0 0 8 8 】

これら I S A 、 O S A を用いた交替処理は、次のように行われる。データ書換の場合を例に挙げる。例えばユーザーデータ領域における既にデータ記録が行われたクラスタに対してデータ書込、つまり書換の要求が発生したとする。この場合、ライトワンスディスクであることからそのクラスタには書き込みできないため、その書換データは I S A 又は O S A 内の或るクラスタに書き込まれるようにする。これが交替処理である。

この交替処理が上記の交替アドレス情報 a t i のエントリとして管理される。つまり元々データ記録が行われていたクラスタアドレスが交替元、I S A 又 O S A 内に書換データを書き込んだクラスタアドレスが交替先として、1つの交替アドレス情報 a t i がエントリされる。

つまり、データ書換の場合は、書換データを I S A 又は O S A に記録し、かつ当該書換によるデータ位置の交替を T D M A 内の T D F L における交替アドレス情報 a t i で管理するようにすることで、ライトワンス型のディスクでありながら、実質的に (例えばホストシステムの O S 、ファイルシステム等から見て) データ書換を実現するものである。

#### 【 0 0 8 9 】

欠陥管理の場合も同様で、或るクラスタが欠陥領域とされた場合、そこに書き込むべきデータは、交替処理により I S A 又 O S A 内の或るクラスタに書き込まれる。そしてこの交替処理の管理のために1つの交替アドレス情報 a t i がエントリされる。

#### 【 0 0 9 0 】

### 3 - 3 T D M A の使用方式

上述のように T D M A においては、データ書込や交替処理に応じて、スペースビットマップや T D F L が随時更新されていく。

図 1 4 に、T D M A における更新の様子を示す。

図 1 4 ( a ) には、T D M A 内にスペースビットマップ (レイヤ 0 用)、スペースビットマップ (レイヤ 1 ) 用、T D F L が記録された状態を示している。

上述のごとく、これらの各情報の最終セクタには、テンポラリ D D S ( T D D S ) が記録されている。これらを T D D S 1 , T D D S 2 , T D D S 3 として示している。

#### 【 0 0 9 1 】

この図 1 4 ( a ) の場合、T D F L が最新の書込データであるため、T D F L の最終セクタの T D D S 3 が、最新の T D D S である。

図 1 2 で説明したように、この T D D S には、有効な最新のスペースビットマップの位置を示す情報 ( A D B P 0 、 A D B P 1 ) 、有効な最新の T D F L の位置を示す情報 ( A D D F L ) を有するが、T D D S 3 においては、それぞれ実線 ( A D B P 0 ) 、破線 ( A D B P 1 ) 、一点鎖線 ( A D D F L ) で示すように、有効な情報を示すことになる。つまりこの場合、T D D S 3 では、アドレス ( A D D F L ) により自身を含む T D F L を有効な T D F L と指定する。またスペースビットマップ (レイヤ 0 用)、スペースビットマップ (レイヤ 1 ) 用を、それぞれ有効なスペースビットマップとして、アドレス ( A D B P 0 、 A D B P 1 ) で指定する。

#### 【 0 0 9 2 】

この後、データ書込が行われ、スペースビットマップ (レイヤ 0 用) が更新のため追加されたとする。すると図 1 4 ( b ) のように空き領域の先頭に新たなスペースビットマップ (レイヤ 0 用) が記録される。この場合、その最終セクタの T D D S 4 が最新の T D D S となり、その中のアドレス ( A D B P 0 、 A D B P 1 、 A D D F L ) により有効な情報を指定する。

この場合 T D D S 4 では、アドレス ( A D B P 0 ) により自身を含むスペースビットマップ (レイヤ 0 用) を有効な情報と指定する。またアドレス ( A D B P 1 、 A D D F L ) により図 1 4 (

10

20

30

40

50

a) と同じスペースビットマップ (レイヤ 1) 用と、TDFL を有効な情報として指定する。

【0093】

さらにその後、データ書込が行われ、スペースビットマップ (レイヤ 0 用) が再び更新のため追加されたとする。すると図 14 (c) のように空き領域の先頭に新たなスペースビットマップ (レイヤ 0 用) が記録される。この場合、その最終セクタの TDDS 5 が最新の TDDS となり、その中のアドレス (AD BP0、AD BP1、AD DFL) により有効な情報を指定する。

この場合 TDDS 4 では、アドレス (AD BP0) により自身を含むスペースビットマップ (レイヤ 0 用) を有効な情報と指定する。またアドレス (AD BP1、AD DFL) により図 14 (a) (b) と同じスペースビットマップ (レイヤ 1) 用と、TDFL を有効な情報として指定する。

10

【0094】

例えばこのように、TDFL / スペースビットマップ更新処理に応じては、その最新の情報の最後のセクタにおける TDDS で、TDMA 内の有効な情報 (TDFL / スペースビットマップ) が示されるものとなる。有効な情報とは、更新過程 (= ファイナライズ前) の最新の TDFL / スペースビットマップである。従ってディスクドライブ装置側は、TDMA 内では、記録された最後の TDFL 又はスペースビットマップにおける TDDS を参照して、有効な TDFL / スペースビットマップを把握できる。

【0095】

20

ところで、この図 14 は 2 層ディスクの場合を述べた。つまりスペースビットマップ (レイヤ 0 用) とスペースビットマップ (レイヤ 1 用) が記録される場合である。

この 2 つのスペースビットマップ及び TDFL は、最初はレイヤ 0 の TDMA 内に記録される。つまり、レイヤ 0 の TDMA のみが使用されて、図 14 のように TDFL / スペースビットマップが更新の度に追加記録されていく。

第 2 層目であるレイヤ 1 における TDMA が使用されるのは、レイヤ 0 の TDMA が消尽された後となる。

そして、レイヤ 1 の TDMA でも、TDFL / スペースビットマップが先頭から順番に使用されて記録が行われる。

【0096】

30

図 15 には、レイヤ 0 の TDMA が、TDFL / スペースビットマップの N 回の記録によって使い尽くされた状態を示している。これは、図 14 (c) の後、スペースビットマップ (レイヤ 1 用) が連続して更新されていった場合としている。

この図 15 では、レイヤ 0 の TDMA が消尽された後、2 回のスペースビットマップ (レイヤ 1 用) の記録が、さらにレイヤ 1 の TDMA に行われた状態を示している。このとき、最新のスペースビットマップ (レイヤ 1 用) の最終セクタの TDDS N + 2 が最新の TDDS である。

この最新の TDDS によって、上記図 14 の場合と同様、実線 (AD BP0)、破線 (AD BP1)、一点鎖線 (AD DFL) で示すように、有効な情報を示すことになる。つまりこの場合、TDDS N + 2 では、アドレス (AD BP1) により自身を含むスペースビットマップ (レイヤ 1 用) を有効な情報と指定する。またアドレス (AD BP0、AD DFL) により図 14 (c) と同じスペースビットマップ (レイヤ 0 用) と、TDFL を有効な情報 (更新された最新の情報) として指定する。

40

【0097】

もちろんその後も、TDFL、スペースビットマップ (レイヤ 0 用)、スペースビットマップ (レイヤ 1 用) が更新される場合は、レイヤ 1 の TDMA の空き領域の先頭から順番に使われていく。

【0098】

このように、各記録層 (レイヤ 0, 1) に設けられる TDMA では、これらは順番に消尽されていきながら TDFL / スペースビットマップの更新に使用される。これにより、各

50

記録層のT D M Aを合わせて1つの大きなT D M Aとして使用することになり、複数のT D M Aを効率的に活用できる。

またレイヤ0, 1のT D M Aに関わらず、単に記録された最後のT D D Sを探すことで、有効なT D F L / スペースビットマップが把握できる。

【0099】

なお、実施の形態では1層ディスクと2層ディスクを想定しているが、3層以上の記録層を有するディスクも考えられる。

その場合も各層のT D M Aは、上記同様に順番に消尽されながら使用されていくようにすればよい。

【0100】

#### 4. ディスクドライブ装置

次に、上記のようなライトワンス型のディスクに対応するディスクドライブ装置(記録再生装置)を説明していく。

本例のディスクドライブ装置は、ライトワンス型のディスク、例えば図1のプリレコード情報領域P I Cのみが形成されている状態であって、ライトワンス領域は何も記録されていない状態のディスクに対してフォーマット処理を行うことで、図1で説明した状態のディスクレイアウトを形成することができるものとし、また、そのようなフォーマット済のディスクに対してユーザーデータ領域にデータの記録再生を行なう。必要時において、T D M A、I S A、O S Aへの記録/更新も行うものである。

【0101】

図16はディスクドライブ装置の構成を示す。

ディスク1は上述したライトワンス型のディスクである。ディスク1は、図示しないターンテーブルに積載され、記録/再生動作時においてスピンドルモータ52によって一定線速度(C L V)で回転駆動される。

そして光学ピックアップ(光学ヘッド)51によってディスク1上のグルーブトラックのウォブリングとして埋め込まれたA D I Pアドレスやプリレコード情報としての管理/制御情報の読み出しがおこなわれる。

また初期化フォーマット時や、ユーザーデータ記録時には光学ピックアップによってライトワンス領域におけるトラックに、管理/制御情報やユーザーデータが記録され、再生時には光学ピックアップによって記録されたデータの読出が行われる。

【0102】

ピックアップ51内には、レーザ光源となるレーザダイオードや、反射光を検出するためのフォトディテクタ、レーザ光の出力端となる対物レンズ、レーザ光を対物レンズを介してディスク記録面に照射し、またその反射光をフォトディテクタに導く光学系(図示せず)が形成される。

【0103】

ピックアップ51内において対物レンズは二軸機構によってトラッキング方向及びフォーカス方向に移動可能に保持されている。

またピックアップ51全体はスレッド機構53によりディスク半径方向に移動可能とされている。

またピックアップ51におけるレーザダイオードはレーザドライバ63からのドライブ信号(ドライブ電流)によってレーザ発光駆動される。

【0104】

ディスク1からの反射光情報はピックアップ51内のフォトディテクタによって検出され、受光光量に応じた電気信号とされてマトリクス回路54に供給される。

マトリクス回路54には、フォトディテクタとしての複数の受光素子からの出力電流に対応して電流電圧変換回路、マトリクス演算/増幅回路等を備え、マトリクス演算処理により必要な信号を生成する。

例えば再生データに相当する高周波信号(再生データ信号)、サーボ制御のためのフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号などを生成する。

10

20

30

40

50

さらに、グループのウォブリングに係る信号、即ちウォブリングを検出する信号としてプッシュプル信号を生成する。

なお、マトリクス回路 5 4 は、ピックアップ 5 1 内に一体的に構成される場合もある。

#### 【 0 1 0 5 】

マトリクス回路 5 4 から出力される再生データ信号はリーダ/ライタ回路 5 5 へ、フォーカスエラー信号及びトラッキングエラー信号はサーボ回路 6 1 へ、プッシュプル信号はウォブル回路 5 8 へ、それぞれ供給される。

#### 【 0 1 0 6 】

リーダ/ライタ回路 5 5 は、再生データ信号に対して 2 値化処理、PLL による再生クロック生成処理等を行い、ピックアップ 5 1 により読み出されたデータを再生して、変復調回路 5 6 に供給する。

変復調回路 5 6 は、再生時のデコーダとしての機能部位と、記録時のエンコーダとしての機能部位を備える。

再生時にはデコード処理として、再生クロックに基づいてランレングスリミテッドコードの復調処理を行う。

また ECC エンコーダ/デコーダ 5 7 は、記録時にエラー訂正コードを付加する ECC エンコード処理と、再生時にエラー訂正を行う ECC デコード処理を行う。

再生時には、変復調回路 5 6 で復調されたデータを内部メモリに取り込んで、エラー検出/訂正処理及びデインターリーブ等の処理を行い、再生データを得る。

ECC エンコーダ/デコーダ 5 7 で再生データにまでデコードされたデータは、システムコントローラ 6 0 の指示に基づいて、読み出され、接続された機器、例えば AV (Audio-Visual) システム 1 2 0 に転送される。

#### 【 0 1 0 7 】

グループのウォブリングに係る信号としてマトリクス回路 5 4 から出力されるプッシュプル信号は、ウォブル回路 5 8 において処理される。ADIP 情報としてのプッシュプル信号は、ウォブル回路 5 8 において ADIP アドレスを構成するデータストリームに復調されてアドレスデコーダ 5 9 に供給される。

アドレスデコーダ 5 9 は、供給されるデータについてのデコードを行い、アドレス値を得て、システムコントローラ 6 0 に供給する。

またアドレスデコーダ 5 9 はウォブル回路 5 8 から供給されるウォブル信号を用いた PLL 処理でクロックを生成し、例えば記録時のエンコードクロックとして各部に供給する。

#### 【 0 1 0 8 】

また、グループのウォブリングに係る信号としてマトリクス回路 5 4 から出力されるプッシュプル信号として、プリレコーデッド情報 PIC としてのプッシュプル信号は、ウォブル回路 5 8 においてバンドパスフィルタ処理が行われてリーダ/ライタ回路 5 5 に供給される。そして 2 値化され、データビットストリームとされた後、ECC エンコーダ/デコーダ 5 7 で ECC デコード、デインターリーブされて、プリレコーデッド情報としてのデータが抽出される。抽出されたプリレコーデッド情報はシステムコントローラ 6 0 に供給される。

システムコントローラ 6 0 は、読み出されたプリレコーデッド情報に基づいて、各種動作設定処理やコピープロテクト処理等を行うことができる。

#### 【 0 1 0 9 】

記録時には、AV システム 1 2 0 から記録データが転送されてくるが、その記録データは ECC エンコーダ/デコーダ 5 7 におけるメモリに送られてバッファリングされる。

この場合 ECC エンコーダ/デコーダ 5 7 は、バッファリングされた記録データのエンコード処理として、エラー訂正コード付加やインターリーブ、サブコード等の付加を行う。

また ECC エンコードされたデータは、変復調回路 5 6 において例えば RLL (1 - 7) PP 方式の変調が施され、リーダ/ライタ回路 5 5 に供給される。

記録時においてこれらのエンコード処理のための基準クロックとなるエンコードクロックは上述したようにウォブル信号から生成したクロックを用いる。

10

20

30

40

50

## 【 0 1 1 0 】

エンコード処理により生成された記録データは、リーダ/ライタ回路55で記録補償処理として、記録層の特性、レーザー光のスポット形状、記録線速度等に対する最適記録パワーの微調整やレーザドライブパルス波形の調整などが行われた後、レーザドライブパルスとしてレーザドライバ63に送られる。

レーザドライバ63では供給されたレーザドライブパルスをピックアップ51内のレーザダイオードに与え、レーザ発光駆動を行う。これによりディスク1に記録データに応じたピットが形成されることになる。

## 【 0 1 1 1 】

なお、レーザドライバ63は、いわゆるAPC回路(Auto Power Control)を備え、ピックアップ51内に設けられたレーザパワーのモニタ用ディテクタの出力によりレーザ出力パワーをモニターしながらレーザーの出力が温度などによらず一定になるように制御する。記録時及び再生時のレーザー出力の目標値はシステムコントローラ60から与えられ、記録時及び再生時にはそれぞれレーザ出力レベルが、その目標値になるように制御する。

## 【 0 1 1 2 】

サーボ回路61は、マトリクス回路54からのフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号から、フォーカス、トラッキング、スレッドの各種サーボドライブ信号を生成しサーボ動作を実行させる。

即ちフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号に応じてフォーカスドライブ信号、トラッキングドライブ信号を生成し、ピックアップ51内の二軸機構のフォーカスコイル、トラッキングコイルを駆動することになる。これによってピックアップ51、マトリクス回路54、サーボ回路61、二軸機構によるトラッキングサーボループ及びフォーカスサーボループが形成される。

## 【 0 1 1 3 】

またサーボ回路61は、システムコントローラ60からのトラックジャンプ指令に応じて、トラッキングサーボループをオフとし、ジャンプドライブ信号を出力することで、トラックジャンプ動作を実行させる。

## 【 0 1 1 4 】

またサーボ回路61は、トラッキングエラー信号の低域成分として得られるスレッドエラー信号や、システムコントローラ60からのアクセス実行制御などに基づいてスレッドドライブ信号を生成し、スレッド機構53を駆動する。スレッド機構53には、図示しないが、ピックアップ51を保持するメインシャフト、スレッドモータ、伝達ギア等による機構を有し、スレッドドライブ信号に応じてスレッドモータを駆動することで、ピックアップ51の所要のスライド移動が行なわれる。

## 【 0 1 1 5 】

スピンドルサーボ回路62はスピンドルモータ2をCLV回転させる制御を行う。

スピンドルサーボ回路62は、ウォブル信号に対するPLL処理で生成されるクロックを、現在のスピンドルモータ52の回転速度情報として得、これを所定のCLV基準速度情報と比較することで、スピンドルエラー信号を生成する。

またデータ再生時においては、リーダ/ライタ回路55内のPLLによって生成される再生クロック(デコード処理の基準となるクロック)が、現在のスピンドルモータ52の回転速度情報となるため、これを所定のCLV基準速度情報と比較することでスピンドルエラー信号を生成することもできる。

そしてスピンドルサーボ回路62は、スピンドルエラー信号に応じて生成したスピンドルドライブ信号を出力し、スピンドルモータ62のCLV回転を実行させる。

またスピンドルサーボ回路62は、システムコントローラ60からのスピンドルキック/ブレーキ制御信号に応じてスピンドルドライブ信号を発生させ、スピンドルモータ2の起動、停止、加速、減速などの動作も実行させる。

## 【 0 1 1 6 】

以上のようなサーボ系及び記録再生系の各種動作はマイクロコンピュータによって形成さ

10

20

30

40

50

れたシステムコントローラ60により制御される。

システムコントローラ60は、AVシステム120からのコマンドに応じて各種処理を実行する。

【0117】

例えばAVシステム120から書込命令(ライトコマンド)が出されると、システムコントローラ60は、まず書き込むべきアドレスにピックアップ51を移動させる。そしてECCエンコーダ/デコーダ57、変復調回路56により、AVシステム120から転送されてきたデータ(例えばMP EG2などの各種方式のビデオデータや、オーディオデータ等)について上述したようにエンコード処理を実行させる。そして上記のようにリーダ/ライタ回路55からのレーザドライブパルスがレーザドライバ63に供給されることで、記録が実行される。

10

【0118】

また例えばAVシステム120から、ディスク1に記録されている或るデータ(MP EG2ビデオデータ等)の転送を求めるリードコマンドが供給された場合は、まず指示されたアドレスを目的としてシーク動作制御を行う。即ちサーボ回路61に指令を出し、シークコマンドにより指定されたアドレスをターゲットとするピックアップ51のアクセス動作を実行させる。

その後、その指示されたデータ区間のデータをAVシステム120に転送するために必要な動作制御を行う。即ちディスク1からのデータ読出を行い、リーダ/ライタ回路55、変復調回路56、ECCエンコーダ/デコーダ57におけるデコード/パファリング等を実行させ、要求されたデータを転送する。

20

【0119】

なお、これらのデータの記録再生時には、システムコントローラ60は、ウォブル回路58及びアドレスデコーダ59によって検出されるADIPアドレスを用いてアクセスや記録再生動作の制御を行うことができる。

【0120】

また、ディスク1が装填された際など所定の時点で、システムコントローラ60は、ディスク1のBCAにおいて記録されたユニークIDや(BCAが形成されている場合)、再生専用領域にウォブリンググループとして記録されているプリレコーデッド情報(PIC)の読出を実行させる。

30

その場合、まずBCA、プリレコーデッドデータゾーンPRを目的としてシーク動作制御を行う。即ちサーボ回路61に指令を出し、ディスク最内周側へのピックアップ51のアクセス動作を実行させる。

その後、ピックアップ51による再生トレースを実行させ、反射光情報としてのプッシュプル信号を得、ウォブル回路58、リーダ/ライタ回路55、ECCエンコーダ/デコーダ57によるデコード処理を実行させ、BCA情報やプリレコーデッド情報としての再生データを得る。

システムコントローラ60はこのようにして読み出されたBCA情報やプリレコーデッド情報に基づいて、レーザパワー設定やコピープロテクト処理等を行う。

【0121】

40

図16ではシステムコントローラ60内にキャッシュメモリ60aを示している。このキャッシュメモリ60aは、例えばディスク1のTDMAから読み出したTDFL/スペースビットマップの保持や、その更新に利用される。

システムコントローラ60は、例えばディスク1が装填された際に各部を制御してTDMAに記録されたTDFL/スペースビットマップの読出を実行させ、読み出された情報をキャッシュメモリ60aに保持する。

その後、データ書換や欠陥による交替処理が行われた際には、キャッシュメモリ60a内のTDFL/スペースビットマップを更新していく。

例えばデータの書込や、データ書換等で交替処理が行われ、スペースビットマップ又はTDFLの更新を行う際に、その都度ディスク1のTDMAにおいて、TDFL又はスパー

50

スビットマップを追加記録しても良いのであるが、そのようにすると、ディスク1のTDMAの消費が早まってしまう。

そこで、例えばディスク1がディスクドライブ装置からイジェクト（排出）されるまでの間は、キャッシュメモリ60a内でTDFL/スペースビットマップの更新を行っておく。そしてイジェクト時などにおいて、キャッシュメモリ60a内の最終的な（最新の）TDFL/スペースビットマップを、ディスク1のTDMAに書き込むようにする。すると、多数回のTDFL/スペースビットマップの更新がまとめられてディスク1上で更新されることになり、ディスク1のTDMAの消費を低減できることになる。

後述する記録等の動作処理では、このようにキャッシュメモリ60aを利用してディスク1のTDMAの消費を低減させる方式に則して説明する。但しもちろん本発明としては、キャッシュメモリ60aを使用せずに、TDFL/スペースビットマップの更新を毎回ディスク1への書込として行うようにしてもよい。

#### 【0122】

ところで、この図16のディスクドライブ装置の構成例は、AVシステム120に接続されるディスクドライブ装置の例としたが、本発明のディスクドライブ装置としては例えばパーソナルコンピュータ等と接続されるものとしてもよい。さらには他の機器に接続されない形態もあり得る。その場合は、操作部や表示部が設けられたり、データ入出力のインターフェース部位の構成が、図40とは異なるものとなる。つまり、ユーザーの操作に応じて記録や再生が行われるとともに、各種データの入出力のための端子部が形成されればよい。

もちろん構成例としては他にも多様に考えられ、例えば記録専用装置、再生専用装置としての例も考えられる。

#### 【0123】

5. 第1のTDMA方式に対応する動作

##### 5-1 データ書込

続いて、ディスクドライブ装置によるディスク1に対するデータ記録時のシステムコントローラ60の処理を図17～図20で説明する。

なお、以下説明するデータ書込処理が行われる時点では、ディスク1が装填され、かつ、その装填時のディスク1のTDMAに記録されていたTDFL/スペースビットマップがキャッシュメモリ60aに読み込まれている状態であるとする。

また、通常、AVシステム120等のホスト機器からの書込要求や読出要求の際には、その対象とするアドレスを論理セクタアドレスで指定してくる。ディスクドライブ装置は、これを物理セクタアドレスに変換して処理を行うが、その論理-物理アドレス変換については、逐次述べることを省略する。

なお、ホスト側から指定された論理セクタアドレスを、物理セクタアドレスに変換するには、論理セクタアドレスにTDDS内に記録された「ユーザデータ領域の開始物理セクタアドレス」を加えればよい。

#### 【0124】

システムコントローラ60に対して、AVシステム120等のホスト機器から或るアドレスNに対する書き込み要求が来たとする。

この場合システムコントローラ60において図17の処理が開始される。まずステップF101では、キャッシュメモリ60aに取り込んである（或いはキャッシュメモリ60aで更新された最新の）スペースビットマップを参照して、指定されたアドレス（クラスタ）が記録済か未記録かを確認する。

もし未記録であればステップF102に進み、図18に示すユーザデータ書き込み処理へ進む。

一方、記録済みであれば、その指定されたアドレスに今回のデータ書込を行うことはできないため、ステップF103に進み、図19に示す上書き処理へ進む。

#### 【0125】

図18のユーザデータ書込処理は、未だ記録が行われていないアドレスに対する書込命令

10

20

30

40

50



となった場合であるため、通常の書込処理となる。但し書込時にディスク上の傷などによるエラーが生じた場合、交替処理が行われる場合がある。

システムコントローラ60は、まずステップF111で、指定されたアドレスに対して、データ書込を行う制御を実行する。つまりピックアップ51を指定されたアドレスにアクセスさせて、書込が要求されたデータの記録を実行させる。

#### 【0126】

データ書込が正常に終了した場合は、ステップF112からF113に進み、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップの更新を行う。つまりスペースビットマップにおいて、今回書き込んだクラスタに相当するビットを、書込済を示す値にする。

以上で書込要求に対する処理を終える。

10

#### 【0127】

ところが、ステップF111でのデータ書込が正常に終了できなかった場合であり、かつ交替処理機能がオンとされている場合は、ステップF113からF114に進む。

なおステップF112で交替処理機能が有効となっているか否かは、ISA、OSAが定義されているか否かで判断する。ISA又はOSAの少なくとも一方が定義されていれば、交替処理が可能であるため、交替処理機能が有効であるとする。

ISA、OSAが定義されているとは、上記のTDMA内のTDDSでISA、OSAのサイズがゼロではない場合のことである。つまりディスク1のフォーマット時にISA、OSAの少なくとも一方が、実際に存在する(サイズがゼロではない)交替領域として定義されて、最初のTDMAが記録された場合である。又はTDMA内でTDDSが更新された際に、例えばOSAが再定義されてサイズ=ゼロではなくなっていた場合である。

20

結局、ISA、OSAの少なくとも一方が存在すれば、交替処理機能オンと判断してステップF114に進むことになる。

#### 【0128】

なおステップF112で、交替処理機能が無効とされた場合(ISA、OSAの両方が存在しない場合)には、ステップF113に進むことになり、この場合、キャッシュメモリ60a内のスペースビットマップにおいて、指定されたアドレスに該当するビットを記録済みにして終了する。書込要求に対してはエラー終了となる。

この場合、書込エラーであったにもかかわらず、スペースビットマップについては、正常終了時と同様に、書込済のフラグを立てる。これは、欠陥領域をスペースビットマップで書込済として管理させるものとなる。これによって、当該エラーが生じた欠陥領域に対する書込要求があったとしても、スペースビットマップを参照した処理により、効率的な処理が可能となる。

30

#### 【0129】

ステップF112で交替処理機能がオンと判断され、ステップF114に進んだ場合は、まず実際に交替処理が可能であるか否かを判断する。

交替処理を行うためには、スペアエリア(ISAとOSAのいずれか)に、少なくとも今回のデータ書込を行う空きがあり、且つその交替処理を管理する交替アドレス情報atiのエントリを追加する(つまりTDFLを更新する)余裕がTDMAに存在することが必要となる。

40

OSA又はISAに空きが存在するか否かの判別は、図11に示したディフェクトリスト管理情報内の、図7に示したISA/OSAの未記録クラスタ数を確認することで可能である。

#### 【0130】

ISA或いはOSAの少なくとも一方に空きがあり、かつTDMAに更新のための空きがあれば、システムコントローラ60の処理はステップF114からF115に進み、ピックアップ51をISA又はOSAにアクセスさせて、今回書込が要求されたデータを、ISA或いはOSA内の空きアドレスへ記録させる。

次にステップF116では、今回の交替処理を伴う書込に応じて、TDFLとスペースビットマップの更新をキャッシュメモリ60a内で実行する。

50

即ち、今回の交替処理を示す図8の交替アドレス情報 a t i を新たに追加するように T D F L の内容を更新する。またこれに応じて、図7のディフェクトリスト管理情報内のディフェクトリスト登録数の加算、及び I S A / O S A の未記録クラスタ数の値の減算を行う。1クラスタの交替処理の場合、ディフェクトリスト登録数に1を加え、さらに I S A / O S A の未記録クラスタ数の値を1減らすことになる。

なお、交替アドレス情報 a t i の生成処理については後述する。

また、スペースビットマップについては、書込要求されて書込エラーとなったアドレス(クラスタ)、及び I S A 又は O S A 内で実際にデータを書き込んだアドレス(クラスタ)に該当するビットを記録済みにする。

そして、書込要求に対する処理を終える。この場合、書込要求に対して指定されたアドレスについては書込エラーとなったが、交替処理によりデータ書込が完了したことになる。ホスト機器から見れば、通常に書込が完了したものとなる。

#### 【0131】

一方、ステップ F 1 1 4 でスペアエリア ( I S A 又は O S A ) に空きが無いが、或いは T D M A において T D F L の更新のための空きがないとされた場合は、もはや交替処理ができないものであるため、ステップ F 1 1 7 に進んで、ホスト機器に対してエラーを返し、処理を終了する。

#### 【0132】

上記図17のステップ F 1 0 1 で、ホスト機器より書込のために指定されたアドレスがスペースビットマップによって書込済であると判断され、ステップ F 1 0 3 に進んだ場合は、図19の上書き機能処理を行う。

その場合システムコントローラ60は、まずステップ F 1 2 1 で上書、つまりデータ書換の機能が有効であるか否かを判断する。この判断は、図12に示した T D D S 内の上書き機能使用可否フラグを確認するものとなる。

上書き機能使用可否フラグが「1」でなければ(有効でなければ)、ステップ F 1 2 2 に進んで、アドレスの指定が間違えているとして、ホスト機器にエラーを返し、処理を終了する。

#### 【0133】

上書き機能使用可否フラグが「1」であれば、書換機能が有効として書き換え機能の処理を開始する。

この場合、ステップ F 1 2 3 に進み、まず実際にデータ書換のための交替処理が可能であるか否かを判断する。この場合も、交替処理を行うためには、スペアエリア ( I S A と O S A のいずれか ) に、少なくとも今回のデータ書込を行う空きがあり、且つその交替処理を管理する交替アドレス情報 a t i のエントリを追加する(つまり T D F L を更新する)余裕が T D M A に存在することが必要となる。

#### 【0134】

I S A 或いは O S A の少なくとも一方に空きがあり、かつ T D M A に更新のための空きがあれば、システムコントローラ60の処理はステップ F 1 2 3 から F 1 2 4 に進み、ピックアップ51を I S A 又は O S A にアクセスさせて、今回書込が要求されたデータを、I S A 或いは O S A 内の空きアドレスへ記録させる。次にステップ F 1 2 5 では、今回のデータ書換のために行った交替処理に応じて、T D F L とスペースビットマップの更新をキャッシュメモリ60a内で実行する。

即ち、今回の交替処理を示す図8の交替アドレス情報 a t i を新たに追加するように T D F L の内容を更新する。

但し、同一アドレスに対して既にデータ書換が行われ、その交替処理に係る交替アドレス情報 a t i がエントリされている場合があるので、まず T D F L 内に登録されている交替アドレス情報 a t i のうちで交替元アドレスが該当するエントリを検索する。もし交替元アドレスが該当する交替アドレス情報 a t i が既に登録されていれば、その交替アドレス情報 a t i における交替先アドレスを、今回記録した I S A または O S A のアドレスに変更する。この時点では、更新はキャッシュメモリ60a内で行うものであるため、既に工

10

20

30

40

50

ントリされている交替アドレス情報 a t i の交替先アドレスを変更することは可能である。(なお、キャッシュメモリ 60 a を使用せず、毎回ディスク 1 上で更新する場合は、旧エントリを削除し、新規エントリを追加した T D F L を追記するかたちとなる)

#### 【0135】

また交替アドレス情報 a t i を追加する場合は、図 7 のディフェクトリスト管理情報内のディフェクトリスト登録数の加算を行う。また I S A / O S A の未記録クラスタ数の値の減算を行う。

スペースビットマップについては、データ書換のために交替処理によって I S A 又は O S A 内で実際にデータを書き込んだアドレス(クラスタ)に該当するビットを記録済みにする。

10

そして、書込要求に対する処理を終える。このような処理により、既に記録済のアドレスに対する書込要求、即ちデータ書換要求があった場合も、システムコントローラ 60 は、I S A、O S A を利用して対応できるものとなる。

#### 【0136】

一方、ステップ F 1 2 3 で O S A、I S A の両方に空き領域が無い場合、或いは T D M A に更新のための空き領域が無い場合は、交替処理が不能でデータ書換に対応できないため、ステップ F 1 2 6 に進んで、書き込み領域がないとしてエラーをホストシステムに返し、処理を終了する。

#### 【0137】

ところで、図 18 のステップ F 1 1 6、及び図 19 のステップ F 1 2 5 では、交替処理に 20 応じて新たに交替アドレス情報 a t i を生成するが、その際のシステムコントローラ 60 の処理は図 20 のようになる。

ステップ F 1 5 1 では、交替処理を行う対象のクラスタが、複数の物理的に連続したクラスタであるか否かを判断する。

1 つのクラスタ、又は物理的に連続しない複数のクラスタの交替処理の場合は、ステップ F 1 5 4 に進んで、1 又は複数のクラスタについてそれぞれ交替アドレス情報 a t i を生成する。この場合、通常の交替処理として、交替アドレス情報 a t i のステータス 1 = 「0 0 0 0」とされる(図 8 参照)。そしてステップ F 1 5 5 で、生成した交替アドレス情報 a t i を T D F L に追加する。

一方、物理的に連続する複数クラスタの交替処理の場合(交替元、交替先で共に物理的に 30 連続する場合は、ステップ F 1 5 2 に進んで、まず連続するクラスタの先頭クラスタについて、交替アドレス情報 a t i を生成する。ステータス 1 = 「0 1 0 1」とする。次にステップ F 1 5 3 で、連続するクラスタの終端クラスタについて、交替アドレス情報 a t i を生成する。ステータス 1 = 「1 0 1 0」とする。そしてステップ F 1 5 5 で、生成した 2 つの交替アドレス情報 a t i を T D F L に追加する。

このような処理を行うことで、物理的に連続したクラスタの交替処理の場合は、3 以上のクラスタについても、2 つの交替アドレス情報 a t i で管理できるものとなる。

#### 【0138】

##### 5 - 2 データ読出

続いて、ディスクドライブ装置によるディスク 1 に対するデータ再生時のシステムコント 40 ローラ 60 の処理を図 21 で説明する。

#### 【0139】

システムコントローラ 60 に対して、A V システム 1 2 0 等のホスト機器から或るアドレスに対する読出要求が来たとする。

この場合システムコントローラ 60 の処理はステップ F 2 0 1 でスペースビットマップを参照して、要求されたアドレスがデータ記録済であるか否かを確認する。

もし、要求されたアドレスがデータ未記録であったとしたら、ステップ F 2 0 2 に進み、指定されたアドレスが誤っているとして、ホスト機器にエラーを返して処理を終了する。指定されたアドレスが記録済みである場合、ステップ F 2 0 3 に進んで、T D F L 内に記録されている交替アドレス情報 a t i を検索し、交替元アドレスとして、今回指定された 50

アドレスが登録されているか否かを確認する。

【0140】

指定されたアドレスが、交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスではなかった場合は、ステップ F 2 0 3 から F 2 0 4 に進み、指定されたアドレスからデータ再生を行って処理を終える。

これは、ユーザーデータ領域に対する通常の再生処理となる。

【0141】

一方、ステップ F 2 0 3 で、読出要求に係るアドレスが交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスであった場合は、ステップ F 2 0 3 から F 2 0 5 に進み、当該交替アドレス情報 a t i から、交替先アドレスを取得する。即ち I S A 又は O S A 内のアドレスである

10

。そしてシステムコントローラ 6 0 は、ステップ F 2 0 6 で、交替先アドレスとして登録されている I S A 又は O S A 内のアドレスからデータ読出を実行させ、再生データを A V システム 1 2 0 等のホスト機器に転送して処理を終える。

このような処理により、既にデータ書換が実行された後において、そのデータの再生が要求された場合も、適切に最新のデータを再生し、ホスト機器に転送できるものとなる。

【0142】

5 - 3 T D F L / スペースビットマップ更新

上記処理例では、データ書込のために交替処理を行った場合の T D F L や、データ書込に対応するスペースビットマップの更新はキャッシュメモリ 6 0 a 内で行うようにした。この場合、ある時点で、キャッシュメモリ 6 0 a 内で更新された内容をディスク 1 の T D M A に記録する必要がある。つまりディスク 1 上で、記録済状況や、交替処理による管理状況を更新する必要がある。

20

このディスク 1 に対する T D M A の更新記録を実行する時点は特に限定されないが、例えばディスク 1 をイジェクトする際に行うことが最も好適となる。もちろんイジェクトに関わらず、ディスクドライブ装置が電源オフとされる際に行ったり、或いは定期的に行っても良い。

【0143】

図 2 2 では、ディスク 1 上の T D M A を更新する処理を示している。

イジェクト等の場合には、システムコントローラ 6 0 は、T D M A の内容、つまり T D F L やスペースビットマップを更新する必要があるか否かを判別し、必要に応じて T D M A 内の情報の更新処理を行う。

30

イジェクト時等には、システムコントローラ 6 0 は図 2 2 のステップ F 3 0 1 から、T D F L / スペースビットマップの更新処理を実行する。

まずステップ F 3 0 2 では、キャッシュメモリ 6 0 a 内で T D F L が更新されたか否かを確認する。T D F L が更新されている場合、ステップ F 3 0 3 に進んで、更新された T D F L の最終セクタに、T D D S ( 図 1 2 参照 ) を追加する。そしてステップ F 3 0 4 で、ピックアップ 5 1 により、ディスク 1 の T D M A 内で、空き領域の先頭から、T D F L を記録させる。

なお、このとき、T D M A 内でデータ記録を行うことになるため、キャッシュメモリ 6 0 a 内でスペースビットマップを更新する。

40

【0144】

このように T D F L を記録してステップ F 3 0 5 に進んだ場合、或いは T D F L の更新が無く、ステップ F 3 0 2 から F 3 0 5 に進んだ場合は、キャッシュメモリ 6 0 a 内でスペースビットマップが更新されているか否かを確認する。

上記のように T D F L が更新された場合は、少なくともその際にスペースビットマップが更新されている。また、それは交替処理があった場合であるので、交替処理に応じてスペースビットマップが更新されている。

さらに、スペースビットマップは交替処理が無くとも、データ書込に応じて更新される。これらの状況で、キャッシュメモリ 6 0 a 内のスペースビットマップが更新されているの

50

であれば、ステップ F 3 0 6 に進む。そしてキャッシュメモリ 6 0 a 内のスペースビットマップの最終セクタに、T D D S ( 図 1 2 参照 ) を追加したうえで、ステップ F 3 0 7 で、ピックアップ 5 1 により、ディスク 1 の T D M A 内の空き領域の先頭からスペースビットマップを記録させる。そしてイジェクト時等の T D M A への書込を終える。

なお、ディスク 1 が装填された以降、データ書込が 1 回もなかった場合は、図 2 2 の処理はステップ F 3 0 2 F 3 0 5 終了として T D M A 書込は行われぬ。

#### 【 0 1 4 5 】

ディスク 1 の T D M A に対する、ステップ F 3 0 4 での T D F L の記録、及びステップ F 3 0 7 でのスペースビットマップの記録については、図 1 4 , 図 1 5 で説明したように、T D M A 内の空き領域に先頭から順番に行っていくものとなる。2 層ディスクの場合は、10 レイヤ 0 の T D M A から使用して記録を行い、レイヤ 0 の T D M A が消尽された後、レイヤ 1 の T D M A が使用される。

また、1 層ディスク、2 層ディスクいずれの場合も、T D M A 内で最後の T D F L 又はスペースビットマップにおける最終セクタに追加された T D D S が、有効な T D D S となり、またその T D D S によって、有効な T D F L とスペースビットマップが示される。

#### 【 0 1 4 6 】

ところで、ステップ F 3 0 3 , F 3 0 4 で T D F L を追加記録する場合には、キャッシュメモリ 6 0 a 内における交替アドレス情報 a t i を再編するような手法も考えられる。この処理例を図 2 3 に示す。これは、例えば図 2 2 のステップ F 3 0 3 の直前に行われればよい。20

ステップ F 3 5 1 では、キャッシュメモリ 6 0 a 内の T D F L で、各交替アドレス情報 a t i の内容をサーチし、物理的に連続するクラスタを示した交替アドレス情報 a t i が存在するか否かを確認する。

そして、交替先、交替元アドレスが共に物理的に連続している複数の交替アドレス情報 a t i が存在しなければ、ステップ F 3 5 2 からそのまま上記図 1 1 のステップ F 3 0 3 に進む。

ところが交替先、交替元アドレスが共に物理的に連続している複数の交替アドレス情報 a t i が存在した場合は、ステップ F 3 5 3 に進み、その交替アドレス情報 a t i を合成する再編処理を行う。

ステップ F 3 5 2 , F 3 5 3 で全ての連続する交替アドレス情報 a t i について再編処理を行ったら、ステップ F 3 0 3 に進むことになる。30

#### 【 0 1 4 7 】

この再編処理は図 2 4 に示す例のような処理となる。

例えば図 2 4 ( a ) のように、クラスタ C L 1 , C L 2 , C L 3 , C L 4 について、それぞれ別々にデータ書込要求が発生し、これらが、それぞれ O S A のクラスタ C L 1 1 , C L 1 2 , C L 1 3 , C L 1 4 に交替処理されてデータ書換が行われたと仮定する。

この場合、別々の書込要求に係る 4 回の交替処理のため、交替アドレス情報 a t i としては図 2 4 ( b ) に示すように、ステータス 1 = 「 0 0 0 0 」 の 4 つのエントリが生成されていることになる。

ところが、交替アドレス情報 a t i としては上述のステータス 1 = 「 0 1 0 1 」 「 1 0 1 0 」 とする形式を利用でき、この例の場合、4 つのクラスタは交替元、交替先共に物理的に連続したものである。40

従って、4 つのエントリを図 2 4 ( c ) のように、ステータス 1 = 「 0 1 0 1 」 の形式で先頭クラスタの交替 ( C L 1 C L 1 1 ) を示し、ステータス 1 = 「 1 0 1 0 」 の形式で終端クラスタの交替 ( C L 4 C L 1 4 ) を示すように再編する。

これによって、ディスク 1 に書き込む交替アドレス情報 a t i の数を削減できる。

#### 【 0 1 4 8 】

なお、このような交替アドレス情報の再編は、複数クラスタをまとめて管理する一対の交替アドレス情報にも当然適用できる。例えば、ステータス 1 = 「 0 1 0 1 」 「 1 0 1 0 」 の一対の交替アドレス情報が示す複数のクラスタと、同じく他の一対の交替アドレス情報50

が示す複数のクラスタが、物理的に連続しているなら、それらをまとめて一対の交替アドレス情報に再編できる。

更に、ステータス1 = 「0 1 0 1」「1 0 1 0」の一対の交替アドレス情報が示す複数のクラスタと、ステータス1 = 「0 0 0 0」の交替アドレス情報が示す1つのクラスタが物理的に連続している場合も再編可能である。

#### 【0149】

##### 5 - 4 互換ディスクへの変換

ところで、書き換え可能型の光ディスクにおいては、交替管理情報をDMAにおいて実行している。つまり本例のディスクのようにTDMAは設けられず、DMA自体を書き換えることで、交替処理の発生に対応できる。もちろんこれは書換可能なディスクであるから

10

可能となるものである。そして書換可能ディスクのDMAは、上述した本例のディスク1のDMAの構成と同様である。

一方、本例のように追記型(ライトワンス)ディスクでは、1つの領域に1回しかデータ書込ができないことから、TDMAとして交替管理情報を追加しながら更新していく手法を採る。

従って、書換型ディスクに対応するディスクドライブ装置で、本例のディスク1を再生可能とするには、TDMAにおける最新の交替管理情報を、DMAに反映させる必要がある。

#### 【0150】

また、書換型ディスク等では、一般的に、連続した領域を交替処理する場合でも、DMA内の交替アドレス情報atiとしては、クラスタアドレスを1個1個について登録する。ところが本例のようにライトワンス型のディスク、つまりデータ書込によって記録容量が消費されていくディスクでは、有限なTDMAの領域を有効に利用することが特に重要となり、このため、連続した領域に対する交代処理時のTDFLの大きさを大きくしない方法が望まれる。このような事情から、TDMA内に記録する一時的な欠陥管理情報(TDFL)においては、交替処理したクラスタアドレスを全て交替アドレス情報atiとして登録せず、上述のステータス1 = 「0 1 0 1」「1 0 1 0」によるバースト転送の形式を利用することで、交替アドレス情報atiのエントリ数を削減できるようにしている。つまり3個以上連続したアドレスが交替処理の適用を受け、交替先も連続領域に記録される場合

20

30

でも、TDFLへの交替アドレス情報の登録を2個のエントリで済ませることができる。TDFLでは、交替処理が発生したときに初めてアドレス交代情報を登録するため、本例の追記型光ディスクはTDFLの大きさが可変となり、交替処理が適用されるクラスタが増加するに応じてTDFLが大きくなるが、上記のように複数の交替処理クラスタをまとめて交替管理できるようにすることで、TDFLの拡大を少なくできる。

#### 【0151】

ここで、本例の追記型光ディスクと書換可能型光ディスクとの再生互換を考え、TDMAに登録したTDFLをDMAへ変換する際には、記録するDFLのフォーマットは、書換可能型光ディスクと同一にすることが望まれる。

40

具体的には、交替アドレス情報atiについては、全てステータス1 = 「0 0 0 0」の形式にすることが好ましい。これによってディスクドライブ装置側も、書換型ディスクか追記型ディスクかで、DMAの情報に関する処理を切り換える必要はなくなり、ディスクドライブ装置の負荷を減らすことができる。

#### 【0152】

これらのことから、本例のディスク1において、TDMAの情報をDMAに書き込む際には、図25のような処理が行われる。なお、DMAに書き込むことで、その交替管理情報は最終的なものとなり、以降はTDMAを利用したデータ書換ができない。従って、DMAへの書込は、例えばディスクのファイナライズ時の処理として行われる。そしてDMAへの書込は、本例のディスク1を、書換型ディスクとの再生互換性を有するディスクへ変

50

換する処理という意味を持つ。

【0153】

DMAの書込、つまり互換ディスクへの変換処理を行う場合、システムコントローラは、まず図25のステップF401において、キャッシュメモリ60a内のTDFL/スペースビットマップをTDMAに記録する処理を行う。これは、上述したイジェクト時等に行われる図22の処理と同様となるため、詳細な説明を省略する。

【0154】

次にステップF402では、TDMA内の最終記録セクタに記録されている最新のTDDSを読み、DDS(図5参照)の情報を作成する。

次にステップF403では、TDFL内の交替アドレス情報atiが1以上であるか否かを確認する。このためには、まずTDMA内に記録されている最新のTDFLを読み込む。図14等で説明したように有効なTDFLの記録位置は、TDDSから取得できる。そしてTDFLにおけるディフェクトリスト管理情報のディフェクトリスト登録数から、交替アドレス情報atiの登録数を取得する。

ここで、もし交替アドレス情報atiの登録数が0であれば、交替アドレス情報atiは無いことになる。このためステップF404に進み、TDFLからTDDSを削除したデータをDFL(図6参照)とする。これはTDFL(図11)の最終セクタにはTDDSが存在するためである。

そしてステップF408で、作成したDDSとDFLを、ディスク1上のDMA1, DMA2, DMA3, DMA4に記録して、処理を終了する。

【0155】

ステップF403で交替アドレス情報atiの数が1個以上であれば、続いて連続領域に対する交替処理の有無を確認する。

まずステップF405では、エントリされている交替アドレス情報atiを順次読み込み、ステータス1を確認する。もしステータス1が「0101」の交替アドレス情報atiがあれば、連続領域に対する交替処理がおこなわれたことになる。

ところが全てのエントリのステータス1 = 「0000」であり、連続領域に対する交替処理がない場合、ステップF406に進んで、TDFLからTDDSを削除したデータをDFLとする。

【0156】

連続領域に対する交替処理があった場合、まずステップF409で、通常の1対1の交替処理の交替アドレス情報(ステータス1 = 「0000」のエントリ)をDFLへコピーする。

次にステップF410で、ステータス1が「0101」の交替アドレス情報atiを取得し、これを開始アドレスSAとする。また、続いて書かれている交代アドレス情報atiを取得し、これを終了アドレスEAとする。

ステップF411では、ステータス1を「0000」として、開始アドレスSAの交替アドレス情報atiをDFLへ記録する。次にステータス1を「0000」、アドレスSA+1の交替アドレス情報atiをDFLへ記録する。これを順次くりかえし、アドレスが終了アドレスEAになるまで繰り返す。

この処理によって、まとめて交替管理されていた、連続クラスタが、個々の交替アドレス情報atiのエントリで表現された形式になる。

【0157】

ステップF412では、さらにTDFL内を検索し、他にステータス1 = 「0101」のエントリがあれば、ステップF410に戻って同様の処理を行う。つまり、TDFL内の、ステータス1 = 「0101」である交替アドレス情報全てに対してステップF410, F411の処理を適用する。

【0158】

ステップF406もしくはF412からF407に進んだら、作成したDFLを、交替アドレス情報の交替元アドレスをキーとして、昇順に並べ替えをする。その後、ステップF

10

20

30

40

50

408で、作成したDDSとDFLを、ディスク1上のDMA1, DMA2, DMA3, DMA4に記録して、処理を終了する。

【0159】

以上の処理により、TDMAの情報がDMAに記録されることになる。そしてそのとき、交替アドレス情報atiとしては、全てがステータス1 = 「0000」のエントリに変換される。

書換型ディスクに対するディスクドライブ装置では、DMAを読んで交替処理状態を確認するが、以上のようにDMAが記録された本例のディスク1についても、通常の手換型ディスクと同様に、DMAからの交替処理状態の確認及び対応処理ができることになる。

【0160】

6. 第1のTDMA方式による効果

以上の実施の形態のディスク1及びディスクドライブ装置で、次のような効果が得られる。

【0161】

本実施の形態によれば、ライトワンス型のディスクにおいて、同一アドレスに対する書込要求に対応できることになり、従って、従来ライトワンス型のディスクでは使用することが不可能であったファイルシステムを利用することが出来る。たとえばFATファイルシステムなど、各種OSに対応するファイルシステムをそのまま適用でき、またOSの違いを意識することなしにデータのやり取りをすることができる。

またユーザーデータだけでなく、ユーザーデータ領域に記録されるFAT等のディレクトリ情報の書換も当然可能である。従ってFAT等のディレクトリ情報等の更新が随時行われていくファイルシステムの適用に都合がよい。

また、AVシステム120を想定すれば、映像データや音楽データを、ISA、OSAの未記録領域が残されている限り、更新可能なメディアとして利用できるものとなる。

【0162】

またディスクドライブシステムにとって、追記型光記録ディスクに対して、ホストコンピュータ等から指定されたアドレスに対するデータの記録や読み込みは負荷の大きい処理である。書き込み命令が来た場合、もし指定されたアドレスが既に記録済みとわかっていれば、ディスクに対してアクセスすることなくエラーを返すことができる。同様に読み込み命令が来た場合、もし指定されたアドレスにデータが記録されていないとわかっていればアクセスすることなしにエラーを返すことができる。これを実現する為には、ディスクの記録状況を管理することが必要となるが、本実施の形態の、スペースビットマップにより、記録状況管理を実現した。

スペースビットマップを用意することで、大容量の追記型光ディスク上で、ランダム記録をドライブに負荷をかけずに実現することが可能となる。

また交替領域の記録状況も管理できるので、欠陥交替処理や論理上書きをする際の交替先のアドレスをディスクへアクセスすることなしに取得できる。

さらにリードインゾーン、リードアウトゾーンといった、ディスクの管理/制御情報領域もスペースビットマップにより管理することで管理/制御情報の記録状況を管理することもできる。とくにレーザのパワーを調整する為の領域、テストエリア(OPC)に対する管理は効果的である。従来、OPC領域の書くべきアドレスを探すのに、実際にディスクへアクセスして探索していたが、低パワーで記録された領域が未記録と判断される可能性がある。OPC領域をスペースビットマップで管理することでこの誤検出を防げる。

【0163】

上述の上書き機能とスペースビットマップを組み合わせることも、ドライブシステムの負荷低減となる。すなわち、上記図17~図21の処理から明らかなように、上書き機能を起動させるかどうかを、ディスクにアクセスすることなしに判断できる。

また書き込み時に欠陥があった領域、およびその周辺をスペースビットマップ上で記録済みとすることで、時間がかかる傷など欠陥のあるアドレスに対する記録処理を省くことが可能となる。また、これと上書き機能を組み合わせることで、ホストに対して見かけ上、

10

20

30

40

50



書き込みエラーなしに書き込み処理をおこなうことが可能となる。

【0164】

また、交替管理情報であるTDFLやスペースビットマップの更新処理については、TDMAに追加記録するようにするとともに、有効なTDFL/スペースビットマップを示す情報を記録させるようにすれば、各時点で有効なTDFL/スペースビットマップを判別できる。つまりディスクドライブ装置は交替管理情報の更新状態を適切に把握できる。

【0165】

また、スペースビットマップをTDMA内に記録することが、スペースビットマップの記録に主データ領域であるデータゾーンを用いないことを意味する。例えばISA等を利用するものではない。このため、データゾーンの有効利用や、交替領域であるISA、OSAを有効に活用した交替処理が可能である。例えば交替処理の際に、ISA、OSAをどちらを用いるかは、例えば交替元アドレスから見て近い方とするという選択も可能となる。このようにすれば、交替処理されたデータをアクセスする際の動作も効率化される。

10

【0166】

また、ディスク1への書き込み時に、書き込む領域が欠陥のために書き込めず、かつその後もデータが連続して送られている場合、交代処理を使うことでエラー報告を返すことなしに書き込み処理を続けることができる(図17, 図18参照)。

また傷により書き込みができない場合、その周辺の領域もまた書き込みができない場合が多い。そのため書き込みができない領域より後ろの領域に対して、実際にアクセスすることなしに一定の領域を欠陥領域として処理することができる。もし既にドライブシステム内に該当領域のデータが送られているのであれば交替処理をする。この際、たとえ3個以上の連続したクラスタを交替処理した場合でも、交替アドレス情報は2個のエントリのみを登録することが可能となる為、書き込み領域の節約になる。

20

また、こうして処理された領域を書き込み済みとしてスペースビットマップ上で処理することで、不正なアクセスを防ぐことができる。

書き込みができない領域より後ろの領域に対するデータが、ドライブシステム内にない場合、一定の領域をTDFLに交替先が未割り当ての欠陥クラスタとして登録し、スペースビットマップ上、記録済みとして処理する。この後、該当領域に対する書き込み命令がホストから来た場合には、ディスクドライブ装置はスペースビットマップから書き込み済みであると判断して、上書き機能によりエラーなしにデータを記録することが可能となる。

30

【0167】

またDMAでは書換可能型光ディスクとデータ構成を同じにすることで、書き換え可能型光ディスクのみを再生するシステムでも、本例のディスクの再生が可能となる。

【0168】

7. 第2のTDMA方式

7-1 TDMA

続いて、第2のTDMA方式について説明する。なお、基本的には同様の点が多いため、主に上述してきた第1のTDMAとの相違点を説明することとする。図1~図3に示したディスク構造は同様である。また図4~図8で述べたDMAの構成も同様である。

この第2のTDMA方式では、TDMA内にスペースビットマップを記録せず、スペースビットマップの記録にISAを用いることが、上記第1のTDMA方式と相違する。

40

【0169】

TDMAの構造は図26のようになる。

TDMAの大きさは2048クラスタとする。

クラスタ番号1(~4)としては、1クラスタ以上4クラスタ以内で構成されるTDFL(temporary defect list)を記録する。

TDFLに続くクラスタ番号nには、1クラスタで構成される光記録媒体の詳細情報であるTDDS(temporary disc definition structure)を記録する。

TDMA内では、TDFLとTDDSが1セットとなり、更新のために追加記録される場合は、その時点のTDMA内の未記録領域の先頭、つまり記録されているTDDSの直後

50

に、TDFLとTDDSが記録される。

【0170】

1～4クラスタで構成されるTDFLの構造は、図示しないが図11とほぼ同様である。但し、この場合、上記第1のTDMA方式のように最終セクタにTDDSが記録されることはない。つまり、図11の交替アドレス情報終端の後には全て「00h」となる。図26のようにTDDSはTDFLと別のクラスタとして記録される。

TDFL内におけるディフェクトリスト管理情報は、図7のとおりであり、また交替アドレス情報atiも図8のとおりである。ステータス1 = 「0101」「1010」とされることで複数の連続クラスタをまとめてエントリすることも同様にあり得る。

【0171】

TDFLと別クラスタで記録されるTDDSの構造は図27のようになる。この場合、TDDSは1クラスタであるため、DDS(図5参照)と同サイズである。そしてTDDSの内容は、図5で説明したDDSとほぼ同内容となる。ただし、図27と図5を比較してわかるように、バイト位置4からはTDDS通し番号、バイト位置16からはTDMA内のドライブエリア開始物理アドレス、バイト位置24からはTDMA内のTDFLの開始物理アドレス(ADDFL)となる。

【0172】

なお、2層ディスクの場合、レイヤ0、1にそれぞれTDMAが存在するが、上記第1のTDMA方式の場合と同様に、最初にレイヤ0のTDMAを使用してTDFL及びTDDSの更新を行っていき、レイヤ0のTDMAが消尽されてからレイヤ1のTDMAを使用するという使用方式が可能である。

【0173】

7-2 ISA及びOSA

ISA及びOSAを図28に示す。本例の場合、OSAのみが交替領域として使用され、ISAはスペースビットマップの記録領域として扱われる。

ISA及びOSAの大きさは、DDS、TDDSで定義される。ISAの大きさは初期化時に決定され、その後の大きさも固定であるが、OSAの大きさはデータを記録した後でも、変更することが可能である。

【0174】

交替処理のためにOSAにデータ書込を行う場合は、OSA内の最終クラスタから先頭クラスタへ向かって間を空けることなく順次記録される。

【0175】

ISAには、図示するようにISAの先頭クラスタから順番に使用されてスペースビットマップ(SBM#1～#5)が記録される。つまりスペースビットマップは上記第1のTDMA方式の場合と同様に1クラスタのサイズであり、最初のスペースビットマップはISAの先頭クラスタに記録される。その後、スペースビットマップを更新する場合は、ISAの未記録領域の先頭、つまり記録されている最後のスペースビットマップに続いて間を空けずに、新たなスペースビットマップが書き込まれるものとなる。

従って、ISA内に記録されているスペースビットマップのうち、最後のスペースビットマップが有効な情報となる。図28の場合、スペースビットマップSBM#5が有効な情報である。

スペースビットマップの構成は図10と同様である。但し、このスペースビットマップの場合も、最後のセクターにTDDSが記録されない点が、図10に示した構成と異なるものとなる。

【0176】

なお、2層ディスクの場合、レイヤ0用のスペースビットマップをレイヤ0のISAに記録し、またレイヤ1用のスペースビットマップをレイヤ1のISAに記録するようにすればよい。

但し、レイヤに関わらずレイヤ0、レイヤ1の各ISAをまとめて1つの大きな領域として扱い、最初はレイヤ0のISAから使用して各レイヤ用のスペースビットマップを記録

10

20

30

40

50

し、レイヤ0のISAが消尽されてからレイヤ1のISAを使用するという方式も可能である。

【0177】

ところで、ISAにスペースビットマップを記録する場合、本例のディスク1が他のディスクドライブ装置に装填された際に、ISAが交替領域として使用されてしまうことを防止する必要がある。

このためにTDDSの交替領域使用可能フラグ(図27参照)を利用する。

【0178】

1バイトの交替領域使用可能フラグは、1層ディスクの場合、図29(a)のように定義され、2層ディスクの場合、図29(b)のように定義されている。まず1層ディスクの場合、図29(a)のようにビットb7~b2はリザーブとされる。

ビットb1は、Outer Spare Area Full Flagであり、このビットが「1」のとき、OSAの全ての領域が記録済みであることを示す。

ビットb0は、Inner Spare Area Full Flagであり、このビットが「1」のとき、ISAの全ての領域が記録済みであることを示す。

また図29(b)の2層ディスクの場合、1層ディスクのビットアサインに加えて、2層目のISAおよびOSAに関するフラグがビットb2, b3に追加される。この場合ビットb0, b1は1層目のISA, OSAのフラグを示す。

【0179】

ここで、本例のようにスペースビットマップをISAに記録する場合、Inner Spare Area Full Flagとしてのビットを「1」にセットする。

すると、他のディスクドライブ装置では、ISAに空き領域が無いように見えることになるため、そのディスクドライブ装置が交替処理のためにISAを使用することは防止できる。

【0180】

8. 第2のTDMA方式に対応する動作

8-1 データ書込

第2のTDMA方式の場合に、ディスクドライブ装置のシステムコントローラ60が行うデータ書込処理を図30に示す。

なお、この場合も、以下説明するデータ書込処理が行われる時点では、ディスク1が装填され、かつ、その装填時のディスク1のTDMAに記録されていたTDFL、TDDS、及びスペースビットマップがキャッシュメモリ60aに読み込まれている状態であるとする。また、論理-物理アドレス変換については省略する。

【0181】

システムコントローラ60に対して、AVシステム120等の宿主機器から或るアドレスに対する書き込み要求が来たとする。

この場合システムコントローラ60において図30の処理が開始される。まずステップF501では、キャッシュメモリ60aに取り込んである(或いはキャッシュメモリ60aで更新された最新の)スペースビットマップを参照して、指定されたアドレス(クラスタ)が記録済か未記録かを確認する。

【0182】

もし未記録であればステップF502からF503に進む。この場合、未だ記録が行われていないアドレスに対する書込命令となるため通常の手続きとなる。

即ちシステムコントローラ60は、ステップF503で、指定されたアドレスに対して、データ書込を行う制御を実行する。つまりピックアップ51を指定されたアドレスにアクセスさせて、書込が要求されたデータの記録を実行させる。そしてデータ書込が正常に終了した場合は、ステップF504に進み、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップの更新を行う。つまりスペースビットマップにおいて、今回書き込んだクラスタに相当するビットを、書込済を示す値にする。

以上で書込要求に対する処理を終える。

10

20

30

40

50

## 【 0 1 8 3 】

なお、この図 3 0 では説明を省略したが、書込時にディスク上の傷などによるエラーが生じた場合、交替処理が行われる場合がある。その場合、図 1 8 で説明したような交替処理が行われればよい。

## 【 0 1 8 4 】

ステップ F 5 0 2 で、ホスト機器より書込のために指定されたアドレスがスペースビットマップによって書込済であると判断された場合は、ステップ F 5 0 5 に進む。

その場合システムコントローラ 6 0 はデータ書換の機能が有効で有るか否かを判断する。なお、データ書換機能の有効化処理については図 3 1 で述べる。

データ書換機能が有効でなければ、ステップ F 5 0 6 に進んで、ホスト機器にエラーを返し、処理を終了する。

10

## 【 0 1 8 5 】

データ書換機能が有効であれば、ステップ F 5 0 7 に進み、まず実際にデータ書換のための交替処理が可能であるか否かを判断する。

この場合も、交替処理を行うためには、O S A に少なくとも今回のデータ書込を行う空きがあり、且つその交替処理を管理する交替アドレス情報 a t i のエントリを追加する(つまり T D F L を更新する)余裕が T D M A に存在することが必要となる。

## 【 0 1 8 6 】

O S A に空きがあり、かつ T D M A に更新のための空きがあれば、システムコントローラ 6 0 の処理はステップ F 5 0 7 から F 5 0 8 に進み、ピックアップ 5 1 を O S A にアクセスさせて、今回書込が要求されたデータを、O S A へ記録させる。

20

次にステップ F 5 0 9 でキャッシュメモリ 6 0 a 内のスペースビットマップの更新を行う。つまりデータ書換のために交替処理によって O S A 内で実際にデータを書き込んだアドレス(クラスタ)に該当するビットを記録済みにする。

またステップ F 5 1 0 では、キャッシュメモリ 6 0 a 内で T D F L を更新する。即ち、今回の交替処理を示す交替アドレス情報 a t i を新たに追加(又は過去に同一交替元アドレスのエントリがあれば書換)するようにし、さらにディフェクトリスト管理情報内のディフェクトリスト登録数や I S A / O S A の未記録クラスタ数の値の更新を行う。

そして、書込要求に対する処理を終える。このような処理により、既に記録済のアドレスに対する書込要求、即ちデータ書換要求があった場合も、システムコントローラ 6 0 は、O S A を利用して対応できるものとなる。

30

## 【 0 1 8 7 】

一方、ステップ F 5 0 7 で O S A に空き領域が無い場合、或いは T D M A に更新のための空き領域が無い場合は、交替処理が不能でデータ書換に対応できないため、ステップ F 5 1 1 に進んで、書き込み領域がないとしてエラーをホストシステムに返し、処理を終了する。

なお、ステップ F 5 1 0 で交替処理に応じて新たに交替アドレス情報 a t i を生成する際には、上述した図 2 0 の処理を行えばよい。

## 【 0 1 8 8 】

なお、スペースビットマップの記録領域である I S A に未記録領域が存在しない場合には、スペースビットマップの更新のための記録ができなくなる。

40

この場合には、例えば以下のような対策をとり、ユーザデータの記録は許可するようにする。

- ・ディスクドライブ装置は、I S A にスペースビットマップが書き込まれ、かつ未記録領域が存在しないディスクがマウントされたときには、最後のスペースビットマップからディスク上の未記録領域に関して R F 信号(再生データ信号)のチェックを行い、スペースビットマップを再構築するようにする。

- ・ディスクドライブ装置は、I S A にビットマップ情報が書き込まれ、かつ未記録領域が存在しないディスクに関しては、記録されたユーザデータの最後のアドレス以降に関して制限的な書き込み(シーケンシャルライト)のみ許可する。

50

## 【0189】

ところで、本例の場合はI S Aをスペースビットマップの記録に用いるため、装填されたディスク1が、I S Aをスペースビットマップに用いて良いディスクが否かで、データ書換機能を有効化/無効化する必要がある。

即ちステップF 5 0 5での判断の際には、図3 1の処理に基づく設定を確認することになる。

## 【0190】

図3 1の書換機能設定処理は、例えばディスク装填時などに行う。

ディスクが装填された際にら、システムコントローラ6 0は、ステップF 6 0 1でディスクのT D D Sをチェックし、バイト位置5 2の交替領域使用可能フラグ(Spare Area Full 10  
Flags)のビットb 0を確認する。

図2 9で述べたように、I S Aにスペースビットマップを記録する本例のディスク1では、ビットb 0が「1」とされている。その一方で、I S Aを交替領域と使用するディスクであっても、既にI S Aが全て交替領域として使用されていたのであればビットb 0は「1」とされている。

つまり、少なくとも本例のディスクであれば、ビットb 0が「1」とされており、一方、本例のディスクではない場合、ビットb 0は「0」又は「1」であって、少なくとも「0」であれば本例のディスクではない。

そこで、ビットb 0 = 「0」であった場合は、ステップF 6 0 4に進んで書換機能をオフとする。 20

## 【0191】

この場合、そのディスクについては本例のディスクドライブ装置によって交替処理やスペースビットマップの記録は行われないようにする。つまり、図3 0のステップF 5 0 7 ~ F 5 1 1の処理が行われない。また、図3 0では示さなかったが、通常の手入れを行った場合のステップF 5 0 4のスペースビットマップの更新も行わない。

これにより、本例の手入れ動作は実行されないが、そのディスクのI S Aの状態は保たれ、再生の互換性は確保される。

## 【0192】

ステップF 6 0 1でビットb 0 = 「1」であった場合は、本例のディスク1である可能性があるため、ステップF 6 0 4に進んでI S Aの最終クラスタを確認する。 30

I S Aの最後のクラスタがビットマップ情報である場合、ステップF 6 0 3からF 6 0 5に進んでスペースビットマップを取得(キャッシュメモリ6 0 aに取込)し、ステップF 6 0 6で書き換え機能を有効にする。

一方、ステップF 6 0 3でI S Aの最後のクラスタがビットマップ情報ではないと判断された場合、ステップF 6 0 4で書き換え機能を無効にする。

## 【0193】

このような設定処理により、I S Aをスペースビットマップの記録に用いる本例のディスクに対して、データ書換が有効化される。一方、I S Aを交替領域として用いるディスク(他のディスクドライブ装置で記録が行われたディスク)については、I S Aをスペースビットマップの記録に使用せず、本例の手入れも行わない。 40

## 【0194】

## 8 - 2 データ読出

続いて、ディスクドライブ装置によるディスク1に対するデータ再生時のシステムコントローラ6 0の処理を図3 2で説明する。

システムコントローラ6 0に対して、A Vシステム1 2 0等のホスト機器から或るアドレスに対する読出要求が来たとする。

この場合システムコントローラ6 0の処理はステップF 7 0 1でスペースビットマップを参照して、要求されたアドレスがデータ記録済であるか否かを確認する。

もし、要求されたアドレスがデータ未記録であったとしたら、ステップF 7 0 2に進み、指定されたアドレスが誤っているとして、ホスト機器にエラーを返して処理を終了する。 50

指定されたアドレスが記録済みである場合、ステップF703に進んで、TDFL内に記録されている交替アドレス情報 a t i を検索し、交替元アドレスとして、今回指定されたアドレスが登録されているか否かを確認する。

#### 【0195】

指定されたアドレスが、交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスではなかった場合は、ステップF703からF704に進み、指定されたアドレスからデータ再生を行って処理を終える。これは、ユーザーデータ領域に対する通常の再生処理となる。

一方、ステップF703で、読出要求に係るアドレスが交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスであった場合は、ステップF703からF705に進み、当該交替アドレス情報 a t i から、交替先アドレスを取得する。即ちOSA内のアドレスである。

そしてシステムコントローラ60は、ステップF706で、交替先アドレスとして登録されているOSA内のアドレスからデータ読出を実行させ、再生データをAVシステム120等のホスト機器に転送して処理を終える。

このような処理により、既にデータ書換が実行された後において、そのデータの再生が要求された場合も、適切に最新のデータを再生し、ホスト機器に転送できるものとなる。

#### 【0196】

##### 8-3 TDFL/スペースビットマップ更新及び互換ディスクへの変換

上述した第1のTDMA方式の場合と同様に、キャッシュメモリ60aで更新されたTDFLやスペースビットマップは、イジェクト時など所定の時点でディスク1上に記録させる。

この第2のTDMA方式の場合、交替管理情報(TDFL、TDDS)とスペースビットマップのディスク1への記録処理は図33のようになる。

即ちシステムコントローラ60は、ステップF801で、キャッシュメモリ60a内でTDFLが更新されたか否かを確認する。TDFLが更新されている場合、ステップF802に進んで、TDFLをディスク1のTDMA内の空き領域の先頭から記録させる。

またステップF803で、TDDSをディスク1のTDMA内の空き領域の先頭から記録させる。

なお、これらTDFL、TDDSをTDMA内に記録することに応じて、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップを更新する。

#### 【0197】

ステップF804では、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップが更新されているか否かを確認する。

キャッシュメモリ60a内のスペースビットマップが更新されているのであれば、ステップF805に進む。そしてキャッシュメモリ60a内のスペースビットマップを、ディスク1のISA内の空き領域の先頭から記録させる。

#### 【0198】

このように、TDFL、TDDSがTDMA内に記録され、スペースビットマップがISA内に記録されて、ディスク1において交替情報及び書込有無提示情報が反映されるものとなる。

#### 【0199】

また、このようにTDMA内でTDFL、TDDSが更新されていくが、書換型ディスクとの再生互換性を確保するには、ファイナライズ時において、TDMA内の情報をDMAに記録することが必要となる。

この場合、最新のTDFL、TDDSが、そのままDMAに記録されればよい。但し、TDFL内の交替アドレス情報 a t i については、全てをステータス1 = 「0000」のエントリに変換する必要があり、そのために図12のステップF405～F407の処理が行われればよい。

#### 【0200】

##### 9. 第2のTDMA方式による効果

このような第2のTDMA方式を用いても、基本的には第1のTDMA方式の場合と同様

10

20

30

40

50

の効果を得ることができる。

本例の場合、スペースビットマップをI S Aに記録するが、これは、既存のディスクに対して特にディスクレイアウトを変更しないものとなるため、互換性の維持の点で好適である。

またスペースビットマップを記録するI S Aについては、交替領域使用可能フラグを「1」としておくため、他のディスクドライブ装置でI S Aが交替領域として使用されてしまうことはない。

そしてスペースビットマップをT D M Aに記録しないことは、T D M AをT D F L, T D D Sの更新に有効利用できる。つまり交替管理情報の更新可能回数を増大することができる。多数回のデータ書換に対応できるようになる。

10

#### 【0201】

以上、実施の形態のディスク及びそれに対応するディスクドライブ装置について説明してきたが、本発明はこれらの例に限定されるものではなく、要旨の範囲内で各種変形例が考えられるものである。

例えば本発明の記録媒体としては、光ディスク媒体以外の記録媒体、例えば光磁気ディスク、磁気ディスク、半導体メモリによるメディアなどにも適用できる。

#### 【0202】

##### 【発明の効果】

以上の説明から理解されるように本発明よれば以下のような効果が得られる。本発明によれば、ライトワンス型の記録媒体を、実質的にデータ書換可能な記録媒体として用いることができる。そして従って、書換可能記録媒体に対応するF A T等のファイルシステムをライトワンス型の記録媒体に用いることができるようになり、ライトワンス型の記録媒体の有用性を著しく向上させることができるという効果がある。例えばパーソナルコンピュータ等の情報処理装置で標準的なファイルシステムであるF A Tファイルシステムは、各種O S（オペレーティングシステム）から書換可能記録媒体の記録再生ができるファイルシステムであるが、本発明によればライトワンス型の記録媒体に対してもF A Tファイルシステムをそのまま適用することができ、かつO Sの違いを意識することなしにデータのやり取りをすることができるようになる。またこれは互換性維持の点でも好適である。

20

#### 【0203】

また本発明によれば、交替領域や交替管理情報の更新のための領域が残っている限り、ライトワンス型の記録媒体をデータ書換可能な記録媒体として利用できるため、ライトワンス型の記録媒体を有効に利用でき、資源の無駄を低減できるという効果もある。

30

#### 【0204】

また、書込有無提示情報（スペースビットマップ）によって、記録媒体上の各記録層の各データ単位（各クラスタ）が書込済か否かが判別できる。記録装置、再生装置においては、ホストコンピュータ等から指定されたアドレスに対するデータの記録や読込は負荷の大きい処理であるが、例えば書込要求の際に書込有無提示情報から、指定されたアドレスが既に記録済みとわかっていれば、記録媒体に対してアクセスすることなくエラーを返したり、或いは交替処理によるデータ書換処理に移行できる。特に言えば、データ書換の機能を実行するか（できるか）否かの判断も、記録媒体にアクセスすることなく可能となる。また読出要求の際に、書込有無提示情報から、指定されたアドレスが未記録とわかっていれば、記録媒体に対してアクセスすることなくエラーを返すことができる。

40

つまり、記録媒体に対するランダムアクセス記録再生を実現する際の記録装置、再生装置に対する処理負担を軽減できる。

#### 【0205】

また書込有無提示情報によれば、交替領域の記録状況も管理できるので、欠陥やデータ書換のための交替処理を行う際の交替先のアドレスを記録媒体へアクセスすることなしに取得できる。

さらにリードイン/リードアウト等の管理/制御情報領域も書込有無提示情報で管理できる。このため、例えばレーザパワーを調整する為のO P Cの使用済み範囲の把握などにも

50

好適である。つまり、O P C 内でレーザーパワー調整のための試し書き領域を探索する際に、記録媒体へアクセスする必要が無くなると共に、記録済か否かの誤検出も防止できる。

また書込時に欠陥があった領域、およびその周辺を書込有無提示情報で記録済みとすることで、時間がかかる傷など欠陥のあるアドレスに対する記録処理を省くことが可能となる。また、これと書換え機能を組み合わせることで、ホストに対して見かけ上、書き込みエラーなしに書き込み処理を行うことが可能となる。

#### 【 0 2 0 6 】

また第 2 の交替管理情報領域に記録される交替管理情報としては、1 つのデータ単位毎に、交替元アドレスと交替先アドレスを示す第 1 の情報形式によるものと、物理的に連続した複数のデータ単位をまとめて交替元アドレスと交替先アドレスを示す第 2 の情報形式によるものが含まれる。第 2 の情報形式によって複数のデータ単位の交替処理をまとめて管理することで、交替管理情報におけるエントリ（交替アドレス情報 a t i ）の数を節約でき、第 2 の交替管理情報領域の節約、及びこれによるより多数回の更新の可能性を得ることができる。また、第 2 の情報形式によって管理された交替処理にかかる複数のデータ単位についても、書込有無提示情報（スペースビットマップ）において書込済とすることで、書込有無提示情報に基づいて適切な動作処理が可能となり、不正或いは誤動作としてのアクセスを防ぐことができる。

#### 【 0 2 0 7 】

また、上記第 1 の交替管理情報領域は、上記第 2 の交替管理情報領域における最新の交替管理情報が、全て上記第 1 の情報形式とされた状態で記録される。これは、第 1 の交替管理情報領域における交替管理情報を用いてアクセスを行う記録再生装置において、本発明の記録媒体を適切に記録再生できるものとなることを意味する。従って、互換性維持の効果を得ることができる。

#### 【 図面の簡単な説明 】

【 図 1 】本発明の実施の形態のディスクのエリア構造の説明図である。

【 図 2 】実施の形態の 1 層ディスクの構造の説明図である。

【 図 3 】実施の形態の 2 層ディスクの構造の説明図である。

【 図 4 】実施の形態のディスクの D M A の説明図である。

【 図 5 】実施の形態のディスクの D D S の内容の説明図である。

【 図 6 】実施の形態のディスクの D F L の内容の説明図である。

【 図 7 】実施の形態のディスクの D F L 及び T D F L のディフェクトリスト管理情報の説明図である。

【 図 8 】実施の形態のディスクの D F L 及び T D F L の交替アドレス情報の説明図である。

【 図 9 】実施の形態のディスクの T D M A の説明図である。

【 図 1 0 】実施の形態のディスクのスペースビットマップの説明図である。

【 図 1 1 】実施の形態のディスクの T D F L の説明図である。

【 図 1 2 】実施の形態のディスクの T D D S の説明図である。

【 図 1 3 】実施の形態のディスクの I S A , O S A の説明図である。

【 図 1 4 】実施の形態の T D M A 内のデータ記録順の説明図である。

【 図 1 5 】実施の形態の 2 層ディスクの T D M A の使用状態の説明図である。

【 図 1 6 】実施の形態のディスクドライブ装置のブロック図である。

【 図 1 7 】実施の形態のデータ書込処理のフローチャートである。

【 図 1 8 】実施の形態のユーザデータ書込処理のフローチャートである。

【 図 1 9 】実施の形態の上書機能処理のフローチャートである。

【 図 2 0 】実施の形態の交替アドレス情報生成処理のフローチャートである。

【 図 2 1 】実施の形態のデータ読出処理のフローチャートである。

【 図 2 2 】実施の形態の T D F L / スペースビットマップ更新処理のフローチャートである。

10

20

30

40

50

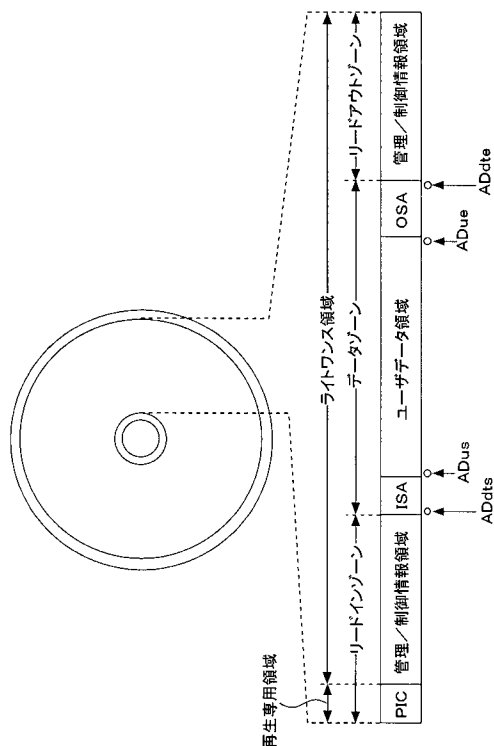


- 【図23】実施の形態の交替アドレス情報再編処理のフローチャートである。
- 【図24】実施の形態の交替アドレス情報再編処理の説明図である。
- 【図25】実施の形態の互換ディスクへの変換処理のフローチャートである。
- 【図26】実施の形態のディスクのTDMAの説明図である。
- 【図27】実施の形態のディスクのTDDSの説明図である。
- 【図28】実施の形態のディスクのISA, OSAの説明図である。
- 【図29】実施の形態の交替領域使用可能フラグの説明図である。
- 【図30】実施の形態のデータ書込処理のフローチャートである。
- 【図31】実施の形態の書換機能設定処理のフローチャートである。
- 【図32】実施の形態のデータ読出処理のフローチャートである。
- 【図33】実施の形態のTDFL/スペースビットマップ更新処理のフローチャートである。

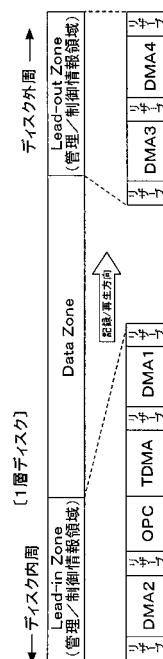
【符号の説明】

- 1 ディスク、51 ピックアップ、52 スピンドルモータ、53 スレッド機構、54 マトリクス回路、55 リーダ/ライタ回路、56 変復調回路、57 ECCエンコーダ/デコーダ、58 ウォブル回路、59 アドレスデコーダ、60 システムコントローラ、60a キャッシュメモリ、61 サーボ回路、62 スピンドルサーボ回路、63 レーザドライバ、120 AVシステム

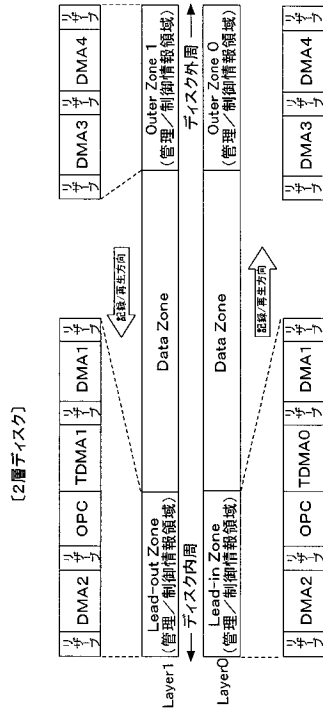
【図1】



【図2】



【 図 3 】



【 図 4 】

DMA		クラスタ番号	内容	クラスタ数
		1-4	DDS(同じものを4回繰り返し)	4
		5-8	DFL#1	4
		9-12	DFL#2(#1と同じ内容)	4
		13-16	DFL#3(#1と同じ内容)	4
		17-20	DFL#4(#1と同じ内容)	4
		21-24	DFL#5(#1と同じ内容)	4
		25-28	DFL#6(#1と同じ内容)	4
		29-32	DFL#7(#1と同じ内容)	4

32 クラスタ

【 図 5 】

バイト位置	内容	バイト数
0	DDS識別示="DS"	2
2	DDS形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	DDS更新回数(=最後のTDDSの通し番号)	4
8	リザーブ(00h)	8
16	DMA内 Drive Area 開始物理セクタアドレス(AD.DRV)	4
20	リザーブ(00h)	4
24	DMA内 Defect List 開始物理セクタアドレス(AD.DFL)	4
28	リザーブ(00h)	4
32	ユーザーデータ領域の開始物理セクタアドレス	4
36	ユーザーデータ領域の終了物理セクタアドレス	4
40	内周側1層目交替領域(ISA0)の大きさ	4
44	外周側交替領域(OSA0, OSA1)の大きさ	4
48	内周側2層目交替領域(ISA1)の大きさ	4
52	交替領域使用可能フラグ	1
53	リザーブ(00h)	65488

1セクタ (65536 バイト)

【 図 6 】

DFL(デフレクトリスト)		バイト位置	内容	バイト数
		0	デフレクトリスト管理情報	64
		64	交替アドレス情報 .ati#1	8
		72	交替アドレス情報 .ati#2	8
		64+8 x N	交替アドレス情報 .ati#N	8
			交替アドレス情報終端	8
			00h	
			00h	

4クラスタ

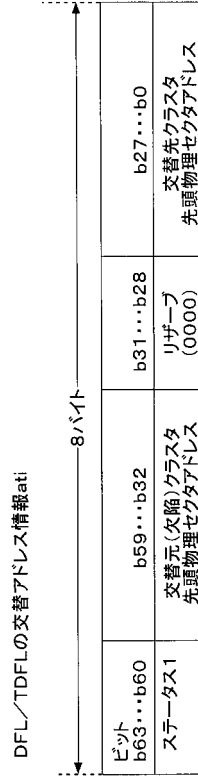
【 図 7 】

DFL/TDFLのディフェクトリスト管理情報

クラスタ番号	内容	バイト数
0	DFL識別示="DL"	2
2	DFL形式番号	1
3	リザーブ00h	1
4	DFL更新回数	4
8	リザーブ00h	4
12	DFL登録数(N,DFL)	4
16	リザーブ00h	4
24	ISA/OSAの未記録クラスタ数	8
28	リザーブ00h	4
		36

64  
バイト

【 図 8 】



【ステータス1】  
 0000.....通常の交替  
 0101.....ハースト転送開始アドレス  
 1010.....ハースト転送終了アドレス  
 上記値以外.....リザーブ

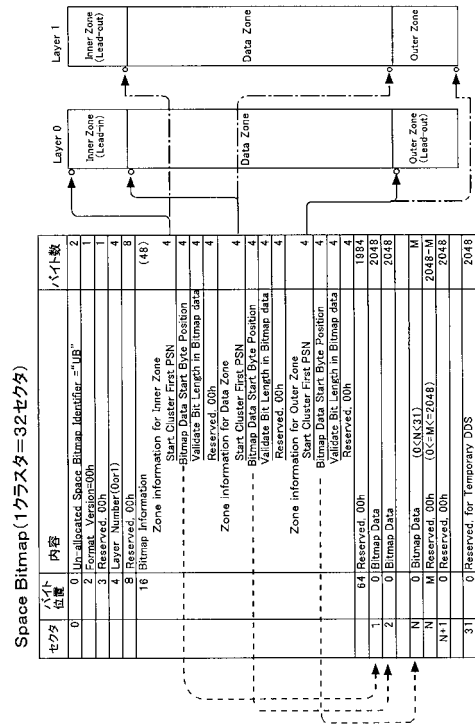
【 図 9 】

Temporary DMA (TDMA)

クラスタ番号	内容	クラスタ数
1	Space Bitmap for Layer0	1
2	Space Bitmap for Layer1	1
3	Temporary Defect List (TDFL)	1~4
2048		

2048  
クラスタ

【 図 10 】



【 図 1 1 】

TDFL(テンポラリディフェクトリスト)

バイト位置	内容	バイト数
0	ディフェクトリスト管理情報	64
64	交替アドレス情報 ati:#1	8
72	交替アドレス情報 ati:#2	8
	交替アドレス情報 ati:#N	8
	交替アドレス情報終端 00h	8
64+8×N		
65536×N-2048	Temporary DDS(TDDS)	2048

1~4クラスタ

【 図 1 2 】

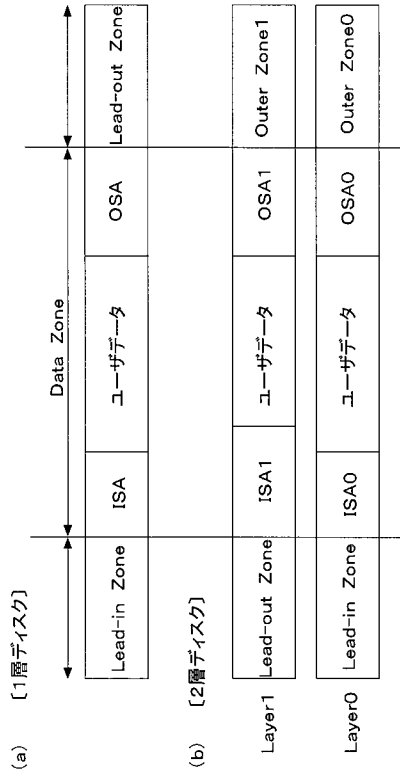
TDDS(Temporary Disc Definition Structure)

バイト位置	内容	バイト数
0	DDS識別示="DS"	2
2	DDS形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	TDDS通し番号	4
8	リザーブ(00h)	8
16	TDMA内Drive Area開始物理セクタアドレス(AD_DRV)	4
20	リザーブ(00h)	4
24	TDMA内 Temporary Defect List 開始物理セクタアドレス(AD_DFL)	4
28	リザーブ(00h)	4
32	ユーザー領域の開始物理セクタアドレス	4
36	ユーザー領域の終了物理セクタアドレス	4
40	内周側1層目交替領域(ISA0)の大きさ	4
44	外周側交替領域(OSA0, OSA1)の大きさ	4
48	内周側2層目交替領域(ISA1)の大きさ	4
52	交替感使用可能フラグ	1
53	リザーブ(00h)	971
1024	ユーザー領域最終記録物理セクタアドレス(LRA)	4
1028	TDMA内最新Space Bitmap(1層目)開始物理セクタアドレス(AD_BPO)	4
1032	TDMA内最新Space Bitmap(2層目)開始物理セクタアドレス(AD_BP1)	4
1036	上書き機能使用可否フラグ(1:使用可能)	1
1037	リザーブ(00h)	1011

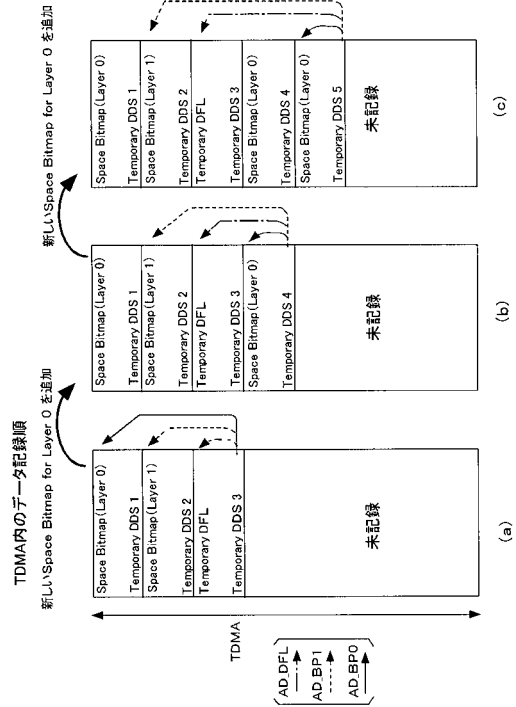
1セクタ(2048バイト)

【 図 1 3 】

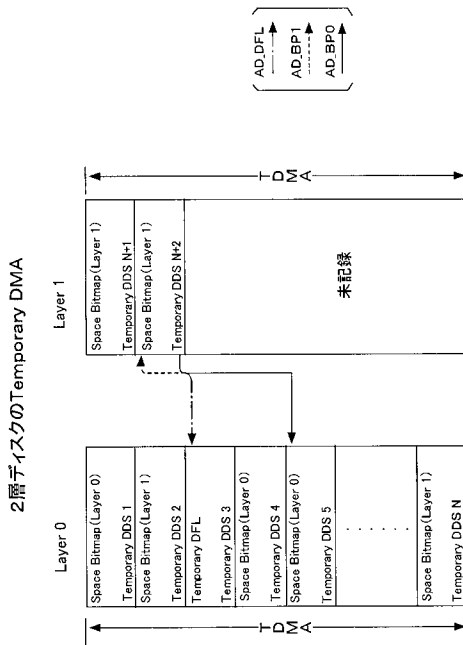
交替領域ISAとOSA



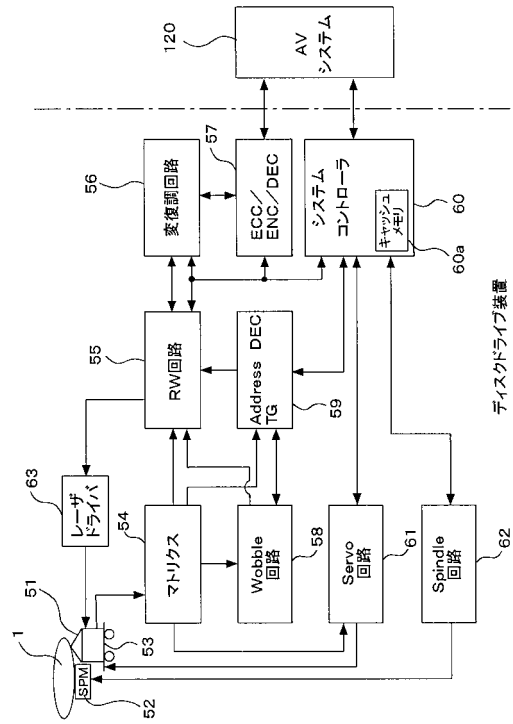
【 図 1 4 】



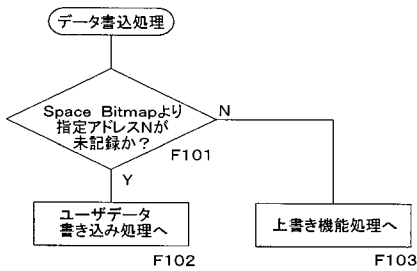
【 図 1 5 】



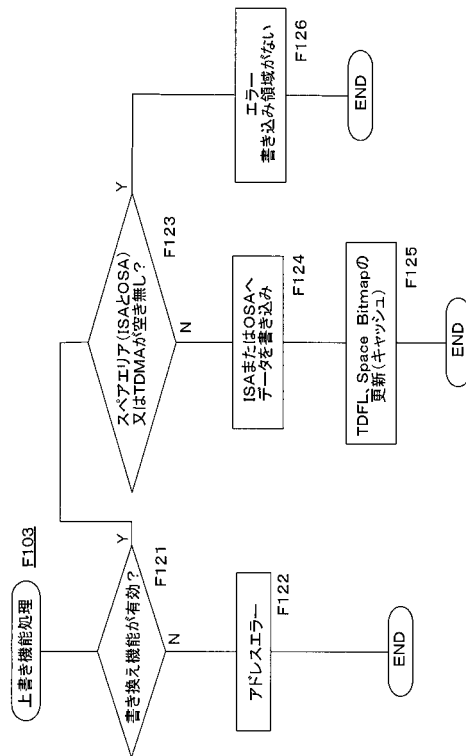
【 図 1 6 】



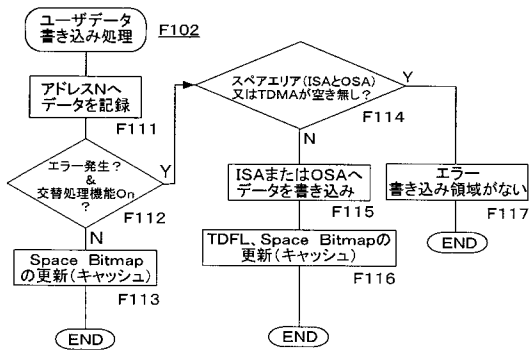
【 図 1 7 】



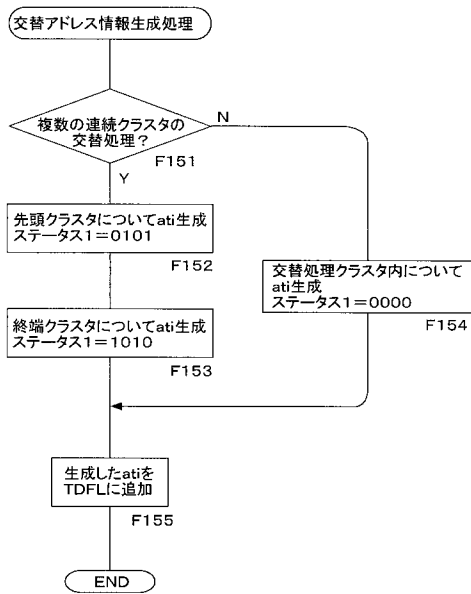
【 図 1 9 】



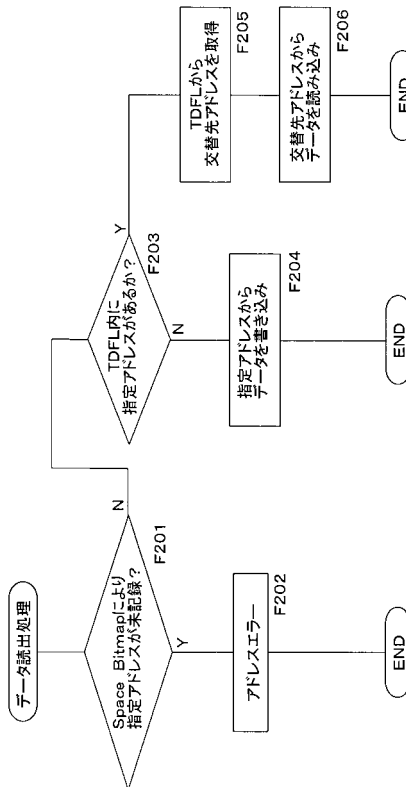
【 図 1 8 】



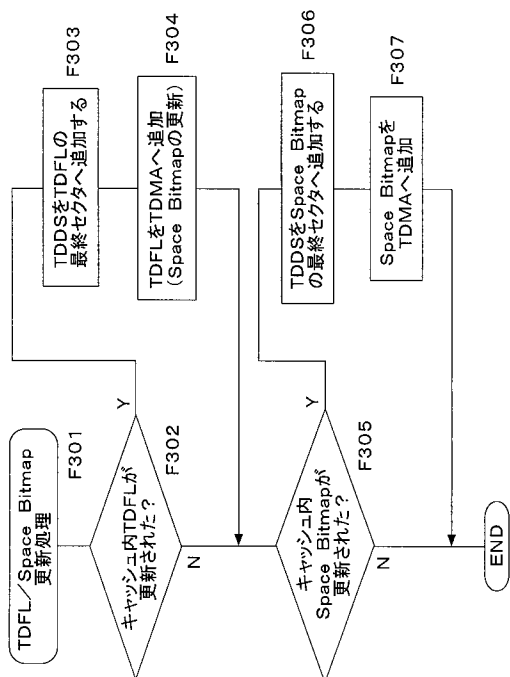
【 図 2 0 】



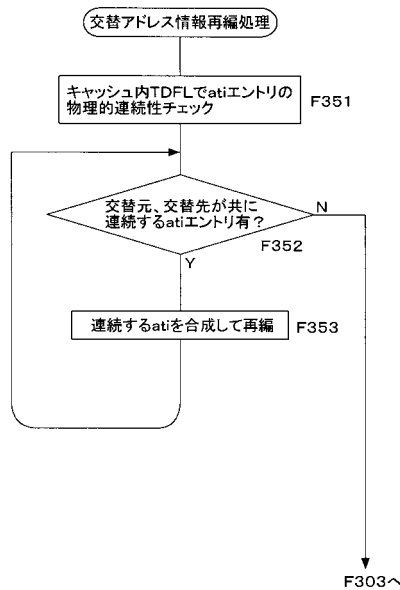
【 図 2 1 】



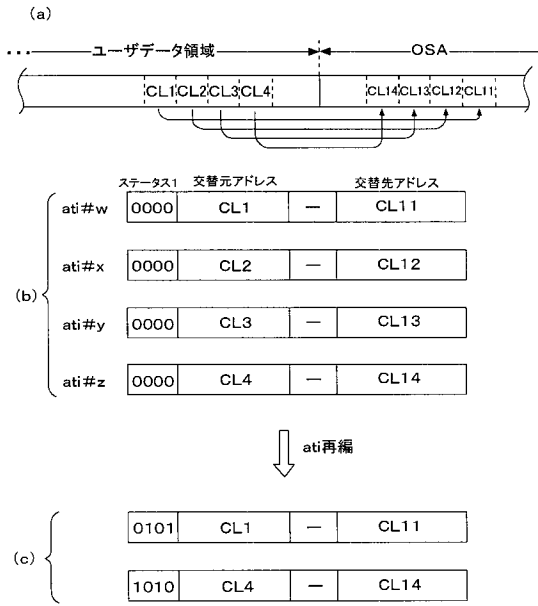
【 図 2 2 】



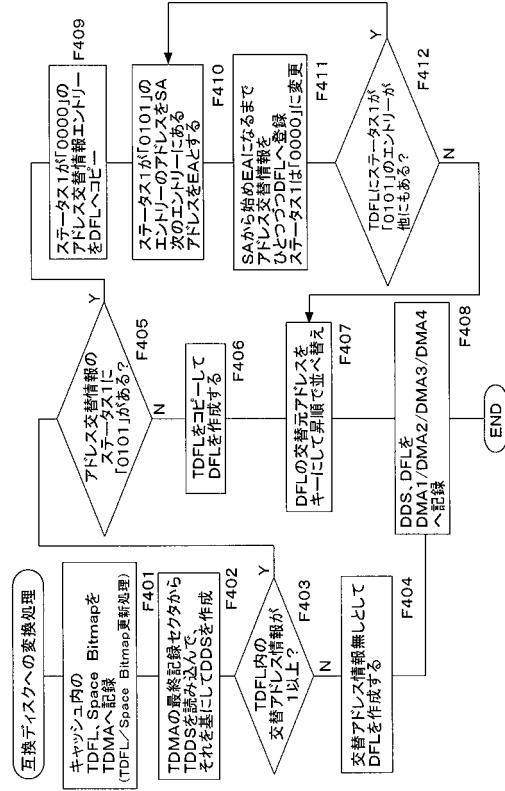
【 図 2 3 】



【 図 2 4 】



【 図 2 5 】



【 図 2 6 】

Temporary DMA (TDMA)

クラスタ番号	内容	クラスタ数
1 (~4)	Temporary Defect List (TDFL)	1 ~ 4
n	Temporary DDS (TDDS)	1
2048		

2048 クラスタ

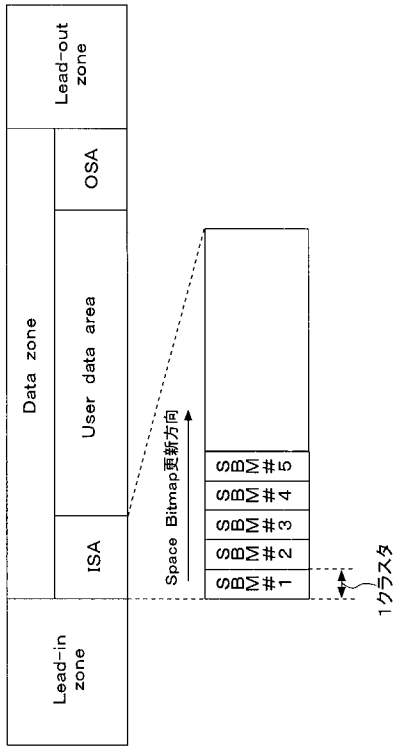
【 図 2 7 】

TDDS (Temporary Disc Definition Structure)

バイト位置	内容	バイト数
0	DDS識別子="DS"	2
2	DDS形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	TDDS更新回数(=TDDSの通し番号)	4
8	リザーブ(00h)	8
16	Drive Area 開始物理セクタアドレス(AD.DRV)	4
20	リザーブ(00h)	4
24	TDMA内 Defect List 開始物理セクタアドレス(AD.DFL)	4
28	リザーブ(00h)	4
32	ユーザーデータ領域の開始物理セクタアドレス	4
36	ユーザーデータ領域の終了物理セクタアドレス	4
40	内周側1層目交換領域(OSA0)の大きさ	4
44	外周側交換領域(OSA0, OSA1)の大きさ	4
48	内周側2層目交換領域(OSA1)の大きさ	4
52	交換領域使用可能フラグ	1
53	リザーブ(00h)	1
		65483

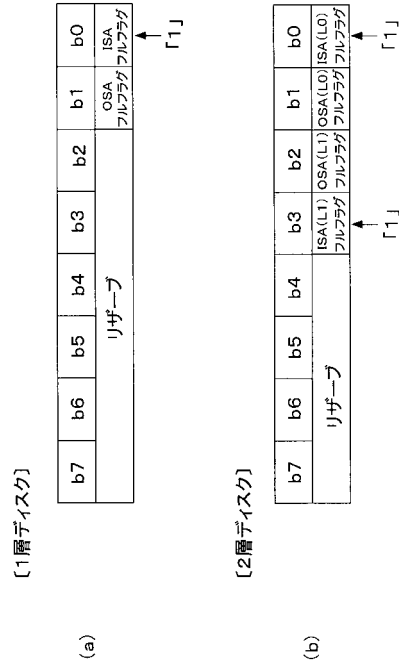
1セクタ (65536 バイト)

【 図 28 】

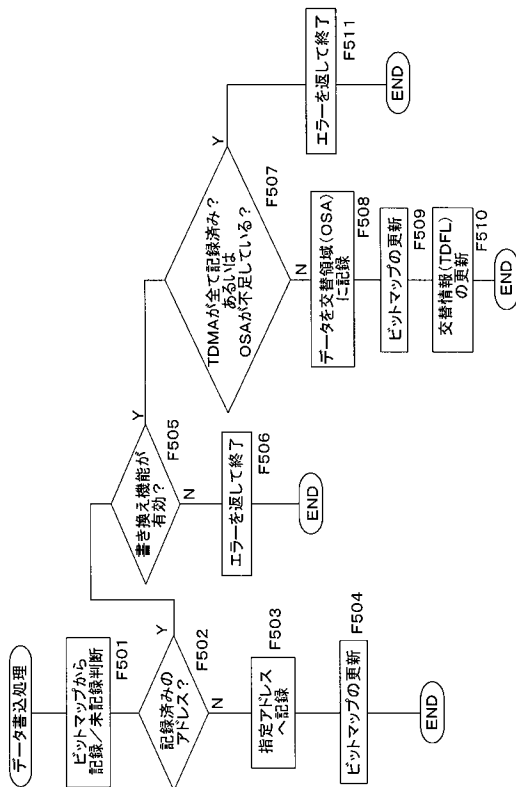


【 図 29 】

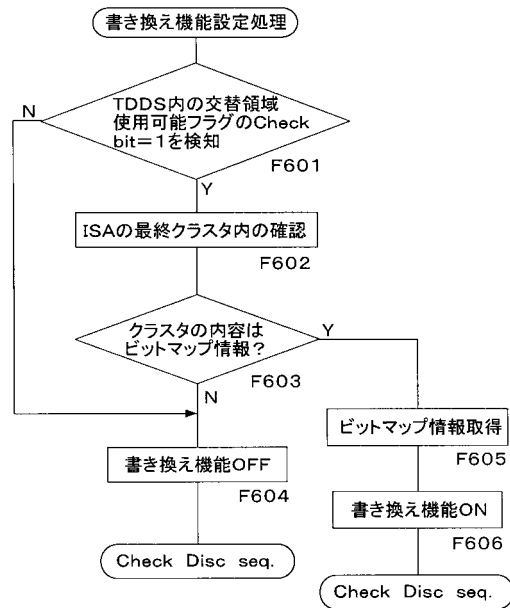
交替領域使用可能フラグ(1バイト)



【 図 30 】

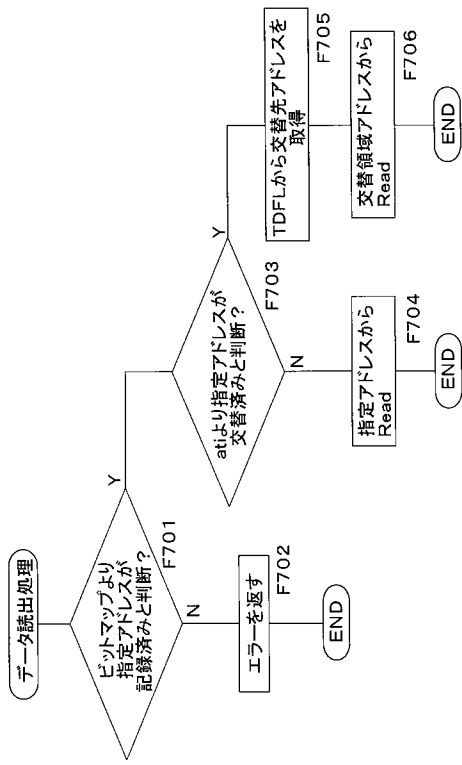


【 図 31 】

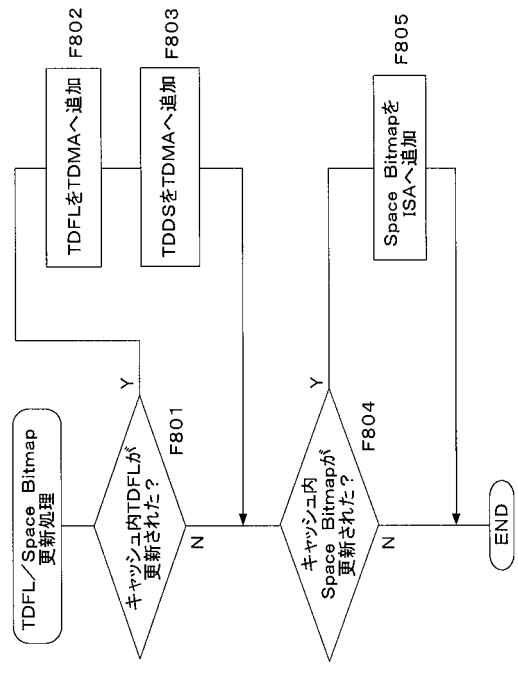




【 図 3 2 】



【 図 3 3 】



---

フロントページの続き

(51) Int.Cl. F I  
**G 1 1 B 27/00 (2006.01)** G 1 1 B 27/00 D

(72) 発明者 倉岡 知孝  
東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

審査官 中村 豊

(56) 参考文献 特開平09-102173(JP,A)  
特開平07-129330(JP,A)  
特開2000-357374(JP,A)  
特開2001-351334(JP,A)  
特開2002-329321(JP,A)  
特開2000-251446(JP,A)

(58) 調査した分野(Int.Cl., DB名)

G11B 20/12  
G11B 7/004  
G11B 7/0045  
G11B 7/0055  
G11B 20/10  
G11B 27/00