

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号  
特許第3561002号  
(P3561002)

(45) 発行日 平成16年9月2日(2004.9.2)

(24) 登録日 平成16年6月4日(2004.6.4)

(51) Int.Cl. <sup>7</sup>	F I
GO6F 3/08	GO6F 3/08 H
GO6F 3/06	GO6F 3/06 3O4Z
GO6F 12/16	GO6F 12/16 31OM

請求項の数 7 (全 40 頁)

(21) 出願番号	特願平6-103927	(73) 特許権者	000005223
(22) 出願日	平成6年5月18日(1994.5.18)		富士通株式会社
(65) 公開番号	特開平7-311661		神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
(43) 公開日	平成7年11月28日(1995.11.28)	(74) 代理人	100084711
審査請求日	平成12年12月26日(2000.12.26)		弁理士 齊藤 千幹
		(72) 発明者	栗原 拓弥
			神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番19号 株式会社富士通プログラム技研内
		(72) 発明者	膏沢 康良
			神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番19号 株式会社富士通プログラム技研内
		(72) 発明者	村山 孝
			神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番19号 株式会社富士通プログラム技研内
			最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ディスク装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

複数の半導体メモリモジュールと、  
予備の半導体メモリモジュールと、  
半導体メモリモジュールへのデータの書き込み及び読み出しを制御するチャンネルアダプタと、  
半導体メモリモジュールへのアクセスに関して排他制御を実行する排他制御部と、  
各半導体メモリモジュールのメモリエラーを監視し、メモリエラーが発生した半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーする際、各半導体メモリモジュールをそれぞれ複数のアクセス制御単位に分け、該アクセス制御単位でメモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするサービスアダプタと、  
前記アクセス制御単位より小さい所定単位毎にコピーが正常に完了したか否かを示すコピー管理テーブル、  
を備え、サービスアダプタは、コピーが正常に完了したか否かを示す情報を前記所定単位毎に前記コピー管理テーブルに書込み、  
前記チャンネルアダプタはデータリード時に該コピー管理テーブルを参照し、アクセス対象である領域が正常の場合にはアクセスし、異常の場合にはアクセスせずエラーとし、又、データライト時、アクセス対象の領域にデータを書き込むと共に、該領域に応じたコピー管理データを正常とすることを特徴とするディスク装置。

10

20

## 【請求項 2】

前記排他制御部はアクセス制御単位で排他制御を行うことを特徴とする請求項 1 記載のディスク装置。

## 【請求項 3】

少なくとも前記チャネルアダプタは、各半導体メモリモジュールのアクセス制御単位毎に論理アドレスと物理アドレスの対応を保持する制御テーブルを備え、

前記サービスアダプタはアクセス制御単位のコピー完了後に、該制御テーブルにおけるアクセス制御単位の物理アドレスをコピー先の物理アドレスに変更するように制御する、ことを特徴とする請求項 1 又は請求項 2 記載のディスク装置。

## 【請求項 4】

複数の半導体メモリモジュールと、

予備の半導体メモリモジュールと、

半導体メモリモジュールへのデータの書き込み及び読み出しを制御するチャネルアダプタと、

半導体メモリモジュールへのアクセスに関して排他制御を実行する排他制御部と、

各半導体メモリモジュールのメモリエラーを監視し、メモリエラーが発生した半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーする際、各半導体メモリモジュールをそれぞれ複数のアクセス制御単位に分け、該アクセス制御単位でメモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするサービスアダプタ、

を備え、少なくとも前記チャネルアダプタは、各半導体メモリモジュールのアクセス制御単位毎に論理アドレスと物理アドレスの対応を保持する制御テーブルを備え、

メモリエラーが発生して半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするに先だって、前記サービスアダプタは、エラーが生じた半導体メモリモジュールの各論理アドレスにオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスとが対応するように前記制御テーブルを変更すると共に、前記チャネルアダプタに該半導体メモリモジュールへのデータ書き込みをオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスが示す 2 つの記憶エリアに書き込むように指示し、エラーが生じた半導体メモリモジュールの予備の半導体メモリモジュールへのコピー終了後に、エラーが生じた半導体メモリモジュールの各論理アドレスに前記コピー先の物理アドレスのみが対応するように前記制御テーブルを変更することを特徴とするディスク装置。

## 【請求項 5】

前記チャネルアダプタは上位装置よりライト命令を受信した時、前記排他制御部にアクセス許可を要求し、

該排他制御部はライト命令の対象である領域がコピー中の場合には、前記サービスアダプタにライト命令の発生を通知し、

該サービスアダプタは該通知によりコピーを停止し、

前記チャネルアダプタは該領域にデータを書き込むことを特徴とする請求項 4 記載のディスク装置。

## 【請求項 6】

前記サービスアダプタは、ライト命令のアクセス単位がコピーのアクセス単位よりも大きい場合には、当該ライト命令に書き込まれたアクセス単位領域のコピーを行わず、小さい場合にはコピーのアクセス単位で再度コピーすることを特徴とする請求項 5 記載のディスク装置。

## 【請求項 7】

前記サービスアダプタは、ライト命令のアクセス単位がコピーのアクセス単位よりも大きい場合には、当該ライト命令に書き込まれたアクセス単位領域のコピーを行わず、小さい場合にはライト命令で書き込まれた領域以外の部分をコピーすることを特徴とする請求項 5 記載のディスク装置。

## 【発明の詳細な説明】

## 【 0 0 0 1 】

## 【産業上の利用分野】

本発明はディスク装置に係り、特に、磁気ディスク装置（DASD：Direct Access Storage Device）に格納されるユーザデータを全て半導体メモリに書き込むことにより機械動作を伴わずに上位装置から高速にアクセスできるようにしたディスク装置に関する。

## 【 0 0 0 2 】

## 【従来の技術】

半導体ディスク装置は、磁気ディスク装置の振舞（コマンドコード、データ転送の仕方等）を維持したまま、記録媒体を磁気ディスクから半導体メモリに置き換えたものである。このため、上位装置（CPU）と半導体ディスク制御装置間のインターフェースはCPUと磁気ディスク制御装置とのインターフェースと全く同一になっている。この半導体ディスク装置によれば、磁気ディスク装置のようにヘッドの移動が不要のため、瞬時にアクセスできる利点があり、しかも、CPUと磁気ディスク制御装置間のソフトウェア資産をそのまま使える利点がある。

## 【 0 0 0 3 】

図57はかかる半導体ディスク装置の構成図である。1aはCPU、2は半導体ディスク装置（SSD：Shared Storage Device）、3は半導体ディスク制御装置、4は半導体ディスクであり、複数の半導体メモリモジュール（MS：Main Storage）4a、4b、4c・・・4n及び半導体メモリモジュールへのデータの書き込み／読み出しを制御するメモリインターフェースアダプタ（ESP：Extended Storage Adaptor）4sを備えている。5は保守パネルあるいはパソコンである。

半導体ディスク制御装置3において、3aは上位装置（CPU）1aとの間に単一あるいは複数のインターフェース（上位インターフェース）を有するチャンネルアダプタCAであり、図では1つしか示していないが複数のチャンネルアダプタが設けられている。3bは排他制御テーブル（図示せず）を備え、いずれの上位インターフェースも所定の半導体メモリモジュールを使用していない場合には他の上位インターフェースに該半導体メモリモジュールの使用を許可し、使用中の場合には使用を許可しない排他制御を実行するリソースマネージャRMである。尚、実際には、半導体メモリモジュールは複数の論理ドライブに分割されており、リソースマネージャRMは各論理ドライブ毎に排他制御を行う。3cは各ユニットのIML（イニシャル・マイクロプログラム・ローディング）処理や状態監視処理、障害時のリカバリ処理を行うサービスアダプタ（SA：Service Adaptor）である。3d、3e、3fは各種制御テーブルやプログラムを記憶する制御記憶部（Control Storage）である。

## 【 0 0 0 4 】

## 【発明が解決しようとする課題】

## ・第1の課題

半導体ディスク装置においては、半導体メモリモジュールの障害は致命的である。半導体メモリモジュールに障害が発生すると、従来は、データを退避させ、しかる後、電源を切断し、障害が発生した半導体メモリモジュールを別の半導体メモリモジュールで交換する。交換後、電源を投入して半導体ディスク装置を立ち上げ、データを復元させるという手順をとっている。しかし、かかる方法では、データを退避させる装置が別途必要になり、しかも、電源切断時並びにデータ退避／復元時に半導体ディスク装置を使用できなくなり、ノンストップ装置という要求に答えられない問題がある。又、半導体ディスク装置を停止することなく障害が発生した半導体メモリモジュールを交換する方法も提案されている（特開平3-268020号公報、名称：半導体ディスクの無停止保守方式）。しかし、この提案されている半導体ディスクの無停止保守方式では、半導体ディスク装置とは別に、無停止保守を可能にするための大がかりな保守装置が必要となる問題がある。

## 【 0 0 0 5 】

## ・第2の課題

10

20

30

40

50

ところで、半導体ディスク装置は電源を切断するとその記憶内容が消失する。このため、半導体ディスク装置にバックアップディスク装置が接続される場合がある。半導体ディスクを構成する各半導体メモリモジュールは複数の論理ドライブに分割され、上位装置はStart I/O命令により論理ドライブを指定し、該論理ドライブが使用可能であれば該論理ドライブの所定位置にアクセスするようになっている。かかる半導体ディスクの論理ドライブの構成とバックアップディスク装置における論理ドライブの構成は1:1の関係がある。しかし、半導体ディスクの論理ドライブのサイズを変更したり、位置を変更すると、半導体ディスクとバックアップディスク装置における論理ドライブの構成が1:1に対応しなくなる。このため、半導体ディスクの構成を変更する前にバックアップディスク装置にデータを退避しておいても、半導体ディスク装置の論理ドライブの構成を変更すると、バックアップディスク装置に退避しておいたデータを半導体ディスクに復元できなくなり、変更前のユーザデータが無効化されて使用できなくなる問題がある。

10

#### 【0006】

##### ・第3の課題

半導体ディスク装置は、磁気ディスク装置をエミュレーションしているため、実デバイスが有するユーザデータ部に加えてディレクトリ(DIRECTORY)とよばれるコントロール情報部を各トラック毎に持ち、該ディレクトリにより現在エミュレートしているトラックフィールド内のレコード(ユーザデータ)に関するメモリ上のアドレスや各セクタ情報等を管理している。

チャンネルアダプタは、指定されたトラックフィールドのユーザデータエリアをアクセスする場合、指定されたトラックのディレクトリをチャンネルアダプタ内部に取り込むことによって、目的のトラックフィールドの制御情報を取得し、その情報に従ってユーザデータをアクセスする。このディレクトリは、1 当該トラックフィールドに書き込まれているレコードのうち最終レコードのレコード番号や 2 セクタディレクトリ、3 レコードディレクトリから成っている。セクタディレクトリは、セクタ処理で何番目のレコードが最初に読み出せるかが書き込まれたテーブルであり、レコードディレクトリは、各レコード毎のトラック先頭からの相対アドレス(オフセットアドレス)が書き込まれたテーブルであり、直接レコード番号で位置付けたレコードフィールドをアクセスするために用いるものである。これら情報を用いることにより、セクタ処理やサーチID処理時に直接オリエンタ(仮想ヘッド位置)を移動することができ、アクセスを高速に行うことができる。

20

30

#### 【0007】

ところで、メモリの2ビットエラー等で目的のディレクトリ部を読み込めなくなると、当該ディレクトリが制御するトラックフィールドのユーザデータが全てアクセス不可能になってしまい、事実上、有効なユーザデータが失われてしまう。このため、データ消失回避機構として、ディレクトリが読み込み不可能な状態に陥った場合でも、ユーザデータをアクセスできるようにするデータ消失回避機構が必要になる。

従来の半導体ディスク装置では、チャンネルアダプタのファームウェアが指定するトラックフィールドをアクセスしようとした時、まず当該トラックフィールドの制御情報が書き込まれているディレクトリを読み込んでから、通常処理を開始する。そのため、ディレクトリが読み込み不可能な場合、当該トラックフィールドへのアクセスをしようとしても、ディレクトリ崩壊時の回復手段がないため、アクセスが不可能である。そこで、読み込み不可能となったトラックを再度利用できるようにするために、最低単位のインシャライズ(例えば1シリンダ単位)をして、崩壊したディレクトリを初期化し、ディレクトリを有効化してやる必要がある。しかし、インシャライズ処理はインシャライズする領域のユーザデータを消失させてしまうので、あらかじめインシャライズする領域のデータを退避しておかなければならない。又、ディレクトリの崩壊によってアクセス不可能に陥ったトラックフィールドのデータはチャンネルコマンドの1つとして用意されたメモリダンプ命令でしか読みだすことができない。このため、半導体ディスク装置内部のトラックフォーマットを知っている者以外は、当該トラックフィールドのユーザデータとして必要な部分を抜き

40

50

出して再現することは不可能であり、完全に元のデータを復旧させることは殆ど不可能であった。

【 0 0 0 8 】

・第4の課題

半導体ディスク装置は、データの記憶・格納媒体が半導体メモリチップである。このため、磁気ディスク装置に比較すると、ビット当りの記憶コストが高くなる。又、半導体ディスク装置1台当りの記憶容量は少なくなる。この容量に関する問題を解決するために、データを圧縮して書き込み、読み出す場合には圧縮データを復元する方法が提案されている。かかる圧縮方式の問題点は、ユーザデータを書き替える際に、圧縮後のサイズが圧縮前のサイズと異なる場合が生じることである。圧縮後のデータサイズが小さい場合には、メモリの有効利用のために余分な領域を解放する必要があり、逆に圧縮後のデータサイズが大きい場合には新たな領域を確保して書き替える必要がある。かかるメモリ管理は煩雑であり、従来は、メモリの有効利用を図りつつ、しかも簡単な方法でメモリ領域の解放、割当て管理を行うことができない問題があった。

10

【 0 0 0 9 】

以上から本発明の目的は、別途保守装置を設けなくても半導体ディスク装置を運用中のまま、半導体メモリモジュールの交換ができ、しかも、半導体メモリモジュール交換中におけるアクセス速度を低下しないようにできるディスク装置を提供することである。

【 0 0 1 0 】

【課題を解決するための手段】

20

上記課題は、本発明によれば、複数の半導体メモリモジュールと、予備の半導体メモリモジュールと、半導体メモリモジュールへのデータの書き込み及び読み出しを制御するチャネルアダプタと、半導体メモリモジュールへのアクセスに関して排他制御を実行する排他制御部と、各半導体メモリモジュールのメモリエラーを監視し、メモリエラーが発生した半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーする際、各半導体メモリモジュールをそれぞれ複数のアクセス制御単位に分け、該アクセス制御単位でメモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするサービスアダプタと、前記アクセス制御単位より小さい所定単位毎にコピーが正常に完了したか否かを示すコピー管理テーブルを備え、サービスアダプタは、コピーが正常に完了したか否かを示す情報を前記所定単位毎に前記コピー管理テーブルに書き込み、前記チャネルアダプタはデータリード時に該コピー管理テーブルを参照し、アクセス対象である領域が正常の場合にはアクセスし、異常の場合にはアクセスせずエラーとし、又、データライト時、アクセス対象の領域にデータを書き込むと共に、該領域に応じたコピー管理データを正常とすることを特徴とするディスク装置により達成される。

30

【 0 0 1 3 】

【作用】

サービスアダプタは、各半導体メモリモジュールのメモリエラーを監視し、メモリエラーが発生した半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーする際、各半導体メモリモジュールをそれぞれ複数のアクセス制御単位に分け、該アクセス制御単位でメモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーする。この際、サービスアダプタは、アクセス制御単位より小さい所定単位(たとえばトラック単位)毎にコピーが正常に完了したか否かを示す情報をコピー管理テーブルに書き込み、チャネルアダプタはデータリード時に該コピー管理テーブルを参照し、アクセス対象である領域が正常の場合にはアクセスし、異常の場合にはアクセスせずエラーとし、又、データライト時、アクセス対象の領域にデータを書き込むと共に、該領域に応じたコピー管理データを正常とする。

40

【 0 0 1 8 】

【実施例】

(a) 本発明の第1の実施例

(a - 1) 半導体ディスク装置の構成

50

図1は本発明の半導体ディスク装置の構成図である。11a-1, 11a-2, ...はCPU(上位装置)、12は半導体ディスク装置(SSD)、13は半導体ディスク制御装置、14は半導体ディスク、15はサービスアダプタ(後述)に各種指示を出して保守を実行させるメンテナンスパネル(PNL)である。

半導体ディスク14は、複数のユーザデータ格納用の半導体メモリモジュール(MS: Main Storage)14a, 14b, 14c...14nと、半導体メモリモジュールにエラーが発生した時、該半導体メモリモジュールが新たな半導体メモリモジュールと交換されるまでその代役を勤める予備の半導体メモリモジュール(HS: Hot Spare Memory)16、各半導体メモリモジュールへのデータの書き込み/読み出しを制御するメモリインターフェースアダプタ(ESP: Extended Storage Adaptor)17を備えている。予備の半導体メモリモジュール(HS)は1枚しか示していないが、2枚以上設けることもできる。

#### 【0019】

各半導体メモリモジュールは所定サイズ、例えばCPUからのアクセスの排他制御単位であるシリンダ単位で多数の範囲(範囲1~範囲n)に区分されており、メモリエラー発生時にはこの範囲毎に予備の半導体メモリモジュール16への退避制御が行われ、該範囲のサイズがアクセス制御単位となる。

例えば、半導体メモリモジュール14aにエラーが発生した時の交換手順は、大略以下のようになる。

1 エラーが発生した半導体メモリモジュール14aの記憶内容をアクセス制御単位に予備の半導体メモリモジュール(HS)16に退避する。排他制御はこのアクセス制御単位で行われる。

2 退避完了後、予備の半導体メモリモジュール16がユーザデータ格納用の半導体メモリモジュールとなる。

3 全アクセス制御単位の退避完了後に、メモリエラーが発生した半導体メモリモジュール14aを新たな半導体メモリモジュールと交換する。以後、この交換された半導体メモリモジュール14aが予備の半導体メモリモジュールとなる。尚、半導体メモリモジュール16を予備に戻すためには、1の手順と同様に半導体メモリモジュール16の記憶内容をアクセス制御単位に半導体メモリモジュール14aに復元する。

#### 【0020】

半導体ディスク制御装置13において、13a-1, 13a-2, ...は上位装置(CPU)11a-1, 11a-2, ...との間に単一あるいは複数のインターフェース(上位インターフェース)を有するチャネルアダプタ(CA)、13bはリソースマネージャ(RM)であり、排他制御テーブルECT(図示せず)を備え、いずれのユニットも所定の半導体メモリモジュールのある領域を使用していない場合には、要求により他のユニットに半導体メモリモジュールの該領域へのアクセスを許可し、使用中の場合にはアクセスを許可しない排他制御を実行する。尚、本実施例では、リソースマネージャはアクセス制御単位で使用/未使用を管理し、該アクセス制御単位で排他制御を行う。

#### 【0021】

13cは各ユニットのIML(イニシャル・マイクロプログラム・ローディング)処理や状態監視処理、障害時のリカバリ処理、例えばメモリエラー発生時における半導体メモリモジュールの交換処理を行うサービスアダプタ(SA)である。13d~13gは各種制御テーブルCTLやプログラムを記憶する制御記憶部(CS)である。制御テーブルCTLには、図2に示すように各半導体メモリモジュールの範囲(アクセス制御単位)毎に論理アドレス(CCHH)と半導体ディスクの物理アドレスの対応が記憶されている。論理アドレスとはCPUより指定されるアドレス(例えば磁気ディスクのデータアドレスで指定される場合は、シリンダ/ヘッド番号CCHH)、物理アドレスとは半導体ディスク装置内部で半導体メモリモジュールをアクセスする実アドレスである。各モジュールは制御テーブルCTLを用いて論理アドレスを物理アドレスに変換する。

#### 【0022】

13hはコピーの成功/不成功(有効/無効)を示すコピー管理テーブルCCTを記憶する記憶部(TS)である。このコピー管理テーブルCCTは半導体メモリモジュールに書き込まれるデータのうち纏まった単位でコピーの成功/不成功を管理する。コピーが失敗した場合(媒体エラーで読めなかった場合等)、当該部分を無効とする。例えば、図3に示すようにトラック毎にコピーの成功/不成功を管理する。磁気ディスクをエミュレーションレートしている半導体ディスクの場合、シリンダ(アクセス制御単位)毎にコピーしていた場合に、エラーしてもそのシリンダ全てが無効ではない。そこで、コピー管理テーブルCCTによりトラック毎にエラーしたトラックのみ無効にすれば、きめ細かいデータの保証ができる。この場合、トラック毎でなくレコード単位で管理するとより細かいデータの保証ができる。コピー管理テーブルCCTは各モジュールが参照/更新できる場所におけばよく、半導体メモリモジュール内に配置することもできる。

10

#### 【0023】

(a-2) 本発明の半導体メモリの第1の交換制御の概略

半導体ディスク14は、図4に示すように3枚の半導体メモリモジュール(MS1~MS3)14a~14cと、1枚の予備の半導体メモリモジュール(HS)16で構成され、それぞれ5個のアクセス制御単位で構成されている。初期時、各半導体メモリモジュール14a~14cの制御テーブルCTLの内容は図5に示すようになっている。尚、図中、CTLaは半導体メモリモジュール14a(MS1)の制御テーブル部分、CTLbは半導体メモリモジュール14b(MS2)の制御テーブル部分、CTLcは半導体メモリモジュール14c(MS3)の制御テーブル部分である。又、図中、XXXXは論理アドレスを、MS1-00は半導体メモリモジュール14a(MS1)のオフセットアドレス00(図4参照)を意味しており、他の表記も同様である。

20

#### 【0024】

半導体メモリモジュール14b(MS2)にメモリエラーが発生すると、サービスアダプタSAの制御でアクセス制御単位で半導体メモリモジュール14b(MS2)から予備の半導体メモリモジュール16にコピーが行われる。図6に示すように、コピー処理が進行して、第1、第2の制御単位6,7のコピーが終了し、第3の制御単位8のコピーは他のモジュールにより使用中のため行えず、現在第4の制御単位9をコピー中で、最後の制御単位をまだコピーしてないとすると、その時点で制御テーブルCTLの内容は図7に示すようになる。すなわち、コピーが完了した制御単位(範囲)6,7の物理アドレスはコピー先の半導体メモリモジュール16の物理アドレスとなる。

30

以後、制御単位毎のコピーが行われ、全ての制御単位のコピーが完了すれば、制御テーブルCTLの内容は図8に示すようになる。すなわち、コピーが完了した全ての制御単位(範囲)の物理アドレスはコピー先の物理アドレスとなる。

#### 【0025】

(a-3) 本発明の半導体メモリモジュールの交換制御処理

・コピー処理

図9及び図10は半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするためのコピー処理のフロー図である。

40

保守パネル(PNL)15からの指示により、あるいはエラー検出管理により、サービスアダプタ(SA)13cはメモリエラー発生 of 半導体メモリモジュール(半導体メモリモジュール14bとする)を認識する(ステップ101)。尚、サービスアダプタSAは常時各メモリモジュールから1アドレスずつ順次データを読み出してメモリエラーが発生していないか監視している(パトロール)。1ビットエラーは元のデータに復元できるため、直ちにメモリエラー発生としないが設定値以上の1ビットエラーを検出した時メモリエラー発生と認定する。又、2ビットエラーはメモリインターフェースアダプタ(ESP)17よりサービスアダプタSAに通知される。

#### 【0026】

サービスアダプタSAはメモリエラー発生 of 半導体メモリモジュールを認識すると、リソ

50

ースマネージャ(RM)13bに予備の半導体メモリモジュール(HS)16の使用許可を要求する(ステップ102)。これは予備の半導体メモリモジュールHSが他の半導体メモリモジュールMSの交換作業に使用されていないことを確認するためのものである。例えば、半導体ディスク制御装置13が二重化されている場合において、他方のサービスアダプタSAが交換作業を行っている場合があるからである。

リソースマネージャRMは半導体メモリモジュールHSが使用中の場合にはサービスアダプタSAに不許可通知を出す(ステップ103, 104)。これにより、サービスアダプタSAは、使用許可になる迄待つ。一方、半導体メモリモジュールHSが使用中でなければ、リソースマネージャRMは使用許可をサービスアダプタSAに通知し、内蔵の排他制御テーブルECTに「半導体メモリモジュールHSが使用中になったこと」を記入する(ステップ105)。

10

ついで、サービスアダプタSAはリソースマネージャRMにエラー発生の半導体メモリモジュールの第1番目のアクセス制御単位部分の使用許可を要求する(ステップ106)。

#### 【0027】

使用可能であれば、リソースマネージャRMはサービスアダプタSAに使用許可を通知すると共に、排他制御テーブルECTに「第1番目のアクセス制御単位が使用中になったこと」を記入する(ステップ107, 108)。

サービスアダプタSAは使用許可通知により、当該制御単位のコピーを実行する(ステップ109)。コピー中にエラーが発生せず、当該アクセス制御単位のコピーが完了すれば(ステップ110, 111)、サービスアダプタSAは各モジュール13a-1, 13a-2, 13b等に制御テーブルCTLの変更を指示する(ステップ112)。すなわち、サービスアダプタSAは、制御テーブルCTLbの制御単位6における物理アドレスをHS-00に変更するように各モジュールに指示する。

20

各モジュールは指示された通りに制御メモリCSの制御テーブルCTLを変更し、変更完了をサービスアダプタSAに通知する(ステップ113)。尚、サービスアダプタSAも制御メモリCSの制御テーブルCTLを変更する。

#### 【0028】

サービスアダプタSAは全モジュールから変更完了通知を受信すれば、リソースマネージャRMにアクセス終了を通知する。これによりリソースマネージャRMは、「第1番目のアクセス制御単位が不使用になったこと」を記入する(ステップ114)。ついで、サービスアダプタSAは半導体メモリモジュール14bの全制御単位のコピーが終了したチェックする(ステップ115)。

30

全制御単位のコピーが終了すれば、サービスアダプタSAはチャネルアダプタCAを介して上位装置CPUにコピー終了を通知すると共に、保守パネルPNLにコピー完了を表示し(ステップ116)、コピー処理を終える。コピー処理が完了すれば、保守員がメモリエラーを生じた半導体メモリモジュール(MS)14bを新たな半導体メモリモジュールと交換する。

一方、全制御単位のコピーが終了していなければ、コピー対象をコピーを終了していない別の制御単位に変更し(ステップ117)、以後ステップ106以降の処理を繰り返す。ステップ107において、第1番目のアクセス制御単位が使用中である場合には、リソースマネージャRMはサービスアダプタSAに使用不許可通知を出す(ステップ118)。これにより、サービスアダプタSAはステップ115に飛び、以降の処理を繰り返す。

40

#### 【0029】

又、ステップ110において、コピー時に所定トラックにおいてエラーが発生すれば、サービスアダプタSAはチャネルアダプタCAを介して上位装置CPUにエラー発生を通知すると共に(ステップ119)、コピー管理テーブルCCTの該当トラックにコピー不成功(無効)を記入する(ステップ120)。以後、ステップ111以降の処理を繰り返す。図11はコピーの成功/不成功を示すコピー管理テーブルCCTの説明図であり、制御単位6(半導体メモリモジュール14bの第1アクセス制御単位)のコピー管理テーブル部分を示している。尚、制御単位6は3つのトラック1~3で構成されているも

50



のとしている。

図 1 1 ( a ) は制御単位 6 の全トラックのコピーがエラーを生じることなく成功した場合であり、コピー管理テーブル C C T のトラック 1 ~ 3 には「有効」が記入される。図 1 1 ( b ) はトラック 2 のコピー時にエラーが発生した場合であり、コピー管理テーブル C C T のトラック 2 に「無効」が記入され、トラック 1、3 には「有効」が記入される。尚、コピーが不成功のトラックにデータを書き込んだ場合には、該トラックは「有効」に成り、コピー管理テーブル C C T が書き替えられる。

#### 【 0 0 3 0 】

・半導体メモリモジュール交換後の処理

図 1 2 は半導体メモリモジュール交換後の処理フロー図である。

10

コピー完了後に保守員がエラーを生じた半導体メモリモジュールを交換すれば、サービスアダプタ S A は交換完了を感知し ( ステップ 1 3 1 )、以後、交換後の半導体メモリモジュールを予備の半導体メモリモジュールとする ( ステップ 1 3 2 )。尚、交換完了後、保守員の保守パネル P N L からの指示により、半導体メモリモジュール 1 6 を予備の半導体メモリモジュールに戻すように構成することもできる。又、交換完了後、自動的に半導体メモリモジュール 1 6 を予備の半導体メモリモジュールに戻すように構成することもできる。図 1 3 はかかる場合の処理フロー図である。サービスアダプタ S A は半導体メモリモジュールの交換完了を感知し ( ステップ 1 4 1 )、前述のコピー処理と同様の手順で半導体メモリモジュール 1 6 の記憶データを交換後の半導体メモリモジュール 1 4 b にコピーする ( ステップ 1 4 2 )。

20

#### 【 0 0 3 1 】

・コピー管理テーブルを用いたアクセス処理

各モジュールは半導体メモリモジュールよりレコードを読み出す場合にはコピー管理テーブル C C T を参照する。図 1 4 はコピー管理テーブル C C T を参照したアクセスの処理フロー図である。

まず、レコード読み出しか、書き込みかを判断し ( ステップ 1 5 1 )、読み出しの場合には、アクセス先のトラックの有効 / 無効をコピー管理テーブル C C T を参照して調べ ( ステップ 1 5 2 )、有効の場合には該レコードを読み出し ( ステップ 1 5 3 )、無効の場合にはエラー処理を行う ( ステップ 1 5 4 )。一方、書き込みの場合には、アクセス先のトラックが無効であれば「有効」に変更し ( ステップ 1 5 5 )、しかる後、該トラックにレ

30

#### 【 0 0 3 2 】

以上のように、予備の半導体メモリモジュールを追加するだけで、メモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を無停止で退避することができ、大がかりな保守装置を必要としない。また、半導体メモリモジュールをアクセス制御単位に細分化し、該アクセス制御単位でコピーを行うため、該制御単位で排他制御を行うことができ、コピー中であつても上位装置はコピー対象でない他のアクセス制御単位部分にアクセスすることができ、上位装置のアクセスに悪影響を与えることがない。

又、アクセス制御単位のコピーが完了する毎にサービスアダプタ S A は、チャンネルアダプタ C A 等に設けられている制御テーブル C T L における物理アドレスをコピー先の物理ア

40

ドレスに変更するため、アクセス制御単位のコピー完了後、該アクセス制御単位については直ちにコピー先 ( 予備の半導体メモリモジュール ) にアクセスすることができる。更に、アクセス制御単位毎にコピーが正常に完了したか否かを管理するコピー管理テーブルを設け、チャンネルアダプタ C A 等のモジュールはデータリード時に該コピー管理テーブルを参照し、アクセス対象である領域 ( トラック ) が正常の場合にはアクセスし、異常の場合にはアクセスせずエラーとする。この結果、コピー時にコピーエラーが発生しても誤ったデータを読み取って処理することがなく、誤動作を防止できる。

#### 【 0 0 3 3 】

( a - 4 ) 本発明の半導体メモリの第 2 の交換制御の概略

以上は制御テーブル C T L が図 2 に示す構成を備えている場合である。制御テーブル C T

50

Lは図15に示すように構成することもできる。この制御テーブルCTLは、各半導体メモリモジュールの範囲(アクセス制御単位)毎に、  
 1 論理アドレス(CCHH)と、  
 2 半導体ディスクのオリジナルな物理アドレスと、  
 3 コピー先の物理アドレスを記入する欄を備えている。論理アドレスはCPU等より指定されるアドレス(例えば磁気ディスクのデータアドレスで指定される場合は、シリンダ/ヘッド番号CCHH)、オリジナルな物理アドレスは半導体ディスク装置内部で半導体メモリモジュールをアクセスする実アドレスである。通常は、論理アドレスに対応させてオリジナルな物理アドレスのみが対応付けされており、コピー先の物理アドレスは無効(マークを付けるなどして制御)となっている。

#### 【0034】

半導体ディスク14は、図4に示すように3枚の半導体メモリモジュール(MS1~MS3)14a~14cと、1枚の予備の半導体メモリモジュール(HS)16で構成され、それぞれ5個のアクセス制御単位で構成されているものとする。初期時、各半導体メモリモジュール14a~14cの制御テーブルCTLの内容は図16に示すようになっている。尚、図中、CTLaは半導体メモリモジュール14a(MS1)の制御テーブル部分、CTLbは半導体メモリモジュール14b(MS2)の制御テーブル部分、CTLcは半導体メモリモジュール14c(MS3)の制御テーブル部分である。又、図中、XXXXは論理アドレスを、MS1-00は半導体メモリモジュール14a(MS1)のオフセットアドレス00を意味しており、他の表記も同様である。

#### 【0035】

半導体メモリモジュール14b(MS2)にメモリエラーが発生すると、サービスアダプタSAの制御でアクセス制御単位で半導体メモリモジュール14b(MS2)から予備の半導体メモリモジュール16にコピーが行われる。この場合、コピーに先だって、サービスアダプタSAは各モジュールに対し制御テーブルの変更を指示する。すなわち、エラーを生じた半導体メモリモジュール14bの各論理アドレスに、1元の物理アドレスと2コピー先の物理アドレスとがそれぞれ対応するように制御テーブルの変更を指示する。これにより、各モジュールの制御テーブルCTLは図17に示すように変更される。

又、サービスアダプタSAは、チャンネルアダプタCA等のモジュールに対して、半導体メモリモジュール14bへのアクセスに際してフォーキング処理を行うように指示する。フォーキング処理とは、図18に示すように、データ読み出しはオリジナルな物理アドレスが指示するエリアからデータを読み出し、データ書き込みは、オリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスが示す2つの記憶エリアに書き込む処理である。

#### 【0036】

以後、図19に示すようにアクセス制御単位のコピーを行う。サービスアダプタSAは半導体メモリモジュール14bの全アクセス制御単位のコピーが終了すれば、各モジュールに制御テーブルCTLのオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスの交換を指示する。これにより、各モジュールの制御テーブルCTLは図20に示すように変更される。以後、サービスアダプタSAは、各モジュールに対してフォーキング処理の終了を通知すると共に、コピー先の物理アドレス記入欄のアドレスを無効にするように指示してコピー処理を終了する。この結果、各モジュールの制御テーブルCTLは図21に示すようになり、オリジナルな物理アドレスはコピー先の物理アドレスとなる。

#### 【0037】

(a-5) 本発明の半導体メモリモジュールの交換制御  
 ・コピー処理

図22及び図23は半導体メモリモジュールの記憶内容を予備の半導体メモリモジュールにコピーするためのコピー処理のフロー図である。尚、制御テーブルCTLは図16に示すように構成されているものとする。

保守パネル(PNL)15からの指示により、あるいはエラー管理により、サービスアダプタ(SA)13cはメモリエラー発生時の半導体メモリモジュール(半導体メモリモジュ

10

20

30

40

50

ール14bとする)を認識する(ステップ201)。

サービスアダプタSAはメモリエラー発生の半導体メモリモジュールを認識すると、リソースマネージャ(RM)13bに予備の半導体メモリモジュール(HS)16の使用許可を要求する(ステップ202)。リソースマネージャRMは半導体メモリモジュールHSが使用中の場合にはサービスアダプタSAに不許可通知を出す(ステップ203, 204)。これにより、サービスアダプタSAは、使用許可になる迄待つ。一方、半導体メモリモジュールHSが使用中でなければ、リソースマネージャRMは使用許可をサービスアダプタSAに通知し、内蔵の排他制御テーブルECTに「半導体メモリモジュールHSが使用中になったこと」を記入する(ステップ205)。

#### 【0038】

ついで、サービスアダプタSAはチャンネルアダプタCA等の各モジュールに半導体メモリモジュール14bの交換開始及びフォーキング処理開始を指示する(ステップ206)。又、サービスアダプタSAは各モジュールに対し制御テーブルの変更を指示する。これにより、各モジュールは指示された通りに制御テーブルCTLを変更し(図17参照)、変更終了をサービスアダプタSAに通知する(ステップ207)。

各モジュールから制御テーブルの変更終了が通知されると、サービスアダプタSAはリソースマネージャRMにエラー発生の半導体メモリモジュールの第1番目のアクセス制御単位の使用許可を要求する(ステップ208)。

#### 【0039】

使用可能であれば、リソースマネージャRMはサービスアダプタSAに使用許可を通知すると共に、排他制御テーブルECTに「第1番目のアクセス制御単位が使用中になったこと」を記入する(ステップ209, 210)。

サービスアダプタSAは使用許可通知により、当該制御単位のコピーを実行する(ステップ211)。コピー中にエラーが発生せず、当該アクセス制御単位のコピーが完了すれば(ステップ212, 213)、サービスアダプタSAはリソースマネージャRMにアクセス終了を通知する。これによりリソースマネージャRMは、「第1番目のアクセス制御単位が不使用中になったこと」を記入する(ステップ214)。ついで、サービスアダプタSAは半導体メモリモジュール14bの全制御単位のコピーが終了したチェックする(ステップ215)。

全制御単位のコピーが終了していなければ、コピー対象をコピーを終了していない別の制御単位に変更し(ステップ216)、以後ステップ208以降の処理を繰り返す。

ステップ209において、第1番目のアクセス制御単位が使用中である場合には、リソースマネージャRMはサービスアダプタSAに使用不許可通知を出す(ステップ217)。これにより、サービスアダプタSAはステップ215に飛び、以降の処理を繰り返す。

#### 【0040】

ステップ212において、コピー時に所定トラックにおいてエラーが発生すれば、サービスアダプタSAはチャンネルアダプタCAを介して上位装置CPUにエラー発生を通知すると共に(ステップ218)、コピー管理テーブルCCTの該当トラックにコピー不成功(無効)を記入する(ステップ219)。以後、ステップ213以降の処理を繰り返す。

ステップ215において、半導体メモリモジュール14bの全制御単位のコピーが終了した場合には、サービスアダプタSAは各モジュール13a-1, 13a-2, 13b等に対して、半導体メモリモジュール14bに関係する制御テーブル部分のオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスの交換を指示する(ステップ220)。これにより、各モジュールは制御テーブルCTLを指示通りに変更し(図20参照)、変更終了をサービスアダプタSAに通知する(ステップ221)。ついで、サービスアダプタSAは、各モジュールに対してコピー完了及びフォーキング処理の終了を通知すると共に(ステップ222)、半導体メモリモジュール14bに関係する制御テーブル部分のコピー先物理アドレス欄を無効にするように指示する(ステップ223)。各モジュールは制御テーブルCTLを指示された通りに変更する(図21参照)。これにより、オリジナルな物理アドレスはコピー先の物理アドレスとなる。

10

20

30

40

50

## 【 0 0 4 1 】

以後、サービスアダプタ S A はチャネルアダプタ C A を介して上位装置 C P U にコピー終了を通知すると共に、保守パネル P N L にコピー完了を表示し（ステップ 2 2 4）、コピー処理を終える。コピー処理が完了すれば、保守員がメモリエラーを生じた半導体メモリモジュール（M S）1 4 b を新たな半導体メモリモジュールと交換する。

以上のように、予備の半導体メモリモジュールを追加するだけで、メモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を無停止でコピーすることができる。又、チャネルアダプタ等のモジュールはコピー中の半導体メモリモジュールにデータを書き込む際、フォーキング処理に従ってオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスが示す 2 つの記憶エリアにデータを書き込むようにしたから、第 1 の交換制御処理のように制御単位の

10

## 【 0 0 4 2 】

・コピー中の制御単位エリアにライト命令が発生した場合の処理

コピー中の制御単位エリアに上位装置 C P U からライト命令が発生する場合がある。かかる場合には、ライト命令をコピーが完了するまで待たせることもできるが上位装置のアクセス速度が低下する。そこで、ライト命令を優先してコピーを一時停止させるように制御する。図 2 4 はかかるコピー中の制御単位エリアにライト命令が発生した場合の処理の流れ図である。

上位装置 C P U よりライト命令がチャネルアダプタ C A に発行されると（ステップ 2 5 1）、チャネルアダプタはアクセス制御単位についてリソースマネージャ R M にアクセス許可を要求する（ステップ 2 5 2）。リソースマネージャは、該アクセス制御単位がコピー中であるか調べ、コピー中でなければチャネルアダプタ C A にアクセス許可を通知する（ステップ 2 5 3、2 5 4）。これにより、チャネルアダプタ C A はライトコマンドをフォーキング処理に従って実行する。

20

## 【 0 0 4 3 】

一方、コピー中の場合には、リソースマネージャ 2 5 5 はサービスアダプタ S A にコピー中の制御単位エリアに上位装置よりライトコマンドが発生したことを通知する（ステップ 2 5 5）。これにより、サービスアダプタ S A はコピーを停止する（ステップ 2 5 6）。ついで、リソースマネージャ R M はチャネルアダプタ C A にアクセスを許可し（ステップ 2 5 7）、チャネルアダプタ C A はライトコマンドをフォーキング処理に従って実行する

30

。チャネルアダプタ C A による書き込みが完了すれば（ステップ 2 5 8）、サービスアダプタ S A は前記書き込みのアクセス単位（トラック数 = A w）とコピーのアクセス単位（トラック数 = A c で例えば A c = 1）の大小を比較する（ステップ 2 5 9）。

A w > A c の場合には、サービスアダプタ S A は書き込みコマンドのアクセス単位についてコピーが完了したものとみなし（ステップ 2 6 0）、以後残りの部分についてコピーを再開する。

## 【 0 0 4 4 】

一方、A w < A c の場合には、書き込みコマンドのアクセス単位を包含するコピー単位は、コピーが完了していないものとみなして再度コピーし、あるいは、アクセス単位以外の

40

コピー単位部分をコピーし（ステップ 2 6 1）、以後残りの部分についてコピーを再開する。以上のように、コピーを停止して上位装置 C P U の書き込みコマンドを実行するようにしたから上位装置のアクセス速度は低下しない。又、アクセス単位がコピー単位より大きい場合には、アクセス単位部分のコピーは完了したものとみなせるからコピー速度を向上することができる。

## 【 0 0 4 5 】

（ a - 6 ） 半導体ディスク装置の実際の構成

図 2 5 は半導体ディスク装置の全体構成図であり、二重化構成になっており、添字 1 を有するモジュールは第 1 の半導体ディスク装置 G 0 側のモジュールであり、添字 2 を有する

50

モジュールは第2半導体ディスク装置G1側のモジュール、添字の無いモジュールは共通のモジュールである。尚、制御記憶部CSは各モジュールに内蔵されている。

CAは上位装置のチャンネルとのインターフェース制御を行うチャンネルアダプタであり、電気チャンネル、光チャンネル、OCリンクに対応する種々のチャンネルアダプタが適宜接続されるようになっている。RMはリソースマネージャであり排他制御、論理バス管理等の処理動作を制御すると共にサブシステム全体の資源管理を行う。SAはサービスアダプタであり、自分がマスターになり、他のユニット(モジュール)の状況を管理する。

#### 【0046】

C-BUSは各ユニットがメッセージ通信及び制御情報のアクセスを行う制御用バス、D-BUSは各ユニットが半導体ディスクとの間でデータを授受するデータ転送用バス、S-BUSはサービスモジュールがマスターになり、各ユニットの状況を管理するサービスバスである。BH-1、BH-2はバスの競合制御、バスクロックの分配を行うバスハンドラ、MDKはメモリ障害時に該メモリの内容を一時的にバックアップする磁気ディスク装置(オブション)、DAは磁気ディスク装置とのインターフェース制御を行うデバイスアダプタ、BANKは半導体ディスク(共用メモリ)であり、半導体メモリモジュールMS、HS及び予備の半導体メモリモジュールHSが搭載されるようになっている。ESP1~ESP4は半導体ディスクへのアクセス制御を行うポート(Extended Storage Port)、ESA1~ESA4はESPと半導体メモリモジュールMS間のタイミング制御や、メモリのリフレッシュ、エラーチェックコードに基づくデータ修正を実行するメモリインタフェースアダプタ、PANELは保守パネルである。

#### 【0047】

第1、第2半導体ディスク装置G0、G1は中央点線を中心に対称に構成されており、上位CPUは対称に第1、第2半導体ディスク装置のチャンネルアダプタCA<sub>1</sub>、CA<sub>2</sub>に接続され、それぞれのポートESP2、ESP3は他方のメモリアダプタESA3、4と接続されている。従って、一方のチャンネルアダプタに障害が生じてもCPUは他方のチャンネルアダプタから半導体ディスクをアクセスすることができる。又、一方の半導体ディスクが障害を生じて他方の半導体ディスクにアクセスすることができ、信頼性を向上している。

チャンネルアダプタCA、リソースマネージャRM、サービスアダプタSA等のモジュールはそれぞれマイクロプロセッサで構成されており、おおむね図26に示す構成を備えている。図において、91はマイクロプロセッサ(MPU)、92はRAM構成の制御記憶部(CS)、93はROM構成の制御記憶部(CS)、94は内部バスに接続されたドライバ/レシーバ(DV/RV)、95はバスインターフェースロジック(BIL)、96は外部インターフェースと接続されたドライバ/レシーバ(DV/RV)、97はバッファ又はテーブル記憶部(TS)、98は個別LSI(ゲートアレイ)である。尚、接続される外部インターフェースの数によってドライバ/レシーバ(DV/RV)96の数が異なる。

#### 【0048】

(b) 本発明の第2の実施例

(b-1) 全体の構成

半導体ディスク装置は電源を切断するとその記憶内容が消失する。このため、半導体ディスク装置にバックアップディスク装置が接続される場合がある。

図27はバックアップディスク装置を備えた半導体ディスク装置の構成図であり、図1と同一部分には同一符号を付している。11a-1はCPU(上位装置)、12は半導体ディスク装置(SSD)、13は半導体ディスク制御装置、14は半導体ディスク、15はサービスアダプタSAに各種指示を出して保守を実行させるメンテナンスパネル(PNL)である。

#### 【0049】

半導体ディスク14は、複数のユーザデータ格納用の半導体メモリモジュール(MS: Main Storage)14a、14b、14c・・・と、半導体メモリモジュールに

10

20

30

40

50

エラーが発生した時、該半導体メモリモジュールが新たな半導体メモリモジュールと交換されるまでその代役を勤める予備の半導体メモリモジュール（HS）16を備えている。尚、17はメモリインタフェースアダプタである。

半導体ディスク制御装置13において、13a-1はチャンネルアダプタ（CA）、13bはリソースマネージャ（RM）、13cはサービスアダプタ（SA）、13d, 13f, 13gは各種制御テーブルCTLやプログラムを記憶する制御記憶部（CS）である。18は電源切断時等において半導体ディスク14に記憶されているデータを記憶するバックアップ用の磁気ディスク装置、19は磁気ディスク装置18に半導体ディスク14に記憶されているデータを退避すると共に、退避されたデータを磁気ディスク装置より読み出して半導体ディスク14に復元するディスクアダプタである。

10

#### 【0050】

（b-2） 半導体ディスクと磁気ディスクの論理ドライブ構成

半導体ディスク14を構成する各半導体メモリモジュール（MS）14a～14cはそれぞれ1枚のプリント板で構成され、メモリバンクのスロットに挿入されている。各半導体メモリモジュール（MS）14a～14cはそれぞれ所定サイズの複数の論理ドライブに分割されており、上位装置CPUはStart I/O命令により所定の論理ドライブを指定し、該論理ドライブが使用可能であれば該論理ドライブの所定位置にアクセスするようになっている。

図28は半導体ディスク14と磁気ディスク装置18の論理ドライブの構成図である。半導体ディスク14は2枚の半導体メモリモジュール14a, 14bで構成されているものとしており、第1半導体メモリモジュール14aは3つの論理ドライブ0～3を備え、それぞれのサイズは10シリンダとなっている。又、第2の半導体メモリモジュール14bは10シリンダサイズの2つの論理ドライブ3～4を備えている。

20

#### 【0051】

磁気ディスク装置18における論理ドライブの構成は矢印で示すように半導体ディスク14の論理ドライブ構成と1:1の対応関係がある。すなわち、磁気ディスク装置18の論理ドライブ構成と半導体ディスク14の論理ドライブ構成は同一になっている。

半導体ディスク14における論理ドライブの構成を示す第1の構成情報テーブル21は、論理ドライブ0～4毎に先頭アドレス（シリンダアドレス）及び容量（シリンダ数）を保持しており、所定の半導体メモリモジュール（マスターモジュール）14aに格納されている。又、ディスク装置18における論理ドライブの構成を示す第2の構成情報テーブル22は、第1の構成情報テーブル21と同一の構成を有し磁気ディスク装置18に記憶されている。

30

#### 【0052】

半導体ディスク14に記憶されているデータを磁気ディスク装置18に退避させる場合には、ディスクアダプタ（DA）19は第1、第2の構成情報テーブル21, 22を読み取る。ついで、該第1の構成情報テーブル21を参照して第i論理ドライブ（i=0～4）のデータを半導体ディスク14より読み取り、該データを第2の構成情報テーブル22を参照して磁気ディスク装置18の第i論理ドライブ（i=0～4）に格納する。

又、磁気ディスク装置18に退避されているデータを半導体ディスク14に復元させる場合には、ディスクアダプタ（DA）19は第1、第2の構成情報テーブル21, 22を読み取る。ついで、該第2の構成情報テーブル22を参照して第i論理ドライブ（i=0～4）のデータを磁気ディスク18より読み取り、該データを第1の構成情報テーブル21を参照して半導体ディスク14の第i論理ドライブ（i=0～4）に格納する。

40

#### 【0053】

（b-3） 半導体ディスク14の論理ドライブ構成を変更した場合の問題点

ところで、半導体ディスク14のデータを磁気ディスク装置18に退避した後に、半導体ディスク14の論理ドライブ構成を変更したい場合がある。図29は論理ドライブ構成の変更説明図であり、（a）は変更前の構成、（b）は変更後の構成であり、論理ドライブ0のサイズを10シリンダから20シリンダに増加し、論理ドライブ1～論理ドライブ4

50

の先頭アドレスを変更した場合である。

半導体ディスク 14 の構成を前記のように変更すると、従来装置では半導体ディスク 14 と磁気ディスク 18 の第 1、第 2 の構成情報テーブル 21、22 は図 30 に示すようになる。この結果、磁気ディスク 18 に退避されているデータを半導体ディスク 14 に復元すると、矢印に示すように復元され、正しくデータの復元ができなくなる。すなわち、磁気ディスク 18 に退避されている論理ドライブ 0、1 のデータ（点線で囲んである）が半導体ディスク 14 の論理ドライブ 0 に復元され、論理ドライブ 2 のデータが論理ドライブ 1 に復元され、論理ドライブ 3 のデータが論理ドライブ 2 に復元され、論理ドライブ 4 のデータが論理ドライブ 3 に復元されてしまう。この結果、退避したデータを使用できなくなる。以上は、論理ドライブのサイズを変更した場合であるが、図 31 に示すように論理ドライブの配置を変更した場合も同様の問題点が生じる。

10

#### 【0054】

（b-4） 本発明の復元処理の概略

図 32 はデータ退避後に半導体ディスク 14 の論理ドライブ構成を変更した場合における本発明の復元処理の概略説明図である。14 は半導体ディスク、18 は磁気ディスク装置 19 はディスクアダプタである。半導体ディスク 14 において、20 はユーザデータ格納領域、21 は半導体ディスクの論理ドライブ構成を保持する第 1 構成情報テーブル、23 は後述するアドレス変換テーブルである。磁気ディスク装置 18 において、22 は磁気ディスクの論理ドライブ構成を保持する第 2 構成情報テーブル、24 はユーザデータ格納領域である。半導体ディスク 14 及び磁気ディスク 18 は初期時に図 28 に示す構成を備えている。

20

半導体ディスク 14 のデータを磁気ディスク 18 に退避した後、保守パネル（PNL）15 からの指示により半導体ディスク 14 の構成を図 29（b）に示すように変更する。この結果、半導体ディスク 14 の第 1 の構成情報テーブル 21 は図 30 に示すようになる。

#### 【0055】

ついで、保守パネル PNL より復元が指示されると、ディスクアダプタ（DA）19 は、半導体ディスク 14 及び磁気ディスク 18 より第 1、第 2 の構成情報テーブル 21、22 を読み取り、これら第 1、第 2 の構成情報テーブル 21、22 を用いて、論理ドライブ毎にディスクアドレスを半導体メモリのアドレスに変換するためのアドレス変換テーブル 23（図 33 参照）を作成する。このアドレス変換テーブル 23 は論理ドライブ毎に 1 半導体ディスク 14 の先頭アドレス、シリンダ数、及び 2 磁気ディスク 18 の先頭アドレス、シリンダ数を持たせたものである。

30

しかる後、ディスクアダプタ DA は図 34 に示すようにアドレス変換テーブル 23 を参照して第 i 論理ドライブ（ $i = 0 \sim 4$ ）のデータを磁気ディスク 18 より読み取り、該データをアドレス変換テーブル 23 が指示する半導体ディスク 14 の第 i 論理ドライブ（ $i = 0 \sim 4$ ）に格納する。以上により、磁気ディスク 18 に退避してある各論理ドライブのデータを構成変更後の論理ドライブに復元でき、該データを使用することができる。

復元完了後に、磁気ディスク装置 18 の第 2 の構成情報テーブル 22 を半導体ディスク 14 の第 1 の構成情報テーブル 21 に一致させる。

#### 【0056】

40

（b-5） 本発明の復元処理

図 35 は本発明の復元処理のフロー図である。

データを磁気ディスク装置 18 に退避した後に、半導体ディスク 14 の論理ドライブ構成を変更したい場合には、保守パネル（PNL）15 より構成情報変更コマンドと論理ドライブの構成情報を入力する（ステップ 301）。これにより、サービスアダプタ SA は半導体ディスク 14 に記憶されている第 1 の構成情報テーブル 21 を更新する（ステップ 302）。しかる後、磁気ディスク装置 18 に退避してあるデータを半導体ディスク 14 へ復元するために、保守パネル PNL よりリストアコマンドを入力する（ステップ 303）。サービスアダプタ SA はリストアコマンドが入力されると、ディスクアダプタ（DA）19 に対して、アドレス変換テーブル 23 の作成を指示する（ステップ 304）。

50

## 【 0 0 5 7 】

ディスクアダプタ D A は半導体ディスク 1 4 及び磁気ディスク装置 1 8 より第 1、第 2 の構成情報テーブル 2 1、2 2 を読み取り、これら第 1、第 2 の構成情報テーブル 2 1、2 2 を用いてアドレス変換テーブル 2 3 ( 図 3 2 参照 ) を作成し、半導体ディスク 1 4 に記憶する ( ステップ 3 0 5 )。ついで、ディスクアダプタ D A は該アドレス変換テーブル 2 3 を参照して第  $i$  論理ドライブ (  $i = 0 \sim 4$  ) のデータを磁気ディスク 1 8 より読み取り、該データをアドレス変換テーブル 2 3 が指示する半導体ディスク 1 4 の第  $i$  論理ドライブ (  $i = 0 \sim 4$  ) に格納する ( ステップ 3 0 6、3 0 7 )。

## 【 0 0 5 8 】

全データの半導体ディスク 1 4 への復元が完了すれば、保守パネル P N L より構成情報合わせ込みコマンドを発行する ( ステップ 3 0 8 )。サービスアダプタ S A は構成情報合わせ込みコマンドが発行されると、ディスクアダプタ D A に第 2 の構成情報テーブル 2 2 の変更を指示する ( ステップ 3 0 9 )。これにより、ディスクアダプタ D A は半導体ディスク 1 4 より第 1 の構成情報テーブル 2 1 を読み出し、第 1、第 2 の構成情報テーブル 2 1、2 2 が 1 : 1 に対応するように第 2 の構成情報テーブル 2 2 を作成し、磁気ディスク 1 8 に記憶されている内容を更新する ( ステップ 3 1 0 )。

以上より、半導体ディスクの構成を変更しても、構成変更前にバックアップディスク装置に退避したデータを構成変更後の半導体ディスク装置に正しく復元でき、変更前のユーザデータが使用することができる。

## 【 0 0 5 9 】

( c ) 本発明の第 3 の実施例

( c - 1 ) トラックフォーマット、ディレクトリ及びカウント部の構成

・トラックフォーマット

半導体ディスク装置では、各トラックフィールドの先頭にディレクト ( コントロール情報部 ) が設けられている。チャネルアダプタ C A は指定されたトラックフィールドのユーザデータをアクセスする場合、該トラックフィールドのディレクトリを読み込み、該ディレクトリを用いてユーザデータをアクセスする。

図 3 6 は半導体ディスクにおけるトラックフォーマットの例であり、各トラックの先頭にはディレクトリ ( D I R E C T O R Y ) が配置され、その後にホームアドレス ( H A ) が置かれ、以降に C K D フォーマットにしたがった可変長のレコード ( R E C O R D - 0 , R E C O R D - 1 , . . . ) が配列されている。ホームアドレス H A はトラックアドレス ( C C H H ) を示すものであり、各レコードはカウント部 C、キー部 K、データ部 D で構成されている。

## 【 0 0 6 0 】

・ディレクトリ

ディレクトリは図 3 7 に示すように 4 4 8 バイトを有し、 1 1 バイトの最終レコード番号 ( L A S T R E C O R D N O . )、 2 2 1 8 バイトのセクタディレクトリ ( S E C T O R D I R E C T O R Y )、 3 1 9 0 バイトのレコードディレクトリ ( R E C O R D D I R E C T O R Y )、 4 その他有効性を確認するための I D 部等のエリア、 5 未使用エリアで構成されている。

最終レコード番号 ( L A S T R E C O R D N O . ) はトラックフィールドに書き込まれている最後のレコードのレコード番号を示すものである。各トラックフィールドの最終レコードの直後にはエンドマーク ( E O F ) が書き込まれており、最終レコードはこのエンドマークを読み込む直前のレコードということになる。そして、最終レコードのレコード番号が最終レコード番号と成る。

## 【 0 0 6 1 】

セクタディレクトリ ( S E C T O R D I R E C T O R Y ) は、セットセクタ処理で最初に読める物理レコード番号をセクタ値別に格納したものである。物理レコード番号とは、ホームアドレス H A を 0 として、論理レコード番号に 1 を加えた値である。トラックは例えば 2 1 8 のセクタに区分され、それぞれセクタ値 0 ~ 2 1 7 迄の値が割り当てられる。

10

20

30

40

50



セクタ値 217 はトラックを所定サイズのセクタで分割した時の最後のセクタを示すもので、最大セクタ値である。このセクタディレクトリ (SECTOR DIRECTORY) はセットセクタ命令に対するセットセクタ処理において使用され、セクタ処理で何番目のレコードが最初に読み出せるかを示す。尚、実際は 0 ~ 221 のセクタが存在する。但し 218 ~ 221 はレコード配置の関係上これ以降にレコードがくることはないのでセクタディレクトリには存在しない。

レコードディレクトリ (RECORD DIRECTORY) は各レコード (レコード 0 ~ レコード 94) までのトラック先頭からのオフセットアドレスを 2 バイトで示すものである。トラックの先頭アドレスに目的レコードのオフセットアドレスを加えることにより、該目的レコードのカウント部のメモリアドレスを求めることができる。レコード番号 94 はトラックに書き込める最大のレコード数を示す。このレコードディレクトリ (RECORD DIRECTORY) は、セクタ処理で取得したレコード番号のフィールドの読み出しや直接レコード番号を指定してレコードを読み出す際に使用される。

【0062】

・ カウント部

各レコードは前述のように、カウント部 C、検索のためのキーが記録されるキー部 K (必ずしも必要でない)、ユーザデータが記録されるデータ部 D で構成されている。カウント部 C は図 38 に示すように 64 バイトを有し、1 ホストから与えられる 8 バイトの実データ部、2 データの保証のために前後に付加される各 4 バイトの ID 部、3 トラックフィールドをアクセスするための 48 バイトのコントロール情報部より成っている。実データ部には、トラックアドレス (CCHH)、レコード番号 (R)、及び後に続くキー部の長さ (KL)、データ部の長さ (DL) が記録される。ID 部にはレコードの先頭を識別するコードや、データが書き込まれた最新の時刻 (タイムスタンプ) 等が記録される。コントロール情報部は、ディレクトリが消失しても目的レコードを検索し、かつ、ディレクトリの一部を復元できるようにするためにディレクトリ復元データ (制御情報復元データ) が記録されている。ディレクトリ復元データには、1 自分のレコードの先頭から次のレコード先頭迄の相対アドレス (オフセットアドレス)  $A_i$  と 2 自分のレコードが位置するセクタのセクタ値  $S_i$  が含まれている。

【0063】

ディレクトリ、ホームアドレス、各レコードのカウント部の長さは一定のため、ディレクトリ、HA 及び RECORD-0 のカウント部はトラック先頭から決まった相対位置にある。図 39 (a) に示すようにトラック先頭からホームアドレス HA までのオフセットアドレス  $L_0$ 、レコード  $R_{i-1}$  迄のオフアドレスを  $L_i$  とすると、これらオフセットアドレス  $L_i$  ( $i = 0, 1, 2, \dots$ ) はレコードディレクトリ (RECORD DIRECTORY) に記録される (図 37 参照)。この場合、レコード  $R_{i-1}$  からレコード  $R_i$  迄のオフセットアドレスを  $A_i$  とすると、該オフセットアドレス  $A_i$  はディレクトリ復元データとしてレコード  $R_i$  のカウント部に記録される。 $A_i$ ,  $L_i$  間には次式

$$L_i + A_i = L_{i+1}$$

の関係が成立する。

【0064】

又、セクタとレコードの関係が図 39 (b) に示すようになっているものとする、セクタディレクトリ (SECTOR DIRECTORY) におけるセクタ値 0 に対応させて 0 (HA) が、セクタ値 1 ~ 2 に対応させて 1 (レコード  $R_0$ ) が、セクタ値 3 ~ 6 に対応させてレコード 2 ( $R_1$ ) が、セクタ値 7 ~ 13 に対応させて 3 (レコード  $R_2$ ) が・・・記録される。すなわち、セクタ  $i$  にレコード  $R_j$  が存在すれば、セクタ値  $i$  に対応させてレコード  $R_{j+1}$  がセクタディレクトリに記録される。そして、レコード  $R_j$  がセクタ  $i \sim (i+m)$  に位置すると、セクタ値  $i \sim (i+m)$  がディレクトリ復元データとしてレコード  $R_{j+1}$  のカウント部に記録される。

【0065】

(c-2) レコード読み取り、書き込み手順

図40は半導体ディスク装置のレコード読み取りシーケンス説明図である。尚、半導体ディスク装置は図1と同一構成を備えているものとする。

上位装置CPUよりシークコマンドSKが発生すると、チャンネルアダプタCAは直ちに動作終了信号を上位装置に返す。上位装置CPUは動作終了信号を受信すれば、つぎにセットセクタコマンドSSを発行する。以後、同様にして上位装置はサーチIDコマンドSIDを発行し、チャンネルアダプタCAはこれらコマンドを受信する。

チャンネルアダプタCAはサーチIDコマンドを受信すると、シークコマンドで指示されている論理アドレス(トラックアドレスCCHH)を半導体ディスクの物理アドレスに変換する。この物理アドレスはトラックの先頭アドレス、換言すればディレクトリの先頭アドレスを示しているから、半導体ディスクよりディレクトリを読み込む。

10

#### 【0066】

ついで、セットセクタコマンドで指示されているセクタ値に応じたレコード番号をセクタディレクトリより求める(セットセクタ動作)。しかる後、該レコード番号のアドレスをレコードディレクトリより求め、該アドレスよりレコードのカウント部を読み取る。ついで、該カウント部に含まれるレコードのCCHHRとサーチIDコマンドで指示されている目的レコードのCCHHRが一致するかチェックし、一致すればサーチID動作を終了する。一致しない場合には次のレコード番号のレコードを読み取って同様の処理を行う。目的のレコードが見つければ、チャンネルアダプタCAは上位装置に動作終了信号を返す。これにより上位装置はリードコマンド(READ CKD)を発行し、チャンネルアダプタCAは該コマンドを受信する。以後、チャンネルアダプタCAはカウント部C、キー部K、データ部Dを順次上位装置CPUに転送し、最後に正常終了を送って一連のレコードリード処理を終了する。

20

#### 【0067】

図41は半導体ディスク装置のレコード書き込みシーケンス説明図であり、サーチ動作迄はレコード読み取り手順と同一である。

サーチID動作により目的とするレコードが見つければ、チャンネルアダプタCAは上位装置に動作終了信号を返す。これにより上位装置はライトコマンド(WRITE CKD)を発行し、チャンネルアダプタCAは該コマンドを受信する。以後、チャンネルアダプタCAは、ディレクトリ復元データ(制御情報復元データ)Ai, Siを求めてカウント部に挿入し、しかる後、レコードを記録する。

30

レコード記録完了後、チャンネルアダプタCAは上位装置CPUに書き込み終了を通知する。通知後、ディレクトリの内容を更新し、ディレクトリが記録されていた半導体ディスク位置に書き戻す。

#### 【0068】

(c-3) ディレクトリの読み込みエラーが発生した場合の処理

##### 1 スキップサーチ処理

レコードの読み込み、書き込み時に、チャンネルアダプタCAがディレクトリを読み込めなくなった場合には、各レコードのカウント部に記録されているディレクトリ復元データを用いて目的とするレコードをサーチ(スキップサーチ)する。尚、ディレクトリが読み込めなくなった場合としては、2ビットエラーの発生、IDエラーの発生(ディレクトリの書き込み失敗)等があり、かかるエラー発生時、チャンネルアダプタCAはディレクトリを取り込むことができず、通常のアクセスができなくなる。

40

図42はチャンネルアダプタCAがディレクトリを読み込めなくなった場合のスキップサーチ処理のフロー図、図43はスキップサーチ処理の説明図である。

まず、チャンネルアダプタは1iとする(ステップ401)。ついで、チャンネルアダプタCAはアドレスLi-1(=L0)よりレコードRi-1(=R0)のカウント部C0を読み込む(ステップ402)。なお、レコードR0のトラック先頭からの記憶位置は固定でL0は既知である。

#### 【0069】

カウント部の読み込み後、該カウント部に含まれるレコード番号がアクセス指示さ

50

れたレコード番号Nと等しいかチェックする(ステップ403)。等しければ、レコードR<sub>i-1</sub>が目的とするレコードであり、該レコードを読み込み、あるいは書替えを行う(ステップ404)。

しかし、カウント部に記録されているレコード番号がアクセス指示されたレコード番号Nと等しくなければ、カウント部に記録されている次のレコードR<sub>i</sub>迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A<sub>i</sub>を取得する(ステップ405)。

ついで、次式

$$L_{i-1} + A_i = L_i$$

により、レコードR<sub>i</sub>のトラック先頭からのオフセットアドレスL<sub>i</sub>を演算し(ステップ406)、L<sub>i</sub>演算後iを歩進し(i+1 ← i、ステップ407)、以後ステップ402以降の処理を繰り返す。以上により、最終的にステップ403においてカウント部に記録されているレコード番号がアクセス指示されたレコード番号Nと等しくなり、目的とするレコードが求まり、該レコードの読み込み、あるいは書替えを行う。

以上のようにすれば、上位装置CPUより指示されたレコードの読み取りあるいは書き込み時に、ディレクトリを読み込めなくなってもチャネルアダプタCAは自動的に各レコード中に記録されているディレクトリ復元データを用いて上位装置より指示された目的レコードをサーチして該レコードの読み取りあるいは書き込みを行うことができる。

#### 【0070】

##### 2 ディレクトリの再構築

ディレクトリを読み込めなくなった場合には、上記スキップサーチ法により目的とするレコードをサーチすることができる。この場合、スキップサーチ処理と並行してディレクトリ復元データを用いてディレクトリを再構築することができる。

##### ・レコードディレクトリの再構成処理

図44はレコードディレクトリの再構成処理フロー図である。

まず、ホームアドレスHA、レコードR<sub>0</sub>のオフセットアドレスとしてL<sub>0</sub>、L<sub>1</sub>(固定値)をレコードディレクトリにセットする(ステップ421)。しかる後、iを1にセットし、レコードR<sub>i-1</sub>のカウント部を読み込む(ステップ422、423)。

ついで、読み込んだ情報がエンドマーク(EOF)でないかチェックし(ステップ424)、EOFでなければ、カウント部より次のレコードR<sub>i</sub>迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A<sub>i</sub>を取得する(ステップ425)。

#### 【0071】

A<sub>i</sub>が求まれば、次式

$$L_{i-1} + A_i = L_i$$

により、レコードR<sub>i</sub>のトラック先頭からのオフセットアドレスL<sub>i</sub>を演算する(ステップ426)。ついで、L<sub>i</sub>をレコードR<sub>i</sub>の先頭からのオフセットアドレスとしてレコードディレクトリにセットし(ステップ427)、iを歩進し(i+1 ← i、ステップ428)、以後ステップ423以降の処理を繰り返す。

以上の処理を繰り返せば、いつかステップ424においてエンドマークがEOFが検出される。エンドマークが検出されればレコードディレクトリにおける残りを"FF"で埋める(ステップ425)。

以上によりレコードディレクトリを復元することができる。

#### 【0072】

##### ・セクタディレクトリの再構成処理

図45はセクタディレクトリの再構成処理フロー図である。

ホームアドレスHA、レコードR<sub>0</sub>のカウント部の位置は固定である。従って、セクタディレクトリにおける最初の幾つかのセクタ値に対応させてH<sub>0</sub>、R<sub>0</sub>をセットする(ステップ451)。

ついで、iを1にし、レコードR<sub>i-1</sub>のカウント部を読み込む(ステップ452、453)。しかる後、カウント部より次のレコードR<sub>i</sub>迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A<sub>i</sub>を取得する(ステップ454)。

10

20

30

40

50

## 【 0 0 7 3 】

A i が求めれば、次式

$$L i - 1 + A i \quad L i$$

により、レコード R i のトラック先頭からのオフセットアドレス L i を演算する（ステップ 4 5 5）。ついで、レコード R i のカウント部を読み込み（ステップ 4 5 6）、読み込んだ情報がエンドマーク（E O F）でないかチェックする（ステップ 4 5 7）。E O F でなければ、レコード R i のカウント部より該レコード R i の先頭セクタ値 S i を取得する（ステップ 4 5 8）。ついで、セクタディレクトリにおけるセクタ値 S i に対応させてレコード R i を記入し（ステップ 4 5 9）、しかる後、i を歩進し（i + 1 ← i、ステップ 4 6 0）、ステップ 4 5 4 以降の処理を繰り返す。

10

## 【 0 0 7 4 】

以上の処理を繰り返せば、いつかステップ 4 2 4 においてエンドマークが E O F が検出される。エンドマークが検出されればセクタディレクトリにおける残りを " F F " で埋める（ステップ 4 6 1）。以上によりセクタディレクトリを復元することができる。

以上のようにすれば、上位装置 C P U より指示されたレコードの読み取りあるいは書き込み時に、ディレクトリを読み込めなくなるエラーが発生した場合であっても、チャンネルアダプタ C A は自動的にディレクトリ復元データを用いてディレクトリを再構築するから、次のアクセスに際して該ディレクトリを参照して高速のアクセスが可能となる。

## 【 0 0 7 5 】

図 4 6 は、ディレクトリにエラーが発生した場合の全体の概略シーケンスの説明図である。上位装置（ホスト）C P U よりレコード読み取り命令 R E A D D が発行されると、チャンネルアダプタ C A は該コマンドを受け付け、ディレクトリの読み込み処理を行う。ディレクトリの読み込みエラーが発生すると、チャンネルアダプタ C A はアクセス法を通常のディレクトリ使用のアクセス法からスキップサーチ法に切り替える。以後、図 4 2 に示す手順に従って目的とするレコードをスキップサーチし、目的レコードが求めればデータ部を上位装置に転送する。この場合、スキップサーチ処理と並行して図 4 4 及び図 4 5 のレコードディレクトリ、セクタディレクトリの再構成処理を行ってディレクトリを再構築することもできる。

20

## 【 0 0 7 6 】

（ c - 4 ） ディレクトリにエラーが発生した場合の別の処理

30

以上では、ディレクトリにエラーが発生した場合、自動的に目的のレコードをサーチして読み／書きし、またディレクトリを再構築した場合について説明した。しかし、かかる目的レコードのサーチやディレクトリの再構築は上位装置 C P U からの指示に従って行うようにしても良い。

図 4 7 はかかる場合のレコードリード手順説明図である。

上位装置（ホスト）C P U よりレコード読み取り命令 R E A D C K D が発行されると、チャンネルアダプタ C A は該コマンドを受け付け、ディレクトリの読み込み処理を行う。この場合、ディレクトリの読み込みエラーが発生すると、チャンネルアダプタ C A はエラー情報を作成して上位装置にエラー報告を行う。

## 【 0 0 7 7 】

40

上位装置 C P U はエラーを解析し、特殊ダンプコマンドとレコード番号 N をチャンネルアダプタ C A に発行する。チャンネルアダプタ C A は特殊ダンプコマンドを受け付け、図 4 2 に示す手順に従って目的とするレコードをサーチし、目的レコードが求めれば、カウント部、キー部、データ部を順次上位装置に転送する。

以上は、特殊ダンプ命令による処理にディレクトリ再構築処理が伴わない場合である。ディレクトリ再構築処理が伴う場合には、図 4 4 及び図 4 5 のレコードディレクトリ、セクタディレクトリの再構築処理を行い、ディレクトリを再構築し、対象トラックの先頭に書き込む。

## 【 0 0 7 8 】

（ c - 5 ） コピー時にディレクトリエラーが発生した場合の処理

50

半導体ディスク装置にメモリ障害を生じると、サービスアダプタS Aの制御によりエラーが生じた半導体メモリモジュールM Sの内容を予備の半導体メモリモジュールH Sにコピーし、しかる後、障害を生じた半導体メモリモジュールを新たな半導体メモリモジュールと交換する（第1実施例、図1参照）。

かかる場合、エラーが発生したトラック以外のコピーはサービスアダプタS Aが行い、エラーが発生したトラックフィールドのコピーについてはチャンネルアダプタC Aに依頼して該当チャンネルアダプタC Aが行う。

というのは、サービスアダプタS Aはフィールド単位の処理ができず、固定長（64バイト）毎のブロックコピーをする。このため、エラーが発生したトラックフィールドのコピーについて、同様のコピー処理を行ってもエラー発生情報をディレクトリや各カウント部付加情報に書き込めず、ユーザデータのアクセスは保証できないものになってしまうからである。そこで、サービスアダプタS Aはメモリ障害が発生したトラックフィールドのコピー処理についてはチャンネルアダプタC Aに依頼し、依頼を受けたチャンネルアダプタC Aは、ディレクトリから順にエンドマークE O Fまでフィールド単位でコピー処理を行う。

【0079】

チャンネルアダプタC Aはコピーの途中でメモリ障害を起こしているフィールド（カウント部、キー部、データ部）を発見すると、そのフィールド（カウント部の場合にはレコード全体）のみを無効化し、カウント部における必要な制御情報の書替えを行う。しかし、ディレクトリ部がメモリ障害を起こしている場合にディレクトリを無効化してしまうと、当該トラックフィールド上の全てのレコードが無効化してしまい、更にはチャンネルアダプタC Aもディレクトリを読み込めないためトラックのフォーマットを判断できない。

【0080】

これを回避するために、チャンネルアダプタC Aは、固定位置のH Aフィールド及びレコードR 0をコピーし、レコードR 1以降のフィールドに関しては、スキップサーチ方法により次のレコードフィールドのアドレスを取得しながらエンドマークまでコピーを行う。すなわち、現レコードのカウント部を読み込めば、ディレクトリの再構築に必要な次のレコード迄のオフセットアドレスや現レコードのセクタ値、現レコードのキー長、データ長を取得でき、現レコードフィールドのコピーを行って次のレコードの処理に移れる。これをエンドマーク検出まで続けるとディレクトリを除く全てのフィールドのコピーができる。更に、上記コピー処理はディレクトリ再構築のために必要な全てのレコード部のディレクトリ復元データの読み込み処理を含んでいるため、必然的にディレクトリを再構築することができる。そこで、各フィールドのコピー処理をすると同時にディレクトリの再構築処理を行い、最後にチャンネルアダプタC A内部で再構築したディレクトリをコピー先のディレクトリ領域に書き込むことでメモリ交換処理時のユーザデータ消失を防止することができる。

【0081】

図48及び図49は半導体メモリにエラーが生じた時のコピー処理のフロー図である。尚、半導体ディスク装置は図1に示す構成を有しているものとする。

サービスアダプタS Aはエラーが発生した半導体メモリモジュールM S及びトラックを認識すると（ステップ501）、該半導体メモリモジュールM Sのコピーを開始する（ステップ502）。

コピー対象トラックがエラー発生トラックであるかチェックし（ステップ503）、エラー発生トラックでなければ該トラックのコピーを実行し（ステップ504）、コピー完了後半導体メモリモジュールM Sのコピーが完了したチェックし（ステップ505）、完了していれば次のトラックについてステップ503以降の処理を行う。

【0082】

一方、ステップ503において、コピー対象トラックがエラー発生トラックの場合には、該エラー発生トラックのコピーをチャンネルアダプタC Aに依頼する（ステップ506）。チャンネルアダプタC Aはフィールド単位でのコピーを開始し、フィールドの読み込みを行う（ステップ507）。該フィールドでエラーを検出すれば（ステップ508）、ディレ

10

20

30

40

50

クトリのエラーかチェックし（ステップ509）、ディレクトリのエラーでない場合には当該フィールドを無効化し（ステップ510）、ステップ507に飛ぶ。しかし、ディレクトリのエラーであればフラグFを"1"にし（"1" F、ステップ511）、ステップ507に飛ぶ。

ステップ508において、フィールドにエラーが存在しない場合には、該フィールドのコピーを実行し（ステップ512）、ついで、F="1"かチェックし（ステップ513）、F="1"の場合にはディレクトリの再構築処理を行う（ステップ514）。

#### 【0083】

しかる後、エンドマークEOFが検出されたチェックし（ステップ515）、検出してなければステップ507に飛び以降のフィールドのコピーを実行する。

エンドマークEOFが検出された場合には、F="1"かチェックし（ステップ516）、F="0"の場合にはサービスアダプタSAにコピー終了を通知する（ステップ517）。これにより、サービスアダプタは次のトラックに対してステップ503以降のコピー処理を繰り返す。

ステップ516において、F="1"の場合には、再構築したディレクトリをコピー先のディレクトリ領域に書き込み（ステップ518）、ついでFを"0"にし（"0" F、ステップ519）、サービスアダプタSAにコピー終了を通知する（ステップ517）。これにより、サービスアダプタは次のトラックに対してステップ503以降のコピー処理を繰り返す。

#### 【0084】

以上のように、第3実施例によれば、ディレクトリを読み込めなくなっても、該ディレクトリを用いずに各レコードに含まれる制御情報復元データを用いて上位装置により指示された目的レコードへのアクセスが可能となる。又、制御情報復元データを用いてディレクトリの再構築ができるため、以後、再構築したディレクトリを用いてアクセスができる。このため、アクセス速度が低下することはない。

又、メモリエラーによる半導体メモリモジュール交換時のコピー処理において、ディレクトリを読み込めなくなるエラーが検出された場合にも、各レコードに含まれる制御情報復元データを用いて順次次のレコード位置が判明するためレコードのコピーができ、しかも、ディレクトリを再構築してコピー先のディレクトリ領域に書き込むことができる。

#### 【0085】

(d) 第4実施例

(d-1) 全体の構成

図50はデータを圧縮して半導体ディスクに記憶する半導体ディスク装置の実施例の構成図であり、二重化構成になっており、添字1を有するモジュールは第1の半導体ディスク装置G0側のモジュールであり、添字2を有するモジュールは第2半導体ディスク装置G1側のモジュール、添字の無いモジュールは共通のモジュールである。

#### 【0086】

CA<sub>1</sub>, CA<sub>2</sub>は上位装置のCPU、チャンネルとのインターフェース制御を行うチャンネルアダプタであり、上位装置（チャンネル）に接続されるようになっている。RM<sub>1</sub>, RM<sub>2</sub>はリソースマネージャであり排他制御等の処理動作を制御すると共にサブシステム全体の資源管理を行う。TS<sub>1</sub>, TS<sub>2</sub>は排他制御テーブル等のテーブル類を記憶するテーブルストーリージ（テーブル記憶部）、SA<sub>1</sub>, SA<sub>2</sub>はサービスアダプタ、MDKは半導体ディスクの内容を一時的にバックアップする磁気ディスク装置、DA<sub>1</sub>, DA<sub>2</sub>は磁気ディスク装置とのインターフェース制御を行うデバイスアダプタ、BANK<sub>1</sub>, BANK<sub>2</sub>は半導体ディスクであり、複数の半導体メモリモジュール及び予備の半導体メモリモジュールが搭載されるようになっている。ESP<sub>1</sub>, ESP<sub>2</sub>は半導体ディスクへのアクセス制御を行うポート、MT<sub>1</sub>, MT<sub>2</sub>は半導体メモリを多数の所定サイズのブロックに分割した時、各ブロックの使用/未使用状態を記憶する半導体メモリテーブル、MCA<sub>1</sub>, MCA<sub>2</sub>は半導体メモリにおけるブロック毎の使用/未使用状態を管理し、チャンネルアダプタCA<sub>1</sub>, CA<sub>2</sub>からのブロック要求により未使用ブロックを割り当て、該ブロックを使

10

20

30

40

50

用中にすると共に、チャンネルアダプタからのブロック解放要求により所定の使用中ブロックを未使用中に変更する。

#### 【0087】

BUS<sub>1</sub>、BUS<sub>2</sub>はバスであり、制御用バス、データ転送用バス、サービスバスを有している。CBUSは一方のテーブル記憶部TS<sub>1</sub>(TS<sub>2</sub>)の内容が変化した時、直ちに他方のテーブル記憶部TS<sub>2</sub>(TS<sub>1</sub>)にコピーするコピーバス、CBUSは一方の半導体メモリテーブルMT<sub>1</sub>(MT<sub>2</sub>)の内容が変化した時、直ちに他方の半導体メモリテーブルMT<sub>2</sub>(MT<sub>1</sub>)にコピーするコピーバスである。

第1、第2半導体ディスク装置G0、G1は中央点線を中心に対称に構成されており、上位CPUは対称に第1、第2半導体ディスク装置のチャンネルアダプタCA<sub>1</sub>、CA<sub>2</sub>に接

10

#### 【0088】

##### (d-2) 半導体メモリの構成

半導体メモリBANKは図51に示すように、トラックエミュレーションエリア51と、レコードのうちデータ部を圧縮して記憶する圧縮データ格納エリア52に分けられている。圧縮データ格納エリア52は所定サイズの多数のブロック(論理ブロック)に分割され、各レコードのデータ部は圧縮された後、必要数のブロックに連続的にあるいは分散して格納される。

#### 【0089】

トラックエミュレーションエリア51の各トラックはレコードのデータ部が記憶されない点を除けば、図36に示すトラックフォーマットを備えている。各トラックフィールドには図52に示すように、ディレクトリ、ホームアドレスHA、レコード0のカウント部及びデータ部、各レコードのカウント部、キー部が記憶される。各レコードRi(i=1, 2, ...)のカウント部Cにはフィールドを制御する制御情報やレコード番号CCHHR、キー長KLデータ長DL等が書かれ、更に、データ部が記憶される圧縮データ格納エリア52のブロック番号(ブロックアドレス)が書かれるようになっている。

20

レコードを書き込めば、図53に示すように書き込むべきレコードのデータ部DTを圧縮して圧縮データDTとし、ついで、該圧縮データDTのサイズに応じた数のブロック(図では3つ)確保し、該確保したブロックB1~B3に圧縮データDTの第1~第3部分1~3を格納し、これらブロックB1~B3のブロックアドレスをカウント部

30

#### 【0090】

##### (d-3) チャンネルアダプタの構成

図54は圧縮/復号処理を行うチャンネルアダプタの構成図である。チャンネルアダプタ内部において、61は非圧縮データを記憶する大容量(例えば1トラック分)の第1データバッファ、62は圧縮データを記憶する大容量(例えば1トラック分)の第2のデータバッファ、63はデータの圧縮・復号を行うデータ圧縮機構部、64は圧縮・復号動作を補助する辞書メモリ、64はチャンネルインターフェースプロトコル制御部、65は第1、第2のデータバッファからのデータを選択して出力すると共に、逆にデータを第1、第2のデータバッファに選択的に出力するセクタ、66は半導体ディスク装置内部の他のユニッ

40

#### 【0091】

##### (d-4) レコード読み取り処理

図55はレコード読み取り処理のシーケンス説明図である。

上位装置CPUよりシークコマンドSKが発生すると、チャンネルアダプタCA(MPU69)は直ちに動作終了信号を上位装置に返す。上位装置CPUは動作終了信号を受信すれ

50

ば、つぎにセットセクタコマンド S S を発行する。以後、同様にして上位装置はサーチ I D コマンド S I D 及びリードコマンド ( R E A D C K D ) を発行し、チャンネルアダプタ C A はこれらコマンドを受信する。

チャンネルアダプタ C A の M P U 6 9 はリードコマンドを受信すると、制御テーブルを用いてシ - クコマンドで指示されている論理アドレス (トラックアドレス C C H H ) を半導体ディスクの物理アドレスに変換する。この物理アドレスはトラックエミュレーションエリア 5 1 における対応トラックの先頭アドレス、換言すればディレクトリの先頭アドレスを示しているから、半導体ディスクよりディレクトリを読み込む。

#### 【 0 0 9 2 】

ついで、セットセクタコマンドで指示されているセクタ値に応じたレコード番号をセクタディレクトリより求める (セットセクタ動作)。しかる後、該レコード番号のアドレスをレコードディレクトリより求め、該アドレスよりレコードのカウント部を読み取り、該カウント部に含まれるレコードの C C H H R とサーチ I D コマンドで指示されている目的レコードの C C H H R が一致するかチェックする。一致すればサーチ I D 動作を終了する。一致しない場合には次のレコード番号のレコードを読み取って同様の処理を行う。

目的のレコードが見つければ、内部バスインタフェース制御部 ( B I L ) 6 6 を介して該レコードのカウント部 C、キー部 K を読み出す。セクタ 6 5 は該カウント部 C、キー部 K を第 1 のデータバッファ 6 1 にセットし、チャンネルインタフェースプロトコル制御部 6 4 は該カウント部、キー部を上位装置に転送する。ついで、チャンネルアダプタ C A の M P U はカウント部 C に書き込まれているブロックアドレス (1 つに限らない) を B I L にセットする。これにより、以後 B I L はブロックアドレスが指示するブロックよりデータを順次読み取りセクタ 6 5 を介して第 2 のデータバッファ 6 2 に書き込む。データ圧縮機構 6 3 は圧縮データを復元し、第 1 データバッファ 6 1 にセットし、チャンネルインタフェースプロトコル制御部 6 4 は該データを上位装置に転送する。

#### 【 0 0 9 3 】

##### ( d - 5 ) レコード書替え処理

図 5 6 はレコード書替え処理のフロー図である。ライトコマンド ( W R I T E D ) を受付けるまではリードコマンドの処理と同様である。

チャンネルインターフェースプロトコル制御部 6 4 は上位装置からライトコマンド ( W R I T E D ) を受信するとレコードを一時的に大容量のデータバッファ 6 1 に格納する (ステップ 6 0 1)。ついで、チャンネルアダプタ C A の M P U 6 9 は制御テーブルを用いてシ - クコマンドで指示されている論理アドレス (トラックアドレス C C H H ) を半導体ディスクの物理アドレスに変換する。この物理アドレスは対応トラックのディレクトリ位置を示しているから、該ディレクトリを読み込む (ステップ 6 0 2)。

#### 【 0 0 9 4 】

しかる後、リードコマンドの場合と同様に目的レコードのアドレスを求め、該アドレスより目的レコードのカウント部を読み取る (ステップ 6 0 3)。そして、カウント部に含まれるブロックアドレス及びブロック数 B o を保存する (ステップ 6 0 4)。尚、このブロックアドレス及びブロック数は、目的レコードのデータ部が記憶されているブロックのアドレス及びその数を示す。

ブロックアドレス及びブロック数 B o の保存が完了すれば、あるいは以上と並行してデータ圧縮機構 6 3 はレコードのうちデータ部を圧縮して第 2 のデータバッファ 6 2 に格納する (ステップ 6 0 5)。圧縮データのバイト数は第 2 のカウンタ 6 8 が監視しているから、該バイト数を 1 ブロックの容量で除算することにより必要なブロック数 B n を求める (ステップ 6 0 6)。

ブロック数 B n が求まれば、今までのブロック数 B o との大小を比較し (ステップ 6 0 7)、B n = B o であれば、B I L に今までのブロックアドレスをセットし (ステップ 6 0 8)、該ブロックアドレスが指示するブロックに圧縮データを書き込む (ステップ 6 0 9)。

#### 【 0 0 9 5 】



一方、 $B_n < B_o$  の場合には、MPU69は不要になった( $B_o - B_n$ )個のブロックアドレスを半導体メモリ管理アダプタMCTに指示する。これにより、半導体メモリ管理アダプタMCTは指示されたブロックアドレスを未使用にするようにメモリテーブルMTの内容を変更する(ステップ610)。又、MPU69は目的レコードのカウント部より、解放指示したブロックのブロックアドレスを削除する(ステップ611)。以後、チャンネルアダプタのMPU69はBIL66に必要な数のブロックアドレスをセットし(ステップ608)、該ブロックアドレスが指示するブロックに圧縮データを書き込む(ステップ609)。

#### 【0096】

又、 $B_n > B_o$  の場合には、MPU69は( $B_n - B_o$ )個の不足ブロックの割り当てを半導体メモリ管理アダプタMCTに要求する(ステップ612)。半導体メモリ管理アダプタMCTは該ブロック要求を受信すると、メモリテーブルMTを参照して要求された数の未使用ブロックを求めて使用中に変更すると共に、該求めた未使用ブロックのブロックアドレスをチャンネルアダプタCAに通知する。チャンネルアダプタCAのMPU69は半導体メモリ管理アダプタMCTより必要な数のブロックアドレスを受信すれば(ステップ613)、目的レコードのカウント部に新たに割り当てられたブロックのブロックアドレスを追加する(ステップ614)。以後、チャンネルアダプタのMPU69はBIL66に新レコードの書き込みに必要な数のブロックアドレスをセットし(ステップ608)、該ブロックアドレスが指示するブロックに順次圧縮データを書き込む(ステップ609)。

#### 【0097】

以上、第4の実施例によれば、ユーザデータを圧縮して記憶するからメモリの有効利用が図れ、しかも、制御情報(ディレクトリ、カウント部等)は圧縮しないため、復元処理が不要となり上位装置のデータアクセス時間の短縮を図ることができる。又、第4実施例によれば、データを圧縮して半導体メモリに書き込む場合、効果的にメモリ領域の解放、割当てを行ってメモリの有効利用を図ることができる。

以上、本発明を実施例により説明したが、本発明は請求の範囲に記載した本発明の主旨に従い種々の変形が可能であり、本発明はこれらを排除するものではない。

#### 【0098】

##### 【発明の効果】

本発明によれば、予備の半導体メモリモジュールを追加するだけで、メモリエラーが生じた半導体メモリモジュールの記憶内容を無停止で退避することができ、しかも、大がかりな保守装置を必要としない。

また、本発明によれば、半導体メモリモジュールをアクセス制御単位に細分化し、該アクセス制御単位でコピーを行う。このため、該制御単位で排他制御を行うことができ、コピー中であっても上位装置はコピー対象でない他のアクセス制御単位部分にアクセスすることができ、上位装置のアクセスに悪影響を与えることがない。

更に、本発明によれば制御単位のコピーが完了する毎にサービスアダプタSAは、チャンネルアダプタCA等に設けられている制御テーブルCTLにおける物理アドレスをコピー先の物理アドレスに変更する、このため、アクセス制御単位のコピー完了後、該アクセス制御単位については直ちにコピー先(予備の半導体メモリモジュール)にアクセスすることができる。

#### 【0099】

また、本発明によれば、アクセス制御単位毎にコピーが正常に完了したか否かを管理するコピー管理テーブルを設け、チャンネルアダプタCA等のモジュールはデータリード時に該コピー管理テーブルを参照し、アクセス対象である領域(トラック)が正常の場合にはアクセスし、異常の場合にはアクセスせずエラーとする。この結果、コピー時にコピーエラーが発生しても誤ったデータを読み取って処理することがなく、誤動作を防止できる。

更に本発明によれば、チャンネルアダプタ等のモジュールはコピー中の半導体メモリモジュールにデータを書き込む際、フォーキング処理に従ってオリジナルな物理アドレスとコピー先の物理アドレスが示す2つの記憶エリアにデータを書き込む。この結果、制御単位の

10

20

30

40

50

コピー完了毎に制御テーブルを変更する必要がなく、コピーを高速に行うことができる。又、本発明によれば、コピーを停止して上位装置CPUの書き込みコマンドを実行するようにしたから上位装置のアクセス速度は低下しない。又、この場合、アクセス単位がコピー単位より大きいければ、アクセス単位部分のコピーが完了したものとみなすからコピー速度を向上することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の半導体ディスク装置の構成図（第1実施例）である。

【図2】制御テーブルの説明図である。

【図3】コピー管理テーブルの説明図である。

【図4】半導体ディスクの構成図である。

10

【図5】制御テーブルの内容（初期状態）説明図である。

【図6】コピー処理説明図である。

【図7】制御テーブルの内容（中間）説明図である。

【図8】制御テーブルの内容（コピー完了）説明図である。

【図9】コピー処理のフロー図（その1）である。

【図10】コピー処理のフロー図（その2）である。

【図11】コピー管理テーブルの説明図である。

【図12】半導体メモリモジュールの交換後の処理フロー図である。

【図13】半導体メモリモジュールの交換後の別の処理フロー図である。

【図14】コピー管理テーブルを用いたアクセス処理フロー図である。

20

【図15】制御テーブルの別の構成図である。

【図16】制御テーブルの内容（初期時）説明図である。

【図17】制御テーブルの内容（変更指示後）説明図である。

【図18】フォーキング処理説明図である。

【図19】コピー処理説明図である。

【図20】制御テーブルの内容（物理アドレス交換指示後）説明図である。

【図21】制御テーブルの内容（コピー終了時）説明図である。

【図22】コピー処理のフロー図（その1）である。

【図23】コピー処理のフロー図（その2）である。

【図24】コピー中の制御単位エリアにライト命令が発生した場合の処理フロー図である 30

。

【図25】半導体ディスク装置の実際の構成図である。

【図26】各モジュールの構成図である。

【図27】本発明の半導体ディスク装置の別の構成図（第2実施例）である。

【図28】論理ドライブの構成である。

【図29】論理ドライブ構成の変更説明図である。

【図30】論理ドライブ変更時の従来の問題点説明図である。

【図31】論理ドライブ構成変更の別の説明図である。

【図32】本発明の復元処理の概略説明図である。

【図33】アドレス変換テーブル説明図である。

40

【図34】ユーザデータ復元説明図である。

【図35】本発明の復元処理のフロー図である。

【図36】半導体ディスクにおけるトラックフォーマット説明図である。

【図37】ディレクトリの構成図である。

【図38】カウント部の構成図である。

【図39】トラックフィールドの構成説明図である。

【図40】レコードの読み取りシーケンス説明図である。

【図41】レコード書き込みシーケンス説明図である。

【図42】カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理のフロー図である。

【図43】カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理の説明図である。

50

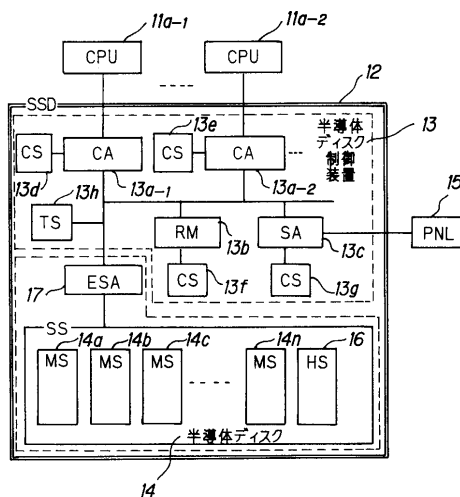
- 【図 4 4】レコードディレクトリの再構成処理のフロー図である。  
 【図 4 5】セクタディレクトリの再構成処理のフロー図である。  
 【図 4 6】ディレクトリにエラーが発生した場合の全体のシーケンス説明図である。  
 【図 4 7】トラック特殊アクセス法を用いたホストアクセスの説明図である。  
 【図 4 8】半導体メモリにエラーが発生した時のコピー処理フロー図（その 1）である。  
 【図 4 9】半導体メモリにエラーが発生した時のコピー処理フロー図（その 2）である。  
 【図 5 0】半導体ディスク装置の構成図（第 4 実施例）である。  
 【図 5 1】メモリマップ説明図である。  
 【図 5 2】トラックエミュレーションエリアの説明図である。  
 【図 5 3】ユーザデータの論理ブロックへの格納説明図である。  
 【図 5 4】チャンネルアダプタの構成図である。  
 【図 5 5】レコードの読み取りシーケンス説明図である。  
 【図 5 6】レコードの書替え処理のフロー図である。  
 【図 5 7】従来の半導体ディスク装置の構成図である。

【符号の説明】

- 1 1 a - 1 , 1 1 a - 2 . . . 上位装置  
 1 2 . . . 半導体ディスク装置  
 1 3 . . . 半導体ディスク制御装置  
 1 3 a - 1 , 1 3 a - 2 . . . チャンネルアダプタ  
 1 3 b . . . リソースマネージャ  
 1 3 c . . . サービスアダプタ  
 1 4 . . . 半導体ディスク  
 1 4 a ~ 1 4 n . . . 複数の半導体メモリモジュール  
 1 6 . . . 予備の半導体メモリモジュール

【図 1】

本発明の半導体ディスク装置の構成図  
 （第 1 実施例）



【図 2】

制御テーブルの説明図

範囲	論理アドレス	CTL
範囲 1	物理アドレス	
範囲 2	論理アドレス	
	物理アドレス	
...		
範囲 n	論理アドレス	
	物理アドレス	

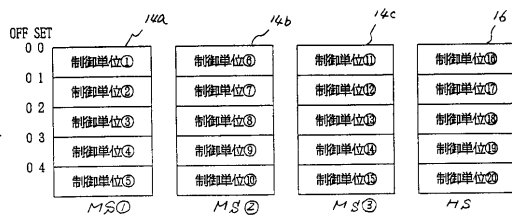
【図 3】

コピー管理テーブルの説明図

範囲		有効 / 無効
シリンダ	トラック	

【図 4】

半導体ディスクの構成



【図 5】

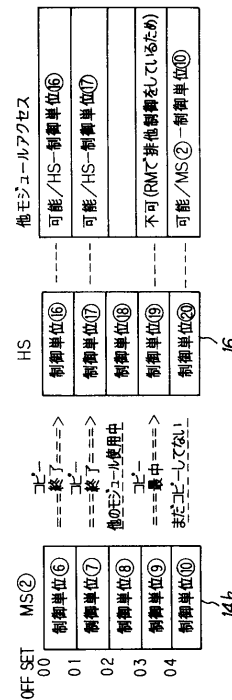
制御テーブルの内容 (初期状態)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
MS①-00		MS②-00		MS③-00	
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
MS①-01		MS②-01		MS③-01	
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
MS①-02		MS②-02		MS③-02	
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
MS①-03		MS②-03		MS③-03	
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
MS①-04		MS②-04		MS③-04	

CTL<sub>a</sub>      CTL<sub>b</sub>      CTL<sub>c</sub>

【図 6】

コピー処理説明図



【図 7】

制御テーブルの内容 (中継)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
MS①-00		HS -00		MS③-00	
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
MS①-01		HS -01		MS③-01	
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
MS①-02		MS②-02		MS③-02	
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
MS①-03		MS②-03		MS③-03	
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
MS①-04		MS②-04		MS③-04	

MS①      MS②      MS③

【図 8】

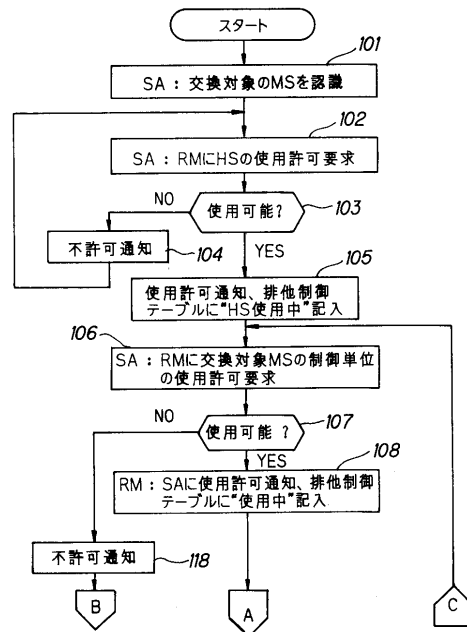
制御テーブルの内容 (コピー完了)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
MS①-00		HS -00		MS③-00	
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
MS①-01		HS -01		MS③-01	
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
MS①-02		HS -02		MS③-02	
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
MS①-03		HS -03		MS③-03	
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
MS①-04		HS -04		MS③-04	

MS①      MS②      MS③

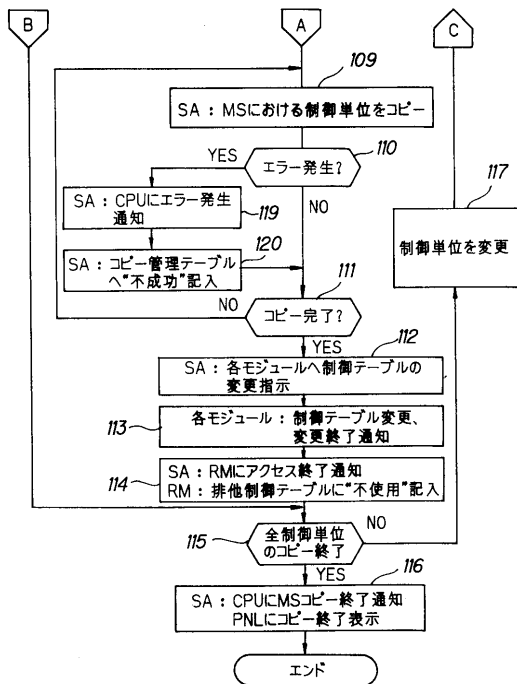
【図 9】

コピー処理のフロー図(その1)



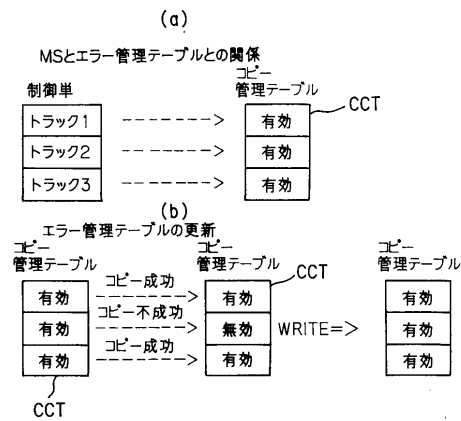
【図 10】

コピー処理のフロー図(その2)



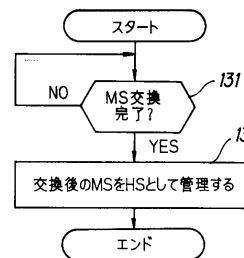
【図 11】

コピー管理テーブルの説明図



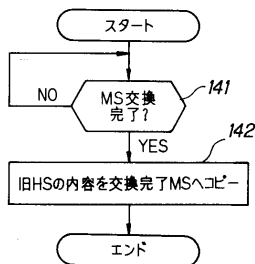
【図 12】

半導体メモリモジュール交換後の処理フロー



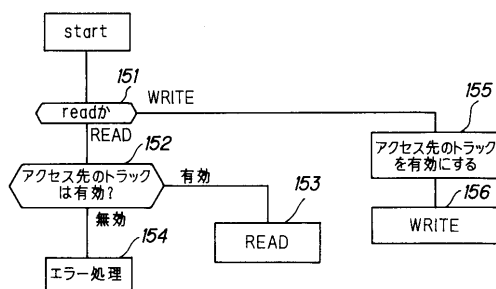
【図 13】

半導体メモリモジュール交換後の別の処理フロー



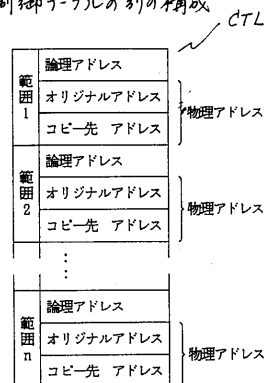
【図 14】

コピー管理テーブルを用いたアクセス処理のフロー図



【図 15】

制御テーブルの別の構成



【図 16】

制御テーブルの内容(初期時)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
	MS①-00		MS②-00		MS③-00
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
	MS①-01		MS②-01		MS③-01
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
	MS①-02		MS②-02		MS③-02
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
	MS①-03		MS②-03		MS③-03
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
	MS①-04		MS②-04		MS③-04
	無効		無効		無効

CTL<sub>a</sub>                  CTL<sub>b</sub>                  CTL<sub>c</sub>

【図 17】

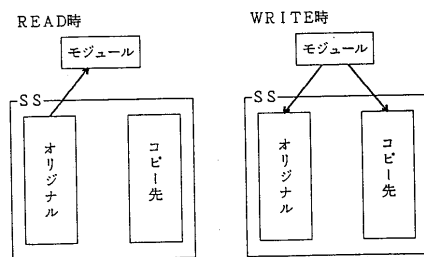
制御テーブルの内容(変更指示後)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
	MS①-00		MS②-00		MS③-00
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
	MS①-01		MS②-01		MS③-01
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
	MS①-02		MS②-02		MS③-02
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
	MS①-03		MS②-03		MS③-03
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
	MS①-04		MS②-04		MS③-04
	無効		HS -00		無効
			HS -01		
			HS -02		
			HS -03		
			HS -04		

CTL<sub>a</sub>                  CTL<sub>b</sub>                  CTL<sub>c</sub>

【図 18】

オーキング処理説明図



【図 20】

制御テーブルの内容(物理アドレス操作指示後)

範囲①	xxxx	範囲⑥	xxxx	範囲⑪	xxxx
	MS①-00		HS -00		MS③-00
範囲②	xxxx	範囲⑦	xxxx	範囲⑫	xxxx
	MS①-01		HS -01		MS③-01
範囲③	xxxx	範囲⑧	xxxx	範囲⑬	xxxx
	MS①-02		HS -02		MS③-02
範囲④	xxxx	範囲⑨	xxxx	範囲⑭	xxxx
	MS①-03		HS -03		MS③-03
範囲⑤	xxxx	範囲⑩	xxxx	範囲⑮	xxxx
	MS①-04		HS -04		MS③-04
	無効		MS②-00		無効
			MS②-01		
			MS②-02		
			MS②-03		
			MS②-04		

【図 19】

コピー処理説明図

OFF SET	MS②		HS
00	制御単位④	=====>	制御単位⑥
01	制御単位⑦	=====>	制御単位⑦
02	制御単位③	=====>	制御単位⑧
03	制御単位⑨	=====>	制御単位⑨
04	制御単位⑩	=====>	制御単位⑩

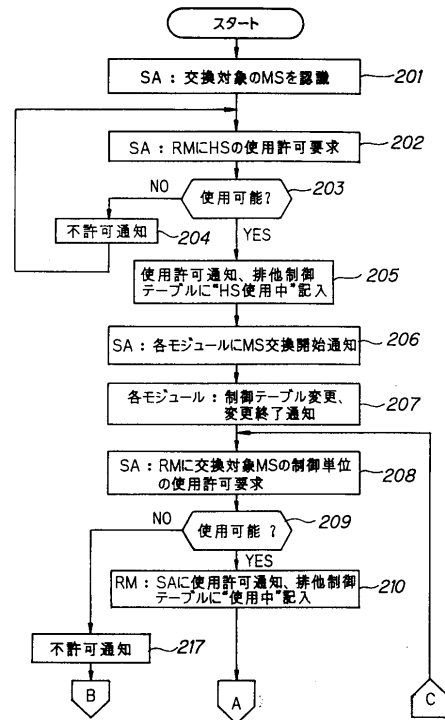
【図 2 1】

制御テーブルの内容 (コピー終了時)

範囲①	xxxx MS①-00 無効	範囲⑥	xxxx HS -00 無効	範囲⑪	xxxx MS⑤-00 無効
範囲②	xxxx MS①-01 無効	範囲⑦	xxxx HS -01 無効	範囲⑫	xxxx MS⑤-01 無効
範囲③	xxxx MS①-02 無効	範囲⑧	xxxx HS -02 無効	範囲⑬	xxxx MS⑤-02 無効
範囲④	xxxx MS①-03 無効	範囲⑨	xxxx HS -03 無効	範囲⑭	xxxx MS⑤-03 無効
範囲⑤	xxxx MS①-04 無効	範囲⑩	xxxx HS -04 無効	範囲⑮	xxxx MS⑤-04 無効

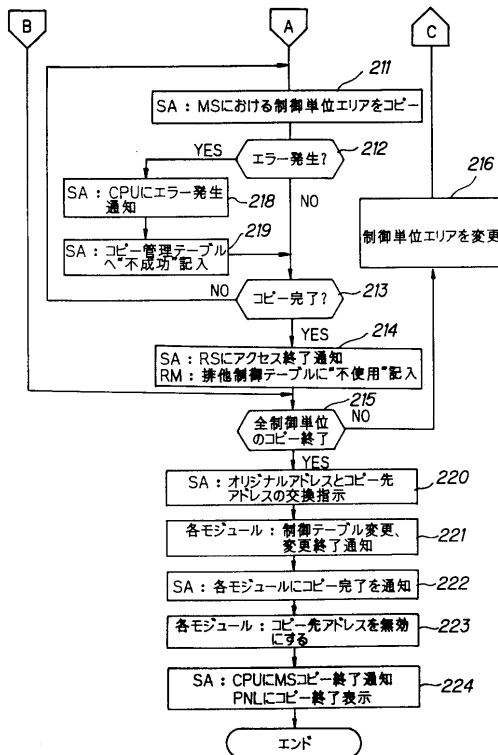
【図 2 2】

コピー処理のフロー (その1)

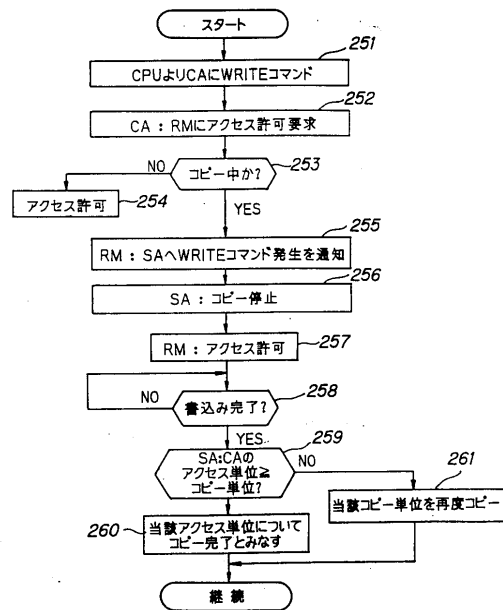


【図 2 3】

コピー処理のフロー (その2)

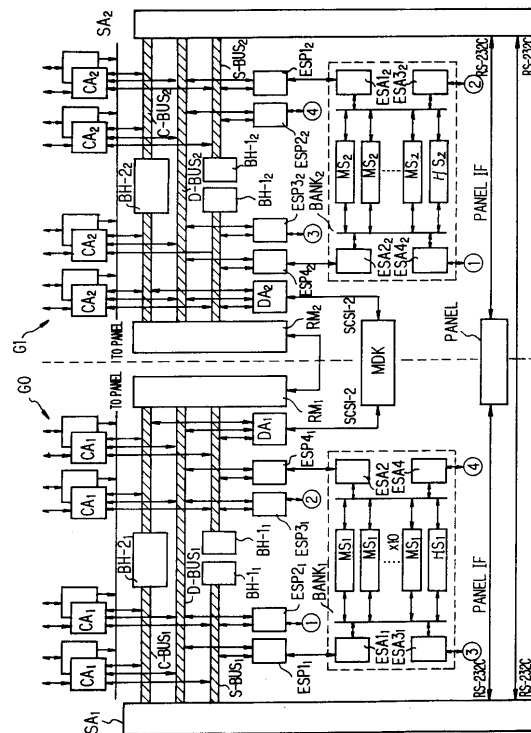


【図 2 4】

コピー中の制御単位エリアにWRITE命令  
が発生した場合の処理フロー

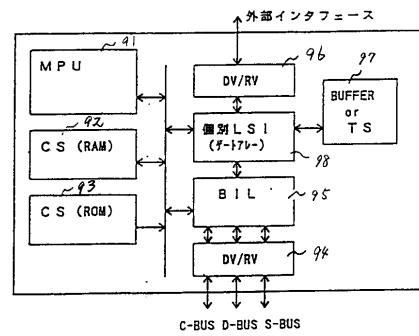
【図 25】

半導体ディスク装置の実際の構成図

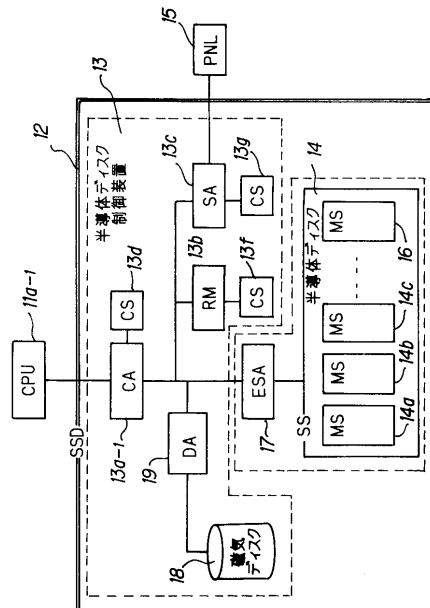


【図 26】

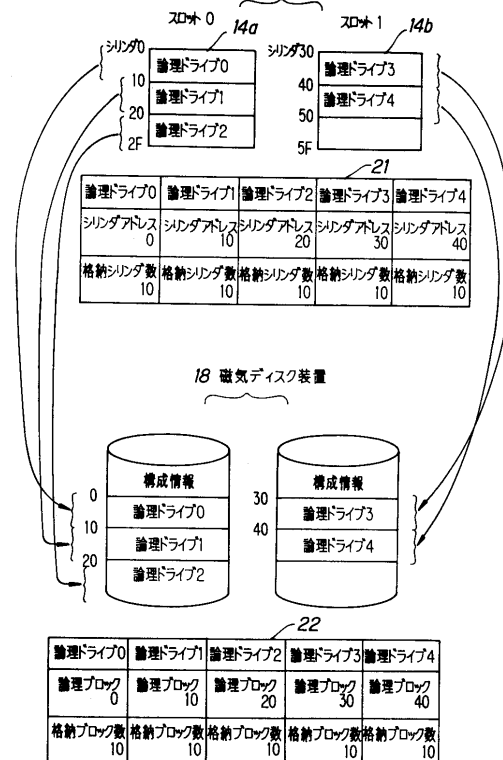
各モジュールの構成図



【図 27】

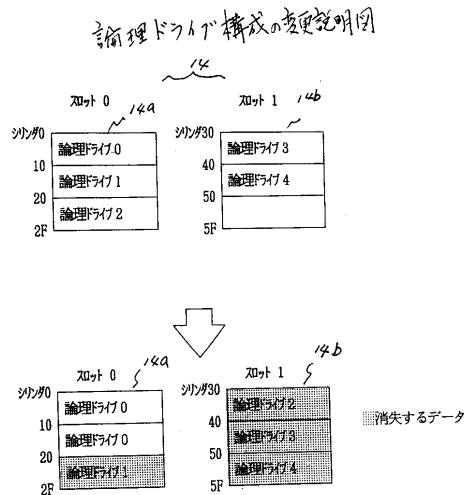
本発明の半導体ディスク装置の別の構成図  
(第2実施例)

【図 28】

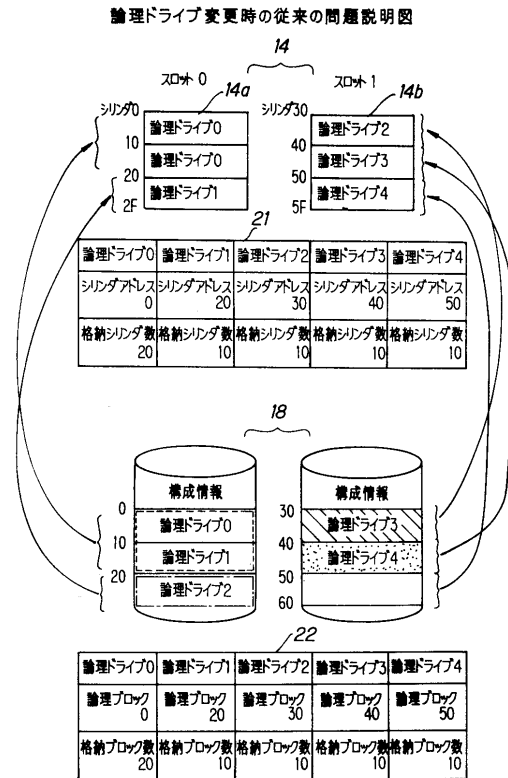
論理ドライブの構成  
14 半導体ディスク



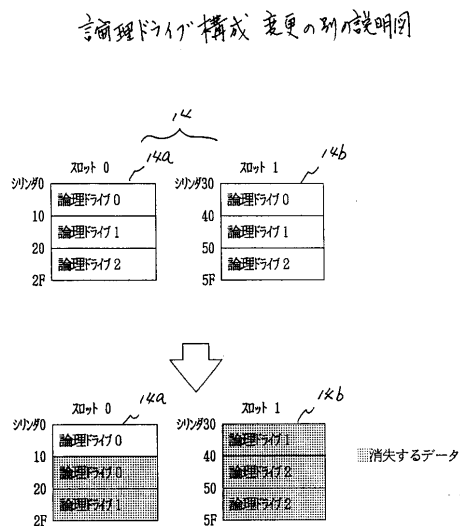
【 図 2 9 】



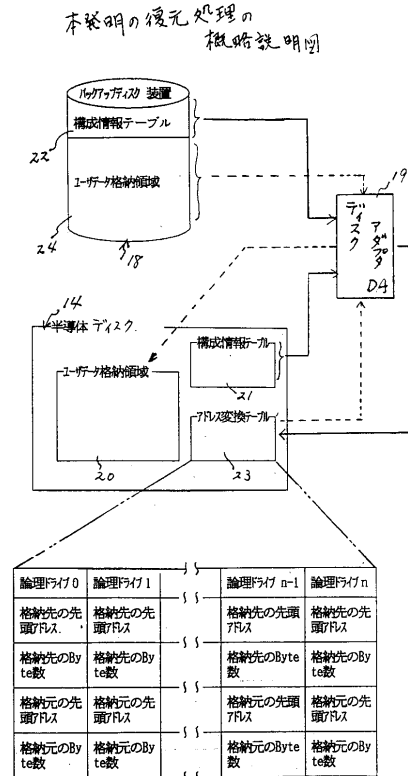
【 図 3 0 】



【 図 3 1 】



【 図 3 2 】



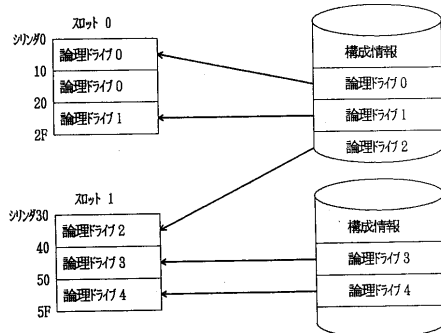
【図 3 3】

アドレス変換テーブル

論理ドライブ 0	論理ドライブ 1	論理ドライブ 2	論理ドライブ 3	論理ドライブ 4
シリンダアドレス 0	シリンダアドレス 20	シリンダアドレス 30	シリンダアドレス 40	シリンダアドレス 50
格納シリンダ数 20	格納シリンダ数 10	格納シリンダ数 10	格納シリンダ数 10	格納シリンダ数 10
論理ヘッド 0	論理ヘッド 10	論理ヘッド 20	論理ヘッド 30	論理ヘッド 40
格納ヘッド数 10	格納ヘッド数 10	格納ヘッド数 10	格納ヘッド数 10	格納ヘッド数 10

【図 3 4】

ユーザデータ復元説明図



【図 3 6】

半導体ディスクにおけるセクタフォーマット

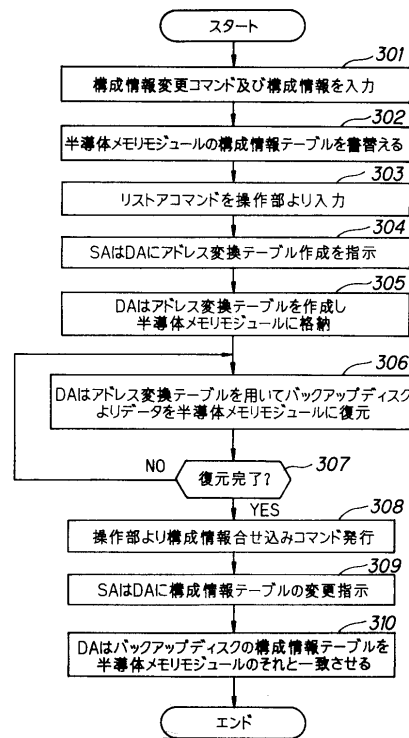
構成情報により定義された固定メモリアドレス

TRACK 0	DIRECTORY	HA	R0-C	R0-D	R1-C	R1-K	R1-D	R2-C
TRACK 1	DIRECTORY	HA	R0-C	R0-D	R1-C	R1-K	R1-D	R2-C
TRACK 2	DIRECTORY	HA	R0-C	R0-D	R1-C	R1-K	R1-D	R2-C

固定長

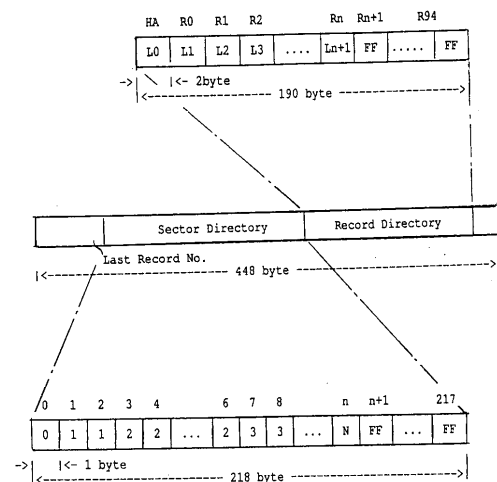
【図 3 5】

本発明の復元処理のフロー図



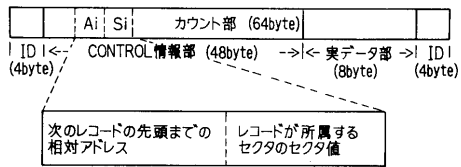
【図 3 7】

ディレクトリの構成図



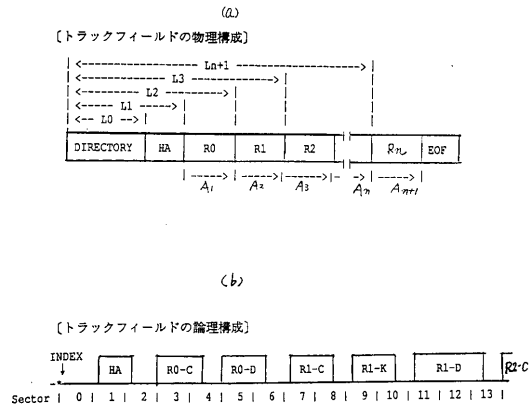
【図 38】

カウント部の構成



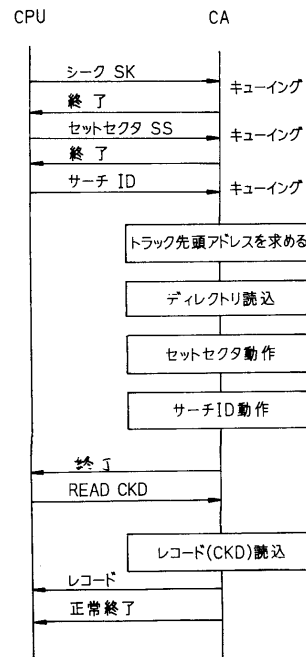
【図 39】

トラックフィールドの構成説明図



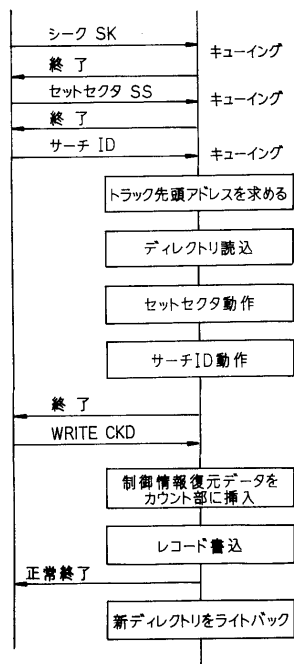
【図 40】

レコード読み取りシーケンス



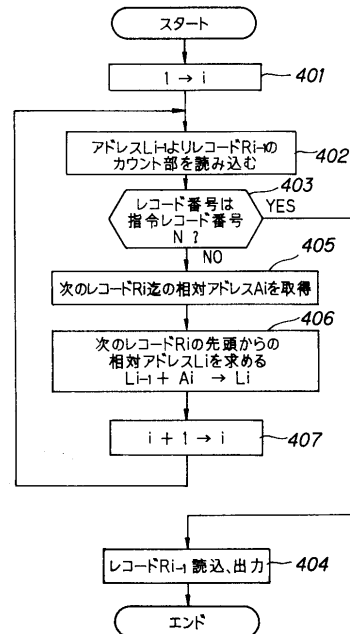
【図 41】

レコード書き込みシーケンス

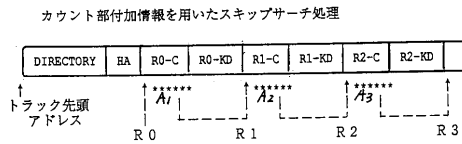


【図 42】

カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理

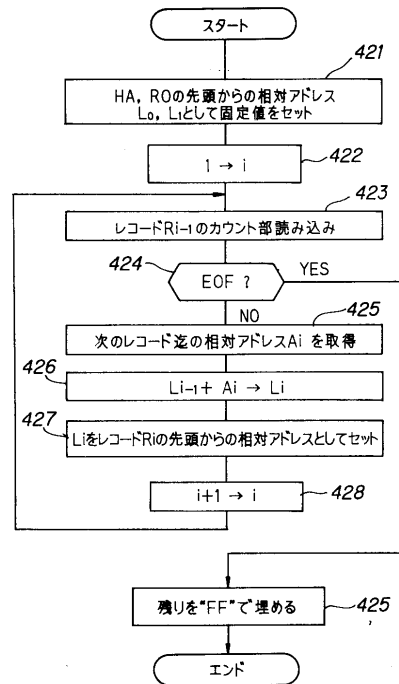


【図 4 3】



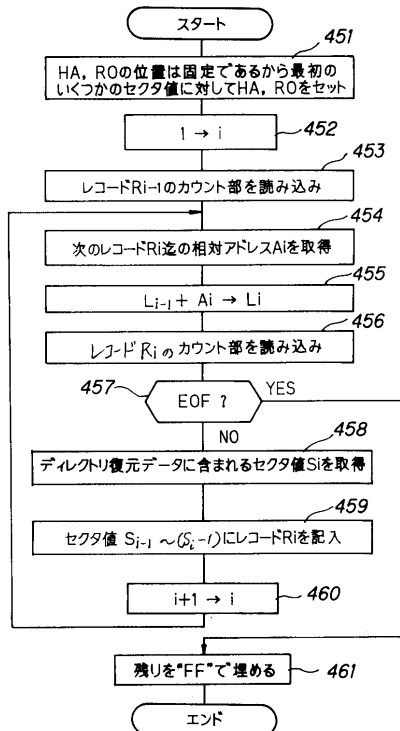
【図 4 4】

レコードディレクトリの再構成処理フロー

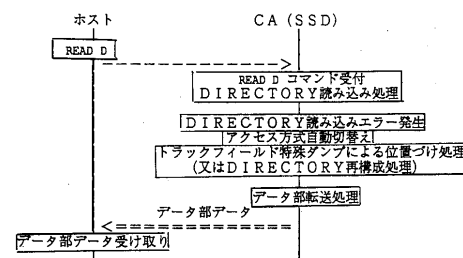


【図 4 5】

セクタディレクトリの再構成処理フロー

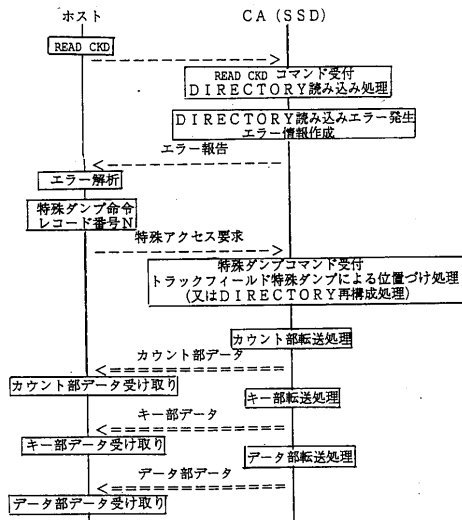


【図 4 6】

ディレクトリにエラーが発生した場合の  
全体のシグナル

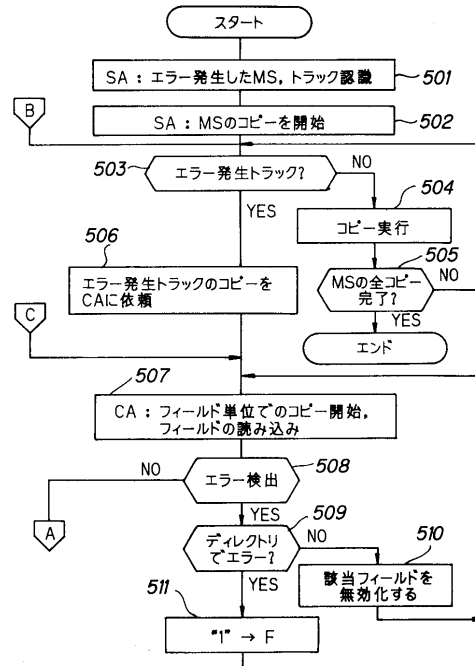
【図 47】

トラック特殊アクセス法を用いた  
ホストアクセスの説明図



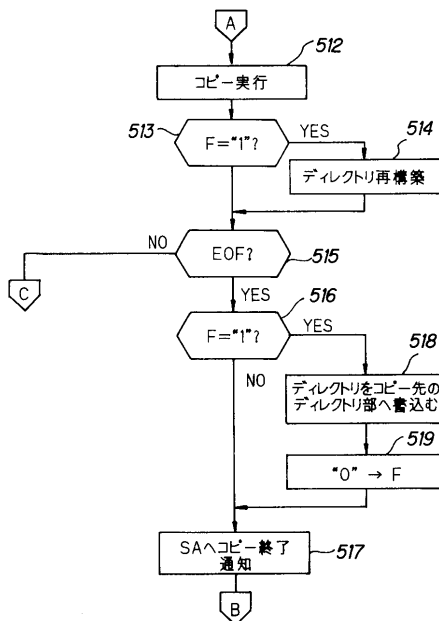
【図 48】

半導体メモリにエラーが発生した時のコピー処理フロー(その1)



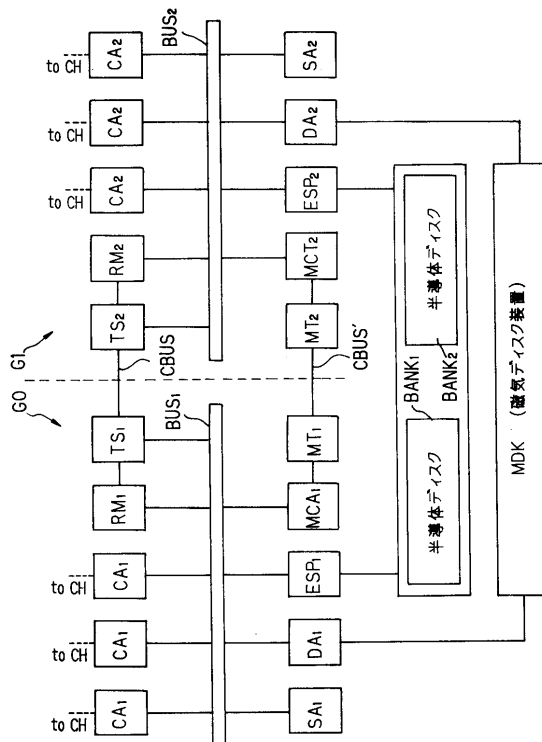
【図 49】

半導体メモリにエラーが発生した時のコピー処理フロー(その2)

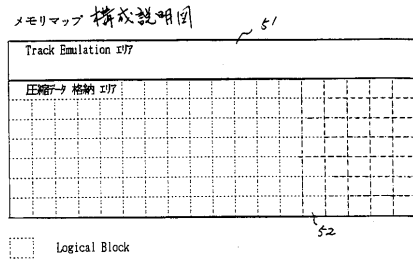


【図 50】

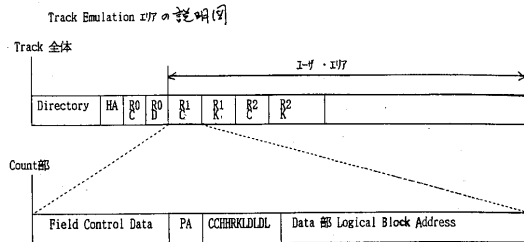
半導体ディスク装置の構成図(第4実施例)



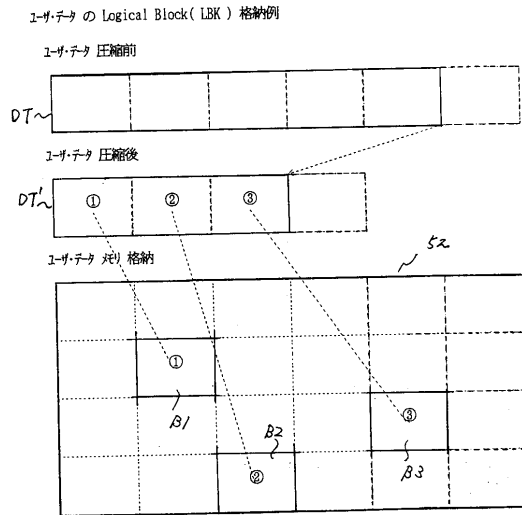
【図 5 1】



【図 5 2】

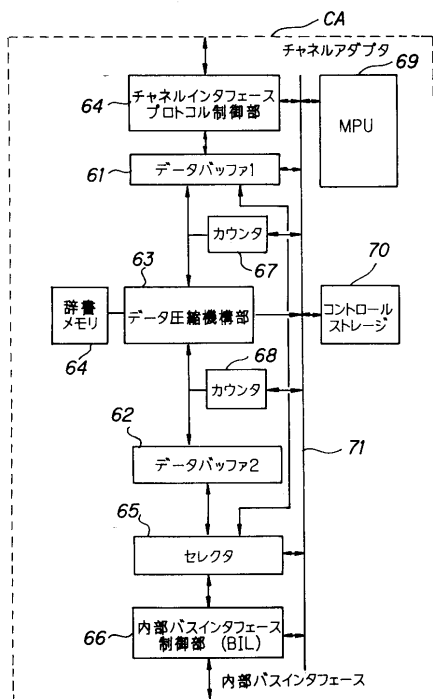


【図 5 3】



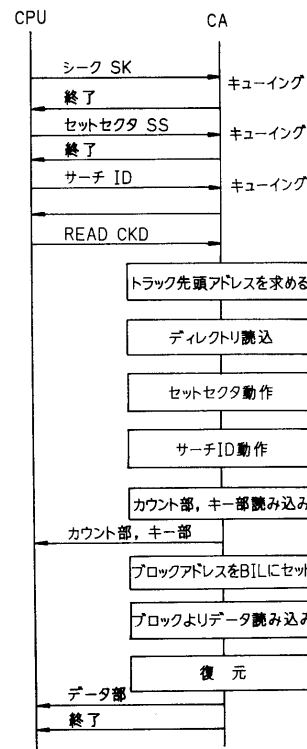
【図 5 4】

チャンネルアダプタの構成図



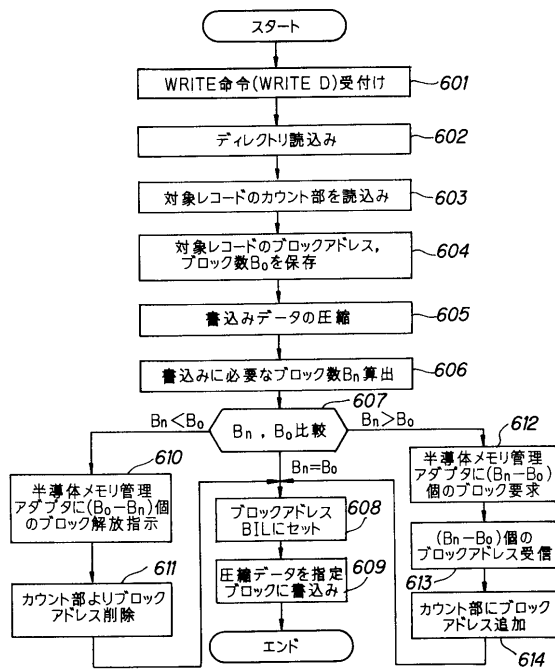
【図 5 5】

レコード読取りシーケンス



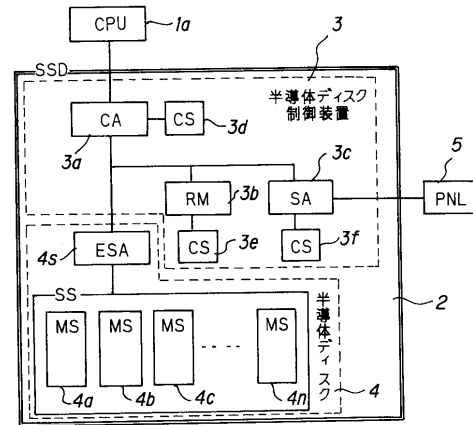
【図 56】

レコード書き込みの処理フロー



【図 57】

従来の半導体ディスク装置の構成



---

フロントページの続き

(72)発明者 西 英俊

神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番19号 株式会社富士通プログラム技研内

審査官 馬場 慎

(56)参考文献 特開平05-120153(JP,A)

特開平05-204554(JP,A)

特開平05-035413(JP,A)

特開平02-291011(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl.<sup>7</sup>, DB名)

G06F 3/08

G06F 3/06

G06F 12/16