

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4416914号  
(P4416914)

(45) 発行日 平成22年2月17日(2010.2.17)

(24) 登録日 平成21年12月4日(2009.12.4)

(51) Int.Cl.		F I	
<b>G 1 1 B 20/12</b>	<b>(2006.01)</b>	G 1 1 B 20/12	
<b>G 0 6 F 3/06</b>	<b>(2006.01)</b>	G 0 6 F 3/06	3 0 6 Z
<b>G 1 1 B 27/00</b>	<b>(2006.01)</b>	G 1 1 B 27/00	D

請求項の数 3 (全 10 頁)

(21) 出願番号	特願2000-120611 (P2000-120611)	(73) 特許権者	398038580
(22) 出願日	平成12年4月21日(2000.4.21)		ヒューレット・パカード・カンパニー
(65) 公開番号	特開2000-322841 (P2000-322841A)		HEWLETT-PACKARD COMPANY
(43) 公開日	平成12年11月24日(2000.11.24)		アメリカ合衆国カリフォルニア州パロアルト
審査請求日	平成14年9月19日(2002.9.19)		ト ハノーバー・ストリート 3000
審判番号	不服2006-8508 (P2006-8508/J1)	(74) 代理人	100075513
審判請求日	平成18年4月28日(2006.4.28)		弁理士 後藤 政喜
(31) 優先権主張番号	301880	(74) 代理人	100078053
(32) 優先日	平成11年4月29日(1999.4.29)		弁理士 上野 英夫
(33) 優先権主張国	米国 (US)	(74) 代理人	100114236
			弁理士 藤井 正弘
		(74) 代理人	100120260
			弁理士 飯田 雅昭

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データ記憶媒体によりドライブに制御情報を提供する方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

データ記憶媒体によりドライブに制御情報を提供する方法であって、  
 データ記憶媒体上の制御データ構造を前記ドライブにより読み出し、該制御データ構造が、識別子、第1の制御ビット、及び第2の制御ビットを含み、  
前記制御データ構造から前記識別子を前記ドライブにより抽出し、  
前記識別子が認識可能なものであるか否かを前記ドライブにより判定し、  
前記識別子が認識可能なものである場合に前記第1の制御ビットを前記ドライブにより使用し、  
前記識別子が認識不能なものである場合に前記第2の制御ビットを前記ドライブにより使用する、  
 という各ステップを有する方法。

【請求項2】

前記制御データ構造が第1のコピーであって、  
前記データ記憶媒体上の前記制御データ構造の第2のコピーを前記ドライブにより読み出し、  
前記第1のコピー及び前記第2のコピーの一方が無効なコピーであり、及び該第1のコピー及び該第2のコピーの他方が有効なコピーであると判定された場合に、該無効なコピーを該有効なコピーに置換する、  
 という各ステップを更に有する、請求項1に記載の方法。

10

20

**【請求項 3】**

前記第 1 のコピーから第 1 の順序番号を前記ドライブにより抽出し、  
前記第 2 のコピーから第 2 の順序番号を前記ドライブにより抽出し、  
前記第 1 の順序番号と前記第 2 の順序番号とが互いに異なるか否かを前記ドライブにより  
判定し、  
前記第 1 の順序番号と前記第 2 の順序番号とが異なると判定された場合に、該第 1 の順序  
番号と該第 2 の順序番号とのどちらが大きいかを判定し、  
前記第 1 のコピーと前記第 2 のコピーとが両方とも有効であり、及び前記第 1 の順序番号  
と前記第 2 の順序番号とが互いに異なると判定された場合に、小さい順序番号を有するコ  
ピーを大きい順序番号を有するコピーに置換する、  
 という各ステップを更に有する、請求項 2 に記載の方法。

10

**【発明の詳細な説明】****【0001】****【発明の属する技術分野】**

本発明は、一般にデータ記憶媒体に関し、特に書き換え可能な（以下リライタブルと称す）媒体の各種の識別及び制御属性に使用されるデータ構造に関する。

**【0002】****【従来の技術】**

データ記憶媒体は一般に、様々な管理及び制御情報、例えば、媒体の識別情報、媒体がどのように別個のセクションへと区画化されているかに関する情報、ファイル名及び日付のディレクトリ又はテーブル、及びアクセス制御に関する情報を記憶するための領域を備えている。管理及び制御情報は、通常データ記憶領域とは別個に媒体上の特定の物理的な位置に存在する可能性がある。例えば、データ記憶に使用されるコンパクトディスク（CD）は、単一のらせん状のトラックを有しており、該トラックの開始点近傍の領域をリードイン領域と称し、該トラックの終点近傍の領域をリードアウト領域と称する。該リードイン領域及びリードアウト領域内の情報は、ドライブ及びオペレーティングシステムのみにより使用される管理及び制御情報を含み、データ記憶に使用される領域とは別になっている。

20

**【0003】****【発明が解決しようとする課題】**

データ記憶媒体は、所有するドライブ機構に固有のフォーマット、又は 1 つのコンピュータオペレーティングシステムに固有のフォーマットを有する場合がある。代替的には、幾つかのフォーマットが規格により定義されており、これにより、多くの製造業者による各種ドライブ間で媒体を交換することも可能となり、また多くのコンピュータオペレーティングシステムにより使用することが可能となる。規格は、不必要な変動をなくす上で有用であるが、必要な変更を阻止する可能性もある。例えば、CD は、もともと、読み出し専用のデジタルオーディオ用に開発された。一般的なデータ、追記型媒体、及びリライタブル媒体へと CD 技術が拡張されていく際、新機能が後方互換性に適応することが常に問題となってきた。将来の予測のつかない変化の必要性に適応することが可能な、交換可能なリライタブル媒体のための管理及び制御情報を記録するための標準的な方式が必要とされている。

30

40

**【0004】****【課題を解決するための手段】**

本発明の目的は、（特にドライブ及び媒体が多くの異なる製造業者により提供される場合に）リライタブル記憶媒体用の管理及び制御情報を記録するための標準的なデータ構造であって、極めて一般的で柔軟性のあるデータ構造を提供することにある。このため、ディスク制御ブロック（DCB）と呼ばれるデータ構造が定義される。1 つの媒体は、異なる機能に各々アドレスする多数の異なる DCB を含むことが可能である。DCB のいくつかの例を挙げる。その一例として、一般媒体（GM）DCB と呼ばれるものがある。該 GM DCB は、媒体が何回ロードされたかをカウントするカウンタ等の情報、ドライブによ

50

り媒体をフォーマットするための制御情報、及び出力較正情報を含む。DCBの別の例として、アクセス制御(AC)DCBと呼ばれるものがある。該AC DCBは、ディスクを多数のセクションへと区画化するために利用可能なものであり、該DCBは、その各セクション毎に、追記型、又はパスワードを伴う読み出し専用といったアクセス属性、又はその他の同様のアクセス制御を定義する。別の例としては、ファームウェアを更新するためのDCBが挙げられる。

#### 【0005】

本発明の別の目的は、ドライブが、認識されないDCBに直面した場合に、認識されないDCB中の重要な標準的な制御パラメータセットをデコードすることができ、これにより、該ドライブの挙動が、認識されないDCBの要件と矛盾することがなくなる、データ構造を提供することである。各DCBは、DCBの機能を指定する制御ブロック識別子を含む。各DCBはまた、未知内容記述動作(UCDA: Unknown content descriptor Actions)と呼ばれる領域を含み、該領域は、ドライブがDCBの識別子を認識しない場合に該ドライブが行わなければならない所定動作を指定する。

10

#### 【0006】

本発明の更なる目的は、ディスクに欠陥がある場合又はDCBの書き込み中に電源が中断された場合であってもDCBの信頼性を確保することにある。一実施例では、冗長DCBが提供され、該DCBの各々は順序番号を有している。同一の順序番号を有する同一の識別子は、同一の(意図的な冗長の)DCBを示すものとなる。1つのコピーが無効である場合には、該無効なコピーが有効なコピーに置換される。異なる順序番号を有する同一の識別子は、DCBの書き込みが中断されたことを示し、特定の識別子について最も古い(最も小さい)順序番号を有するDCBが使用される。

20

#### 【0007】

##### 【発明の実施の形態】

以下の記述では、光ディスク媒体のための所定の規格案を用いて本発明の特定の一実施例について説明する。しかしながら、本発明は、交換可能なあらゆるリライタブルデータ記憶媒体に等しく適用可能なものである。例えば、本発明は、テープ、リムーバブル磁気ディスク若しくはカード、又はリムーバブル半導体メモリに等しく適用することが可能である。

#### 【0008】

本規格案は、交換可能なリライタブル光ディスクを指定するものである。ディスク制御ブロック(DCB)と呼ばれるデータ構造が規定される。DCBには様々な種類のものがある。或るタイプのDCBは、一般媒体(GM)DCBと呼ばれ、本規格案により規定される。本規格案は、互換性を有するあらゆる媒体が1つのGM-DCBを書き込まなければならないことを規定する。その他のタイプのDCBの全ては、随意選択的なものであり、前記GM-DCBに追加される形となる。

30

#### 【0009】

本提案の光ディスク媒体は、複数セクタへとフォーマットされ、それらセクタは、複数ブロックへと論理的にグループ化される。本規格案では、各セクタは2Kbyte(2,048byte)であり、各ブロックは16セクタである。1ブロックは、書き込むことのできるデータの最小単位である。エラー訂正はブロック単位で行われる。本規格案では、1つのDCBは1ブロックとなる。特定の実施例では、DCBは、光ディスクのリードイン領域及びリードアウト領域内にある。

40

#### 【0010】

図1は、本提案のディスク媒体を示している。本提案のディスク100は、単一のらせん状のトラック102を有しており、内径から出発して外径で終了する。該らせん状トラックは、少なくとも1つのリードイン領域104と少なくとも1つのリードアウト領域106とを有する。該リードイン領域には各DCBの1つのコピー(108)が書き込まれ、リードアウト領域には冗長コピー(110)が書き込まれる。本規格案では、リードイン領域又はリード

50

アウト領域の各々は、最大で16の異なるDCBを収容することが可能である（但し16を上回るDCBが規定される場合もある）。GM DCBは、ディスクが最初にフォーマットされた際に書き込まれ、その後、その他のあらゆるDCBを追加することが可能となる。

#### 【0011】

図2は、本発明によるDCB 200を示している。本規格案では、標準ヘッダが指定される。該ヘッダは、3つの情報項目を含み、即ち、(1) DCB ID番号(202)、(2) 未知内容記述動作(UCDA)領域(204)、及び(3) ベンダID(206)を含む。該DCB 200の残りの部分208は、DCB ID番号により識別されたDCBのタイプに固有のものである。該DCB ID番号は、規格の一部として登録されなければならない番号である。しかし、以下で詳述するように、新たなDCB IDを該規格の寿命中に追加することが可能であり、ドライブ毎に全てのDCB IDを認識する必要はない。本規格案は、DCB IDのために1つの16ビットワードをリザーブする。本規格案は、全てのDCBブロックが最初に全てゼロとしてフォーマットされることを指定する。したがって、DCB ID 0000(16進)は、未使用(使用可能)ブロックを示す。例えば媒体不良に起因してドライブがDCBを書き込むことができない場合には、DCB IDは全て1(FFFF(16進))に設定される。DCBがもはや必要でなくなった場合には、該ブロックを全てゼロで書き換えるのではなく、DCB IDをFFFF(16進)に設定し、これにより該ブロックが再利用可能であることを示す。なお、考え得る媒体不良に起因して、リードイン領域中の一連のDCBがリードアウト領域中の一連のDCBと異なる可能性がある。例えば、リードイン領域中の最初のDCBブロックに欠陥がある場合には、GM DCBがリードイン領域中の2番目のブロックとなる一方、リードアウト領域中の最初のブロックとなる可能性がある。

#### 【0012】

DCBの1つの重要な特徴は、第2のヘッダ項目、即ち、未知内容記述動作(UCDA) 204である。UCDAは、ドライブがDCB IDを認識しない場合であっても当該未知のDCBのアクセス制御要件と矛盾するディスクアクセス動作を該ドライブが許可しないことを確実にするために使用される。これは、後方互換性、即ち、現在提案されている多くの規格に欠如している能力を提供するものとなる。UCDAについては以下で一層詳細に説明する。DCBヘッダ中の第3及び最後の項目はベンダID(206)である。

#### 【0013】

図3は、GM DCB(300)を一層詳細に示したものである。該GM DCBは、勿論、標準ヘッダ(302,304,306)を有している。それらに続くGM DCBの特定領域中の項目のリストは例示を目的としたものであり、実際のリスト及び順番は、規格の規定と共に変更することが可能である。図3に示すGM DCBの特定領域において、第1の例示的な項目308は順序番号である。該順序番号は、データの破壊又は電源不良からの回復に使用される(これについては以下で詳述する)。GM DCBの特定領域中の第2の例示的な項目310は、媒体シリアル番号である。第3の例示的な項目312は、媒体がドライブに挿入された回数を示すロードカウントである。本発明と共に用いるよう構成された光ディスクは、最大で約17ギガバイトのデータを格納することが可能なものである。あらゆる媒体のプリフォーマットを行うことは、実施不可能でないにせよ、高コストとなる。このため、各媒体は、ドライブによりフォーマットすることが可能となっている。光ディスクのフォーマットは、ドライブがアイドル状態の場合にバックグラウンド動作として行われる、ということが知られている。GM DCBの第4の例示的なパラメータ(314)は、バックグラウンドフィル(background fill)(フォーマット)を可能とするパラメータである。次の例示的なパラメータ(316)は、フォーマットされていない次のブロックへのポインタである。ドライブは、フォーマットの終了後にブロックについて読み出し動作を行う(又はリアルタイムでのリード・アフター・ライト(書き込み後の読み出し)動作を行う)ことにより、媒体不良のチェック(確認)をバックグラウンドで行うことも可能である。GM DCBの第6の例示的なパラメータ(318)は、バックグラウンドでの媒体確認を可能にするパラメータである。第7の例示的なパラメータ(320)は、確認されていない次のブロックへのポインタである。

10

20

30

40

50

## 【 0 0 1 4 】

現行の光ディスク技術によっては、書き込み可能となる前にレーザの書き込み出力を較正する必要のあるものがある。一般に、必要とされる出力は、特定の媒体とドライブ内の特定の電子部品との関数となる。一般に、出力較正は、時間を要するものである。G M D C Bにおける他の提案された変数（図示せず）は、ドライブ識別子と、識別されたドライブ内の特定の媒体を用いてレーザ出力が較正された際に結果的に得られるレーザ出力を示す数とのための、少なくとも1つの項目である。ドライブは、該ドライブ自体のI DをG M D C Bにおいて認識した場合には、再較正を必要とせずに、必要とされるレーザ出力を単に読み出すだけで済む。

## 【 0 0 1 5 】

オペレーティングシステムは、ユーザがファイルを読み書きすることが可能であるか否かを制御することが可能である。ファイルによってはオペレーティングシステムによりパスワード保護することが可能である。代替的には、媒体全体の書き込み保護を機械的に制御することが可能である。例えば、フレキシブルディスクカートリッジのスライディングタブ又はテープリールに挿入されたリングを使用して、媒体への書き込みを防止することが可能である。一般に、交換可能な媒体が、互換性のないオペレーティングシステムを使用したコンピュータシステム中に配置された場合には、該オペレーティングシステムにより指定されるアクセス制御をバイパスすることができる。例えば、或るオペレーティングシステムが或るファイルの書き込み保護を行う場合に、別のオペレーティングシステムが該ファイルがの上書きを許可する可能性がある。アクセスの制御をドライブ内へと移すことにより追加の保護が提供される。ドライブ内でのアクセス制御は新規のものではない。例えば、米国特許第5,233,576号(Curtis等)には、媒体を異なる部分へと区画化し、その各部分を書き込み可能又は読み出し専用として規定することが可能な、光ディスク媒体が記載されている。Curtis等の興味深い特徴は、その書き込み保護の方法が、新たなアクセス制御方法が利用可能となる前に製造された旧式のドライブにも有効に作用することである。本発明により使用されるD C Bの一例では、この一般的な概念をさらに詳細に取り上げる。随意選択によるD C Bの一例がアクセス制御(A C) D C Bである。アクセス制御D C Bは、開始及び終了論理ブロックアドレスを指定することにより、又は開始ブロックアドレス及びブロック数を指定することにより、ディスクを複数の領域へと分割する。その各領域は、オペレーティングシステムから見た場合には、ファイル、ディレクトリ、ディスク全体、又はその他の任意の論理記憶構造を表すものとなる。各領域は、関連づけられたアクセス制御仕様を有し、該アクセス制御仕様の例としては下記のようなものが挙げられる。

## 【 0 0 1 6 】

制限なし

読み取りなし

書き込みなし

フォーマットなし

追記型

パスワードを伴う読み出し

パスワードを伴う書き込み

パスワードを伴うフォーマット

パスワードを伴う追加可能

上記リストは単なる一例であり、他のアクセス制御が望ましい場合もある。例えば、1つの問題として、追記型領域を指定する制御属性を常に反転させることができるか否かが挙げられる。本規格案では、制御を変更することができることを規定しており、このため制御についての制御が存在する。例えば、A C D C B内のアクセス制御は、それ自体がパスワードにより保護されることが可能である。

## 【 0 0 1 7 】

ここでU C D A（図2の符号204）に戻る。U C D Aは、複数の1ビットフィールドを含

10

20

30

40

50

み、その各ビットによりアクセス制御属性が指定される。UCDAは、ドライブがDCB IDを認識せず、このため如何なる情報をも解釈できず、また特定的にはDCBのDCB特定領域内のアクセス制御情報を解釈することができない、という場合にのみ使用される。ドライブがDCB IDを認識しない場合には、認識されないDCBのためのUCDAは、全てのDCBにおける他の全てのアクセス制御に優先するものとなる。例えば、新たに規定されたDCBが、所定のディスク領域が書き込み保護されなければならないことを規定しているものと想定する。書き込み保護領域を規定する新たなDCBもまた、そのUCDA領域内に「書き込みなし」を規定するビットセットを有している。この新たなDCB IDをドライブが認識しない場合、該ドライブは依然として該UCDAが「書き込みなし」を規定するものと理解し、よって該ドライブは、ディスクの如何なる部分に対する書き込みをも許可しない。これにより、ドライブが、認識されないDCBのアクセス要件と矛盾する如何なるアクセス動作をも実行しないことが確実になる。更なる一例として、未知のDCBは、DCBのDCB特定領域の読み出しを不能にして、不許可ドライブがDCB中のパスワードを読み出すことができないようにすることが可能である。特定のUCDAビットは、例えば、リードイン領域及びリードアウト領域のDCB領域内の書き込みを不能にし、ディスクのデータ領域内の書き込みを不能にし、ディスクのあらゆる部分に対する書き込みを不能にし、データ領域の上書きを不能にし、再フォーマットを不能にし、及びデータ領域の読み出しを不能にする、といったことが可能なものである。

#### 【0018】

図4は、UCDAと共に使用する方法を示している。ドライブは最初にDCB IDを読み出す(ステップ400)。ドライブがIDを認識した場合(ステップ402)、該ドライブはDCB特定データ領域を使用する(ステップ404)。またIDが認識されない場合(ステップ402)には、ドライブは、ヘッダ中のUCDAアクセス制御情報を使用しなければならない(ステップ406)。

#### 【0019】

提案された別のDCBタイプは、ファームウェアアップデートDCBである。典型的には、ドライブのファームウェアのアップデートは、ドライブをコンピュータに接続し、該コンピュータに新たなバージョンのファームウェアを送出させることにより行われる。多くの場合、ホストコンピュータの関与なしでファームウェアのアップデートを行うことができればより都合が良い。ドライブが該ドライブ用の新たなバージョンのファームウェアを有する特殊な媒体を認識することが知られている。ドライブは、その既存のファームウェアを該特殊な媒体から読み出された新たなファームウェアと交換する。媒体をファームウェアアップデート媒体として識別し、またファームウェアアップデートを記述する情報、バージョン情報、及びバージョンの後方互換性等を含む、DCBを規定することが可能である。

#### 【0020】

DCBは本規格案にとって極めて重要なものであるため、DCBの書き込み中の電力損失に対する保護、又はその他のDCBの破壊に対する保護を提供することが重要である。上述のように、各DCBに冗長DCBが1つずつ書き込まれる。各DCBの特定データ領域の第1ワードは順序番号(図3の符号308)である。例えば、DCBが初めて書き込まれる場合、該DCBは順序番号1を有することが可能である。DCBの各コピーは同一の順序番号を受容する。その後DCBが更新された場合には、順序番号がインクリメントされる。例えば、順序番号2を有するDCBがリードイン領域に書き込まれ、次いでそのコピーがリードアウト領域に書き込まれている際に電力が損失した場合を想定する。

#### 【0021】

図5は、各DCBの有効なコピーが常に2つ存在することを確実にする方法を示している。ドライブは、ブロックエラー訂正データをチェックすることにより、DCBの有効性をチェックすることができる。ブロックが両方とも有効であり(図5のステップ502)、及び両方の順序番号が同一である場合には(ステップ504)、救済動作は不要である。両ブロックが有効である(ステップ502)が順序番号が異なる場合には(ステップ504)、コピ

10

20

30

40

50

ーが完了する前に電力が中断された可能性がある。次いで、小さい順序番号を有するコピーが大きい順序番号を有するコピーと交換される（ステップ506）。また、少なくとも1つのコピーが有効でなく（ステップ502）、及び少なくとも1つのコピーが有効である場合には（ステップ508）、無効なコピーが有効なコピーと交換される（ステップ510）。また、両方のコピーが無効である場合には（ステップ508）、エラー状態が発生し、自動救済動作は不可能となる。

【0022】

上記より、DCBは、特にドライブと媒体とが多数の異なる製造業者により提供される場合に、データ記憶媒体の管理及び制御情報を提供するためのフレキシブルで標準的な方法を提供するものとなることが分かる。更に、UCDAを用いることにより、DCBが認識されない場合であってもDCBと矛盾するアクセスをドライブが実行しないことを確実にする標準的な方法が提供される。最後に、冗長化及び順序番号は、破壊されたDCBに対する保護を提供するものとなる。

10

【0023】

本発明の上記説明は、本発明の例示及び説明を目的としたものである。これをもって本発明の全てとすること及び本発明を本開示の厳密な形態に限定することは意図しておらず、上記教示に照らして他の修正例及び変形例を実施することが可能である。上記の実施例は、本発明の原理及びその実際の用途を最もよく説明するために選出し説明したものであり、これにより、当業者であれば、意図する特定の用途に適した様々な実施形態及び修正形態で本発明を最良に利用することが可能となろう。添付の特許請求の範囲は、従来の技術により限定される場合を除き、本発明の他の代替的な実施形態も包含すると解釈されるべきことを意図したものである。

20

【0024】

以下においては、本発明の種々の構成要件の組み合わせからなる例示的な実施態様を示す。

1. データ記憶媒体(100)によりドライブに制御情報を提供する方法であって、データ記憶媒体上の制御データ構造(108, 110, 200, 300)を前記ドライブにより読み出し、前記制御データ構造から該制御データ構造の識別子(202, 302)を前記ドライブにより抽出し(400)、前記制御データ構造の前記識別子が前記ドライブにより認識された際に該識別子に固有の制御情報(208, 308~320)を前記制御データ構造から抽出する(404)、という各ステップを有する、方法。
2. 前記制御データ構造の多数の異なる識別子についての標準的な規定を有する1組のビット(204, 304)を前記ドライブにより該制御データ構造から抽出し、前記制御データ構造の識別子が前記ドライブにより認識されない場合に前記1組のビットからの制御情報を使用する(406)、という各ステップを更に有する、前項1に記載の方法。
3. 前記制御データ構造が第1のコピーであって、前記データ記憶媒体上の前記制御データ構造の第2のコピーを前記ドライブにより読み出し(500)、前記第1のコピーが有効であるか否かを前記ドライブにより判定し(502)、前記第2のコピーが有効であるか否かを前記ドライブにより判定し(502)、前記第1のコピー及び前記第2のコピーの一方のみが無効であると判定された場合に該無効なコピーを該有効なコピーに置換する(510)、という各ステップを更に有する、前項1に記載の方法。
4. 前記第1のコピーから第1の順序番号を前記ドライブにより抽出し、前記第2のコピーから第2の順序番号を前記ドライブにより抽出し、前記第1の順序番号と前記第2の順序番号とが異なるか否かを前記ドライブにより判定し(504)、前記第1の順序番号と前記第2の順序番号とが異なると判定された場合に、該第1の順序

30

40

50

番号と該第 2 の順序番号とのどちらが大きいかを判定し、  
前記第 1 のコピーと前記第 2 のコピーとが両方とも有効であり、及び前記第 1 の順序番号と前記第 2 の順序番号とが異なると判定された場合に、小さい順序番号を有するコピーを大きい順序番号を有するコピーに置換する(506)、  
という各ステップを更に有する、前項 3 に記載の方法。

5 . 制御データをデータ構造(108,110,200)という形で保存させるデータ記憶媒体(100)であって、該データ構造が、  
該データ記憶媒体のうち該データ記憶媒体全体よりも小さい領域へのアクセスを制御するための情報を含むデータ領域(208)と、  
前記データ記憶媒体全体へのアクセスの制御形式に各ビットが対応する 1 組のビット(204)を有するヘッダ(202~206)と  
を有している、データ記憶媒体(100)。

【図面の簡単な説明】

【図 1】本発明による光ディスクを示す平面図である。

【図 2】本発明によるディスク制御ブロックを示すブロック図である。

【図 3】本発明による一般的な媒体のためのディスク制御ブロックを示すブロック図である。

【図 4】未知のディスク制御ブロックを使用するための方法を示すフローチャートである。

【図 5】電源不良又はデータ破壊からの回復のための本発明によるプロセスを示すフローチャートである。

【符号の説明】

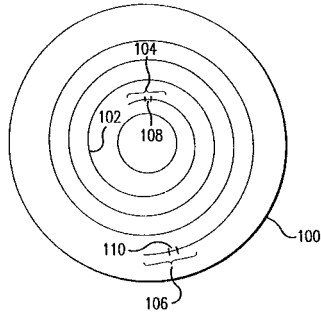
100	ディスク
108	制御データ構造
110	冗長コピー
200	D C B (ディスク制御ブロック)
202	D C B I D 番号
204	未知内容記述動作(U C D A)領域
206	ベンダID
300	G M D C B
302	ヘッダ
308 ~ 320	項目

10

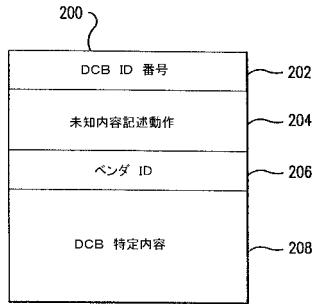
20

30

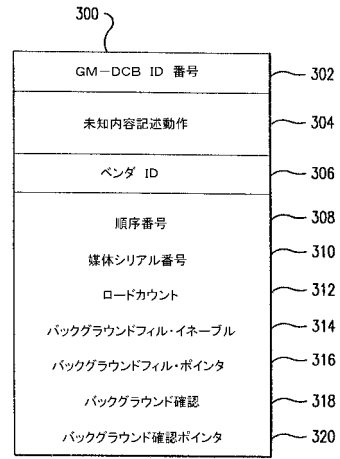
【図1】



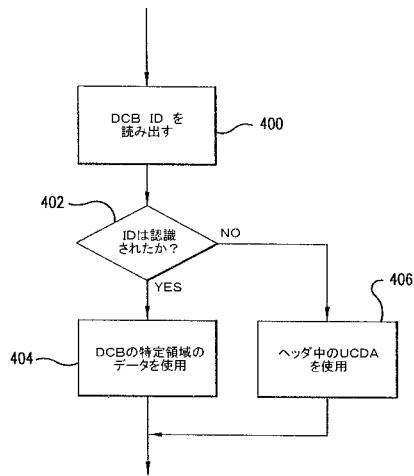
【図2】



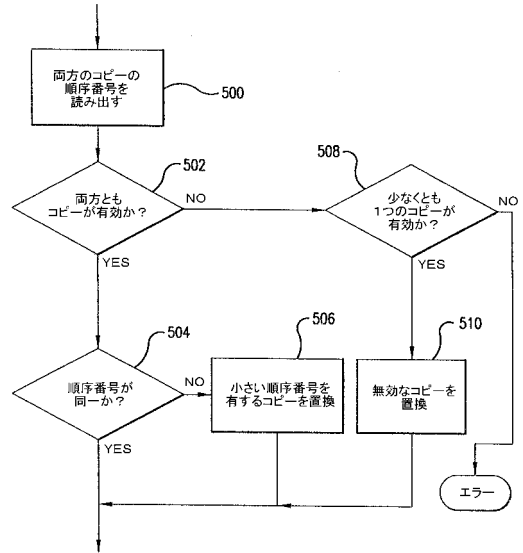
【図3】



【図4】



【図5】



## フロントページの続き

- (72)発明者 チャールズ・アール・ウェイローシュ  
アメリカ合衆国コロラド州80537, ラブランド, フットヒルズ・ドライブ・3962
- (72)発明者 ジョエル・ビー・ラーナー  
アメリカ合衆国コロラド州80525, フォート・コリンズ, サンストーン・ドライブ・4023

## 合議体

審判長 山田 洋一

審判官 吉 澤 雅博

審判官 石川 正二

- (56)参考文献 特開平11-096689(JP, A)  
特開平11-045507(JP, A)  
特開平07-249270(JP, A)  
特開平04-364270(JP, A)  
特開平01-269290(JP, A)  
特開平11-073715(JP, A)  
特開平07-334939(JP, A)  
特開平07-057378(JP, A)  
特開平10-241167(JP, A)  
特開平10-241298(JP, A)

## (58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G11B20/10

G11B20/12

G11B27/00

G06F 3/06