

(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.C1.⁷

F 1

G06F 3/08

G06F 3/08

H

G06F 3/06

G06F 3/06

304Z

G06F 12/16

G06F 12/16

310M

請求項の数 7 (全 40 頁)

(21) 出願番号

特願平6-103927

(22) 出願日

平成6年5月18日(1994.5.18)

(65) 公開番号

特開平7-311661

(43) 公開日

平成7年11月28日(1995.11.28)

審査請求日

平成12年12月26日(2000.12.26)

(73) 特許権者 000005223

富士通株式会社

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番

1号

(74) 代理人 100084711

弁理士 斎藤 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1

9号

株式会社富士通プログラム技研内

(72) 発明者 菅沢 康良

神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番1

9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1

9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。

【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】

10

20

30

40

50

【0001】**【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（D A S D : 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。

【0002】**【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（C P U）と半導体ディスク制御装置間のインターフェースはC P U 10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、C P U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。

【0003】

図57はかかる半導体ディスク装置の構成図である。1 aはC P U、2は半導体ディスク装置（S S D : 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（M S : Main Storage）4 a, 4 b, 4 c … 4 n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（E S P : Extended Storage Adaptor）4 s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、3 aは上位装置（C P U）1 aとの間に單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C Aであり、図では1つしか示していないが複数のチャネルアダプタが設けられている。3 b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R M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R Mは各論理ドライブ毎に排他制御を行う。3 cは各ユニットのI M L（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（S A : Service Adaptor）である。3 d, 3 e, 3 f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。

【0004】**【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、かかる後、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。

【0005】**・第2の課題**

10

20

20

30

30

40

50

ところで、半導体ディスク装置は電源を切斷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る、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、セット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、セットセクタ処理やサーチ ID 処理時に直接オリエント (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

【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、最低単位のイニシャライズ (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、イニシャライズ処理はイニ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、あらかじめイニ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ぬ。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30

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。

【0008】

・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、ピット当たりの記憶コストが高くなる。又、半導体ディスク装置1台当た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。

【0009】

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。

【0010】

【課題を解決するための手段】

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。

【0013】

【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。

【0018】

【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

10

20

30

40

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C P U (上位装置)、12は半導体ディスク装置 (S S D)、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 (P N L)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 (M S : M ain S torage) 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 (H S : H ot S pare M emory) 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 (E S P : E xtended S torage A daptor) 17を備えている。予備の半導体メモリモジュール (H S) 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C P Uからのアクセスの排他制御単位であるシリンドラ単位で多数の範囲 (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 (H S) 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 (C P U) 11a-1, 11a-2, …との間に单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 (C A)、13bはリソースマネージャ (R M) であり、排他制御テーブルE C T (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I M L (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 (S A)である。13d ~ 13gは各種制御テーブルC T Lやプログラムを記憶する制御記憶部 (C S)である。制御テーブルC T L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 (C C H H)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C P U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、シリンドラ / ヘッド番号C C H H)、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C T Lを用いて論理アドレスを物理アドレスに変換する。

【0022】

10

20

30

40

50

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と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 (媒体エラーで読みなかった場合等) 、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、シリンド (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ド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 10 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。

【 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 (MS 1 ~ MS 3) 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、 CTL a は半導体メモリモジュール 14a (MS 1) の制御テーブル部分、 CTL b は半導体メモリモジュール 14b (MS 2) の制御テーブル部分、 CTL c は半導体メモリモジュール 14c (MS 3) の制御テーブル部分である。又、図中、 XXXX は論理アドレスを、 MS 1 - 00 は半導体メモリモジュール 14a (MS 1) 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 (MS 2) 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 (MS 2) 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いないとすると、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の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 アドレスづ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の半導体メモリモジュールを認識すると、リソ 50

ーススマネージャ (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)。

ついで、サービスアダプタ SA はリソーススマネージャ 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 CTL b の制御単位 6 における物理アドレスを HS-00 に変更するよう各モジュールに指示する。

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)。

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いければ、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。

【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

10

20

30

40

50

のとしている。

図11(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CCTのトラック1~3には「有効」が記入される。図11(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CCT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、コピーが不成功的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CCTが書き替えられる。

【0030】

・半導体メモリモジュール交換後の処理

図12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。

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SAは交換完了を感じし(ステップ131)、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132)。尚、交換完了後、保守員の保守パネルPNLからの指示により、半導体メモリモジュール16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16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13はかかる場合の処理フロー図である。サービスアダプタSAは半導体メモリモジュールの交換完了を感じし(ステップ141)、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16の記憶データを交換後の半導体メモリモジュール14bにコピーする(ステップ142)。

【0031】

・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CCTを参照する。図14はコピー管理テーブルCCT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151)、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CCTを参照して調べ(ステップ152)、有効の場合には該レコードを読み出し(ステップ153)、無効の場合にはエラー処理を行う(ステップ154)。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155)、かかる後、該トラックにレコードを書き込む(ステップ156)。

【0032】

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。

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SAは、チャネルアダプタ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なく、誤動作を防止できる。

【0033】

(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CTL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CCT 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 C T L 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（C C H H）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 C P U 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、シリンド / ヘッド番号 C C H H）、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られており、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。

【 0 0 3 4 】

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（M S 1 ~ M S 3 ）14 a ~ 14 c と、1 枚の予備の半導体メモリモジュール（H S ）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 14 a ~ 14 c の制御テーブル C T L の内容は図 16 に示すようになっている。尚、図中、C T L a は半導体メモリモジュール 14 a（M S 1 ）の制御テーブル部分、C T L b は半導体メモリモジュール 14 b（M S 2 ）の制御テーブル部分、C T L c は半導体メモリモジュール 14 c（M S 3 ）の制御テーブル部分である。又、図中、XXXXX は論理アドレスを、M S 1 - 0 0 は半導体メモリモジュール 14 a（M S 1 ）のオフセットアドレス 0 0 を意味しており、他の表記も同様である。

【 0 0 3 5 】

半導体メモリモジュール 14 b（M S 2 ）にメモリエラーが発生すると、サービスアダプタ S A の制御でアクセス制御単位で半導体メモリモジュール 14 b（M S 2 ）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 S A 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 14 b 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 C T L は図 17 に示すように変更される。

又、サービスアダプタ S A は、チャネルアダプタ C A 等のモジュールに対して、半導体メモリモジュール 14 b 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。

【 0 0 3 6 】

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 S A は半導体メモリモジュール 14 b 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 C T L 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 C T L は図 20 に示すように変更される。以後、サービスアダプタ S A 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 C T L 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。

【 0 0 3 7 】

（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 C T L 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（P N L ）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（S A ）13 c はメモリエラー発生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 14 b 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) 13 b 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】

10

ついで、サービスアダプタ SA はチャネルアダプタ CA 等の各モジュールに半導体メモリモジュール 14 b 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】

20

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 14 b 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いければ、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】

30

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 14 b 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 14 b に関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 14 b に関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。

40

50

【0041】

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 224）、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）14b 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、フォーリ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。10

【0042】

・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 24 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 251）、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 252）。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 253、254）。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リング処理に従って実行する。20

【0043】

一方、コピー中の場合には、リソースマネージャ 255 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 255）。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 256）。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 257）、チャネルアダプタ C A はライトコマンドをフォーリ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 258）、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 259）。

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て再度コピーし、あるいは、アクセス単位以外のコピー単位部分をコピーし（ステップ 261）、以後残りの部分についてコピーを再開する。

【0044】

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コピー単位部分をコピーし（ステップ 261）、以後残りの部分についてコピーを再開する。40

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。

【0045】

(a - 6) 半導体ディスク装置の実際の構成

図 25 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は上位装置のチャネルとのインターフェース制御を行うチャネルアダプタであり、電気チャネル、光チャネル、OCリンクに対応する種々のチャ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、論理パ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（オプション）、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ーフェースアダプタ、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ネルアダプタCA₁、CA₂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、一方のチャネルアダプタに障害が生じてもCPUは他方のチャ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も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(H S) 1 6 を備えている。尚、1 7 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 1 3 において、1 3 a - 1 はチャネルアダプタ(C A)、1 3 b はリソースマネージャ(R M)、1 3 c はサービスアダプタ(S A)、1 3 d , 1 3 f , 1 3 g は各種制御テーブル C T L やプログラムを記憶する制御記憶部(C S)である。1 8 は電源切断時等において半導体ディスク 1 4 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、1 9 は磁気ディスク装置 1 8 に半導体ディスク 1 4 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 1 4 に復元するディスクアダプタである。

10

【 0 0 5 0 】

(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 1 4 を構成する各半導体メモリモジュール(M S) 1 4 a ~ 1 4 c 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(M S) 1 4 a ~ 1 4 c 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 C P U は S t a r t 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 2 8 は半導体ディスク 1 4 と磁気ディスク装置 1 8 の論理ドライブの構成図である。半導体ディスク 1 4 は 2 枚の半導体メモリモジュール 1 4 a , 1 4 b 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 1 4 a は 3 つの論理ドライブ 0 ~ 3 を備え、それぞれのサイズは 1 0 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 1 4 b は 1 0 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

【 0 0 5 1 】

磁気ディスク装置 1 8 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 1 4 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 1 8 の論理ドライブ構成と半導体ディスク 1 4 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 1 4 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 2 1 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) 1 4 a に格納されている。又、ディスク装置 1 8 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 2 2 は、第 1 の構成情報テーブル 2 1 と同一の構成を有し磁気ディスク装置 1 8 に記憶されている。

30

【 0 0 5 2 】

半導体ディスク 1 4 に記憶されているデータを磁気ディスク装置 1 8 に退避させる場合には、ディスクアダプタ(D A) 1 9 は第 1 、第 2 の構成情報テーブル 2 1 , 2 2 を読み取る。ついで、該第 1 の構成情報テーブル 2 1 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 1 4 より読み取り、該データを第 2 の構成情報テーブル 2 2 を参照して磁気ディスク装置 1 8 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 1 8 に退避されているデータを半導体ディスク 1 4 に復元させる場合には、ディスクアダプタ(D A) 1 9 は第 1 、第 2 の構成情報テーブル 2 1 , 2 2 を読み取る。ついで、該第 2 の構成情報テーブル 2 2 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 1 8 より読み取り、該データを第 1 の構成情報テーブル 2 1 を参照して半導体ディスク 1 4 の第 i 論理ドライブ(i = 0 ~ 4) に格納する。

40

【 0 0 5 3 】

(b - 3) 半導体ディスク 1 4 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 1 4 のデータを磁気ディスク装置 1 8 に退避した後に、半導体ディスク 1 4 の論理ドライブ構成を変更したい場合がある。図 2 9 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 1 0 シリンダから 2 0 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301半導体ディスク14の先頭アドレス、シリンド数、及び2磁気ディスク18の先頭アドレス、シリンド数を持たせたものである。

かかる後、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=0~4)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=0~4)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】

(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)。かかる後、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

【0057】

ディスクアダプタDAは半導体ディスク14及び磁気ディスク装置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を用いてアドレス変換テーブル23(図32参照)を作成し、半導体ディスク14に記憶する(ステップ305)。ついで、ディスクアダプタDAは該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=0~4)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=0~4)に格納する(ステップ306、307)。

【0058】

全データの半導体ディスク14への復元が完了すれば、保守パネルPNLより構成情報合わせ込みコマンドを発行する(ステップ308)。サービスアダプタSA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DAに第2の構成情報テーブル22の変更を指示する(ステップ309)。これにより、ディスクアダプタDAは半導体ディスク14より第1の構成情報テーブル21を読み出し、第1、第2の構成情報テーブル21、22が1:1に対応するように第2の構成情報テーブル22を作成し、磁気ディスク18に記憶されている内容を更新する(ステップ310)。

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。

【0059】

(c) 本発明の第3の実施例

(c-1) トランクフォーマット、ディレクトリ及びカウント部の構成

・トランクフォーマット

半導体ディスク装置では、各トラン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CAは指定されたトランクフィールドのユーザデータをアクセスする場合、該トラン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36は半導体ディスクにおけるトランクフォーマットの例であり、各トランクの先頭にはディレクトリ(DIRECTORY)が配置され、その後にホームアドレス(HA)が置かれ、以降にCKDフォーマットにしたがった可変長のレコード(RECORD-0, RECORD-1, ...)が配列されている。ホームアドレスHAはトランクアドレス(CCHH)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。

【0060】

・ディレクトリ

ディレクトリは図37に示すように448バイトを有し、11バイトの最終レコード番号(LAST RECORD NO.)、2218バイトのセクタディレクトリ(SECTOR DIRECTORY)、3190バイトのレコードディレクトリ(RECORD DIRECTORY)、4その他有効性を確認するためのID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(LAST RECORD NO.)はトラン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。各トランクフィールドの最終レコードの直後にはエンドマーク(EOF)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。

【0061】

セクタディレクトリ(SECTOR DIRECTORY)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HAを0として、論理レコード番号に1を加えた値である。トランクは例えば218のセクタに区分され、それぞれセクタ値0~217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。しかし 218 ~ 221 はレコード配置の関係上これ以後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) Ai と 2 自分のレコードが位置するセクタのセクタ値 Si 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 L0, レコード R_{i-1} 遠のオフアドレスを L_i とすると、これらオフセットアドレス L_i (i = 0, 1, 2, ...) 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 遠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と、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 R0) が、セクタ値 3 ~ 6 に対応させてレコード 2 (R1) が、セクタ値 7 ~ 13 に対応させて 3 (レコード R2) が・・・記録される。すなわち、セクタ i にレコード Rj が存在すれば、セクタ値 i に対応させてレコード Rj + 1 がセクタディレクトリに記録される。そして、レコード Rj がセクタ i ~ (i + m) に位置すると、セクタ値 i ~ (i + m) がディレクトリ復元データとしてレコード Rj + 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

10

20

30

40

50

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、チャネルアダプタCAはこれらコマンドを受信する。

チャネルアダプタCAはサーチIDコマンドを受信すると、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かれば、チャネルアダプタ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、チャネルアダプタCAは該コマンドを受信する。以後、チャネルアダプタ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かれば、チャネルアダプタ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、チャネルアダプタCAは該コマンドを受信する。以後、チャネルアダプタ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、チャネルアダプタは1_iとする(ステップ401)。ついで、チャネルアダプタ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てい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_{i-1}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_i迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A_iを取得する(ステップ405)。

ついで、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を演算し(ステップ406)、L_i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R0のオフセットアドレスとしてL0, L1(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_{i-1}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_i迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A_iを取得する(ステップ425)。

【0071】

A_iが求まれば、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426)。ついで、L_iをレコードR_i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R0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H0, R0をセットする(ステップ451)。

ついで、iを1にし、レコードR_{i-1}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_i迄の相対アドレス(オフセットアドレス)A_iを取得する(ステップ454)。

10

20

30

40

50

【0073】

A_iが求まれば、次式

L_{i-1} + A_i 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455）。ついで、レコードR_iのカウント部を読み込み（ステップ456）、読み込んだ情報がエンドマーク（EOF）でないかチェックする（ステップ457）。EOF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458）。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459）、かかる後、iを歩進し（i+1 i、ステップ460）、ステップ454以降の処理を繰り返す。

10

【0074】

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セクタディレクトリにおける残りを”FF”で埋める（ステップ461）。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るエラーが発生した場合であっても、チャネルアダプタCA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。

【0075】

図46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）CPUよりレコード読み取り命令READ Dが発行されると、チャネルアダプタCA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、チャネルアダプタCA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42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、目的レコードが求ま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44及び図45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

【0076】

（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CPUからの指示に従って行うようにしても良い。

図47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）CPUよりレコード読み取り命令READ CKDが発行されると、チャネルアダプタCA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、チャネルアダプタCAはエラー情報を作成して上位装置にエラー報告を行う。

40

【0077】

上位装置CPU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をチャネルアダプタCAに発行する。チャネルアダプタCAは特殊ダンプコマンドを受け付け、図42に示す手順に従って目的とするレコードをサーチし、目的レコードが求まれば、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44及び図45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。

【0078】

（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、かかる後、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ネルアダプタ C A に依頼して該当チャネルアダプタ 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ネルアダプタ C A に依頼し、依頼を受けたチャネルアダプタ 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ネルアダプタ C A に依頼する（ステップ 506）。チャネルアダプタ 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

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。 10

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。 20

【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。 30

【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】

CA₁、CA₂は上位装置のCPU、チャネルとのインターフェース制御を行うチャネルアダプタであり、上位装置(チャネル)に接続されるようになっている。RM₁、RM₂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。TS₁、TS₂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ッジ(テーブル記憶部)、SA₁、SA₂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、DA₁、DA₂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、BANK₁、BANK₂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。ESP₁、ESP₂は半導体ディスクへのアクセス制御を行うポート、MT₁、MT₂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、MCA₁、MCA₂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、チャネルアダプタCA₁、CA₂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 40

用中にすると共に、チャ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】

B U S₁ , B U S₂ 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。C B U S は一方のテーブル記憶部 T S₁ (T S₂) の内容が変化した時、直ちに他方のテーブル記憶部 T S₂ (T S₁) にコピーするコピーバス、C B U S は一方の半導体メモリテーブル M T₁ (M T₂) 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 M T₂ (M T₁) 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 G 0 , G 1 は中央点線を中心に対称に構成されており、上位 C P U は対称に第1、第2半導体ディスク装置のチャネルアダプタ C A₁ , C A₂ に接続されている。 10

【0088】

(d - 2) 半導体メモリの構成

半導体メモリ B A N K は図 5 1 に示すように、トラックエミュレーションエリア 5 1 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 5 2 に分けられている。圧縮データ格納エリア 5 2 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 5 1 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 3 6 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 5 2 に示すように、ディレクトリ、ホームアドレス H A 、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 R i (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 C C H H R 、キー長 K L データ長 D L 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 5 2 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

レコードを書き込は、図 5 3 に示すように書き込むべきレコードのデータ部 D T を圧縮して圧縮データ D T とし、ついで、該圧縮データ D T 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 B 1 ~ B 3 に圧縮データ D T の第 1 ~ 第 3 部分 1 ~ 3 を格納し、これらブロック B 1 ~ B 3 のブロックアドレスをカウント部に挿入してトラックエミュレーションエリア 5 1 に格納する。 30

【0090】

(d - 3) チャネルアダプタの構成

図 5 4 は圧縮 / 復号処理を行うチャネルアダプタの構成図である。チャネルアダプタ内部において、6 1 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、6 2 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、6 3 はデータの圧縮・復号を行うデータ圧縮機構部、6 4 は圧縮・復号動作を補助する辞書メモリ、6 5 はチャネルインターフェースプロトコル制御部、6 6 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レクタ、6 7 は半導体ディスク装置内部の他のユニットと接続された内部バスを制御する内部バスインターフェース制御部 (B I L) 、6 8 は非圧縮データのバイト数を計数する第 1 のカウンタ、6 9 は圧縮データのバイト数を計数する第 2 のカウンタ、6 0 はこれらハードウェア資源をマイクロプログラムにより制御する M P U 、7 0 はプログラム、制御テーブルその他のテーブル類を格納するコントロールストレージ、7 1 はバスである。 40

【0091】

(d - 4) レコード読み取り処理

図 5 5 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 C P U よりシークコマンド S K が発生すると、チャネルアダプタ C A (M P U 6 9) は直ちに動作終了信号を上位装置に返す。上位装置 C P U 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、チャネルアダプタ C A はこれらコマンドを受信する。

チャネルアダプタ 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かれば、内部バスインターフェース制御部 (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。セレクタ 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、チャネルインター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レクタ 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、チャネルインター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 】

10

20

30

40

50

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ネルアダプタ CA に通知する。チャネルアダプタ 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なく、誤動作を防止できる。

更に本発明によれば、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、フォーリ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と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。

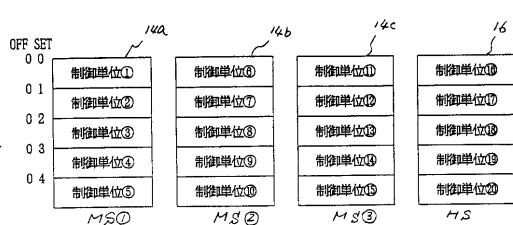
【図42】カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理のフロー図である。

【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。

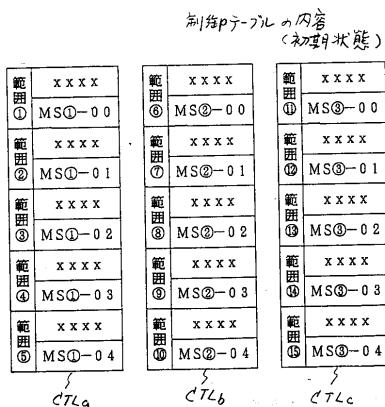
50

【図4】

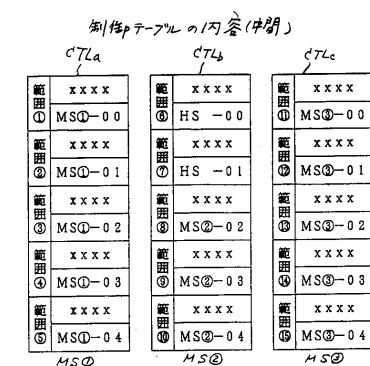
半導体ディスクの構成



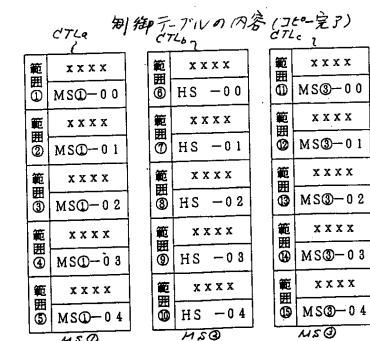
【図5】



【図7】

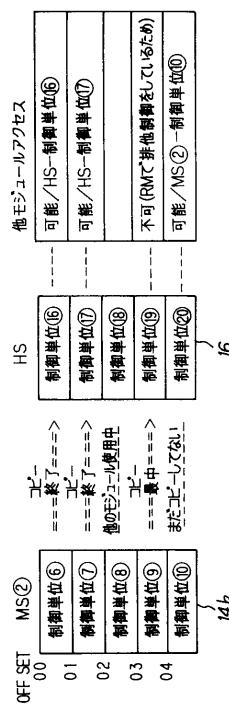


【図8】



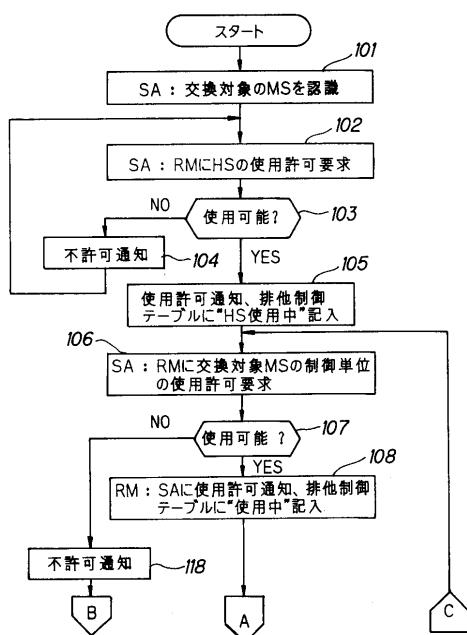
【図6】

コピー処理説明図



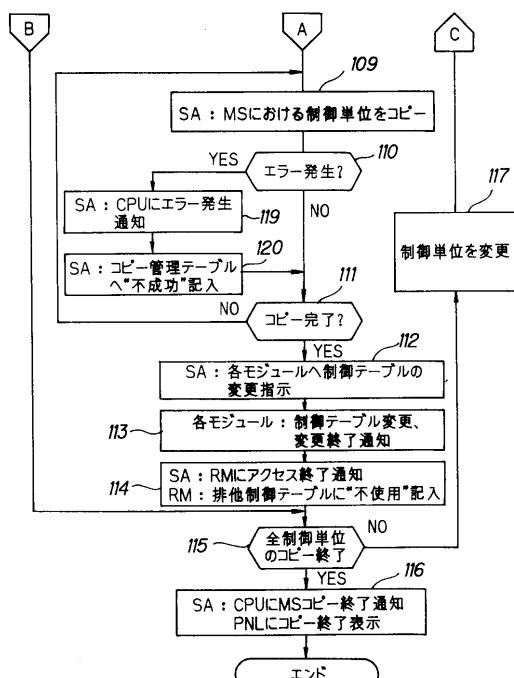
【図9】

コピー処理のフロー図(その1)



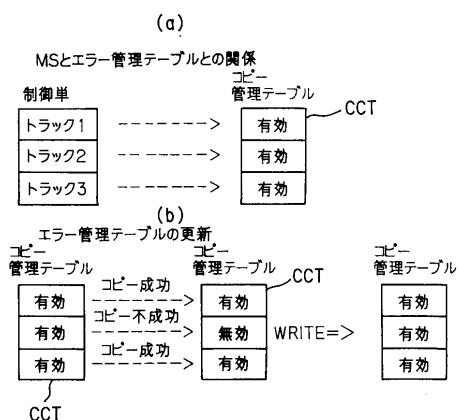
【図10】

コピー処理のフロー図(その2)



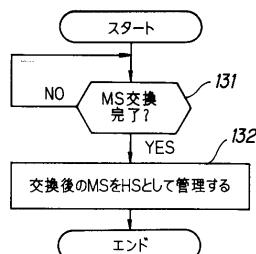
【図11】

コピー管理テーブルの説明図



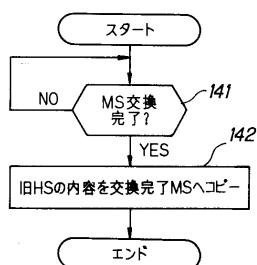
【図12】

半導体メモリモジュール交換後の処理フロー



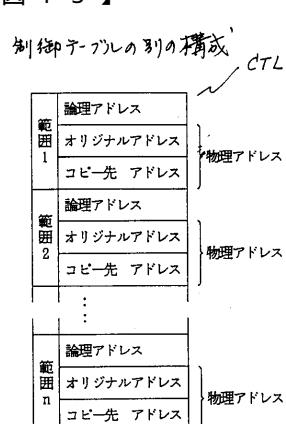
【図13】

半導体メモリモジュール交換後の別の処理フロー

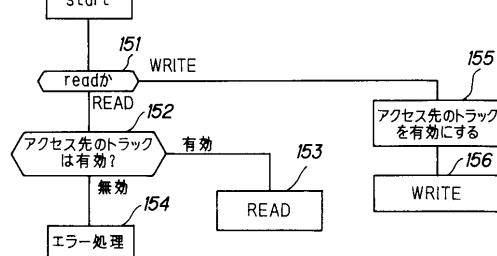


【図14】

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】



【図16】

制御テーブルの内容(初期時)

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 0	MS②-0 0	MS③-0 0	MS④-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 1	MS②-0 1	MS③-0 1	MS④-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 2	MS②-0 2	MS③-0 2	MS④-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 3	MS②-0 3	MS③-0 3	MS④-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 4	MS②-0 4	MS③-0 4	MS④-0 4
	無効	無効	無効	無効

CTL_a

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 0	MS②-0 0	MS③-0 0	MS④-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 1	MS②-0 1	MS③-0 1	MS④-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 2	MS②-0 2	MS③-0 2	MS④-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 3	MS②-0 3	MS③-0 3	MS④-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 4	MS②-0 4	MS③-0 4	MS④-0 4
	無効	無効	無効	無効

CTL_b

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 0	MS②-0 0	MS③-0 0	MS④-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 1	MS②-0 1	MS③-0 1	MS④-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 2	MS②-0 2	MS③-0 2	MS④-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 3	MS②-0 3	MS③-0 3	MS④-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 4	MS②-0 4	MS③-0 4	MS④-0 4
	無効	無効	無効	無効

CTL_c

【図17】

制御テーブルの内容(多重指示後)

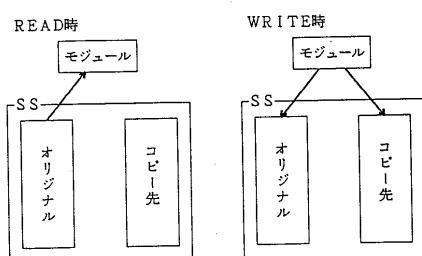
範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 0	MS②-0 0	MS③-0 0	MS④-0 0
	HS -0 0	HS -0 1	HS -0 2	HS -0 3
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 1	MS②-0 1	MS③-0 1	MS④-0 1
	HS -0 1	HS -0 2	HS -0 3	HS -0 4
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 2	MS②-0 2	MS③-0 2	MS④-0 2
	HS -0 2	HS -0 3	HS -0 4	
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 3	MS②-0 3	MS③-0 3	MS④-0 3
	HS -0 3	HS -0 4		
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 4	MS②-0 4	MS③-0 4	MS④-0 4
	HS -0 4			

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 0	MS④-0 0	MS①-0 0	MS②-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 1	MS④-0 1	MS①-0 1	MS②-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 2	MS④-0 2	MS①-0 2	MS②-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 3	MS④-0 3	MS①-0 3	MS②-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 4	MS④-0 4	MS①-0 4	MS②-0 4
	無効	無効	無効	無効

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 0	MS④-0 0	MS①-0 0	MS②-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 1	MS④-0 1	MS①-0 1	MS②-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 2	MS④-0 2	MS①-0 2	MS②-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 3	MS④-0 3	MS①-0 3	MS②-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS③-0 4	MS④-0 4	MS①-0 4	MS②-0 4
	無効	無効	無効	無効

【図18】

オーリング処理説明図



【図19】

コピング処理説明図

OFF SET	MS②	HS
0 0	制御単位⑥	=====>
0 1	制御単位⑦	=====>
0 2	制御単位⑧	=====>
0 3	制御単位⑨	=====>
0 4	制御単位⑩	=====>

【図20】

制御テーブルの内容(物理アドレス表示)

範囲①	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 0	MS②-0 0	MS③-0 0	MS④-0 0
	無効	無効	無効	無効
範囲②	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 1	MS②-0 1	MS③-0 1	MS④-0 1
	無効	無効	無効	無効
範囲③	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 2	MS②-0 2	MS③-0 2	MS④-0 2
	無効	無効	無効	無効
範囲④	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 3	MS②-0 3	MS③-0 3	MS④-0 3
	無効	無効	無効	無効
範囲⑤	xxxx	xxxx	xxxx	xxxx
	MS①-0 4	MS②-0 4	MS③-0 4	MS④-0 4
	無効	無効	無効	無効

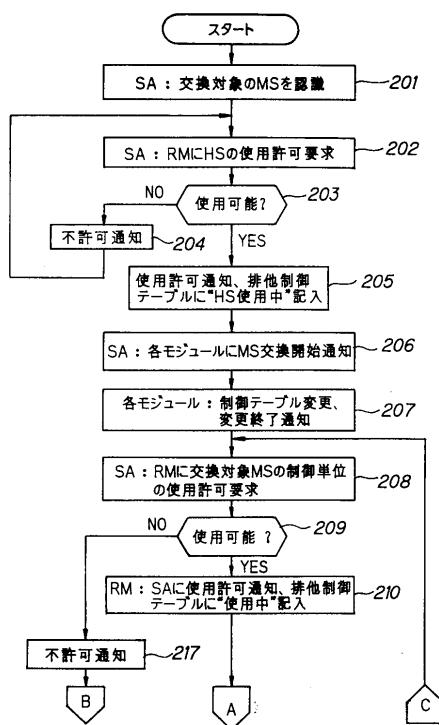
【図21】

制御テーブルの内容(コピー終了時)

範囲①	xxxx
MS①-0 0	MS③-0 0
無効	無効
範囲②	xxxx
MS①-0 1	HS - 0 1
無効	MS③-0 1
範囲③	xxxx
MS①-0 2	HS - 0 2
無効	MS③-0 2
範囲④	xxxx
MS①-0 3	HS - 0 3
無効	MS③-0 3
範囲⑤	xxxx
MS①-0 4	HS - 0 4
無効	MS③-0 4

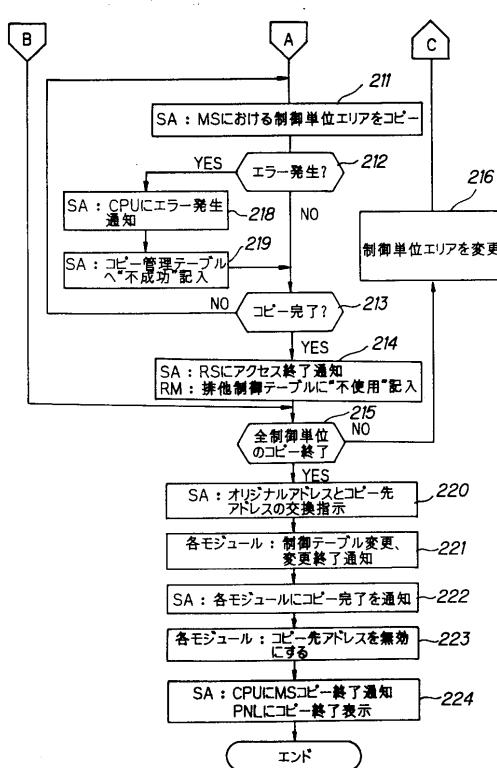
【図22】

コピー処理のフロー(その1)



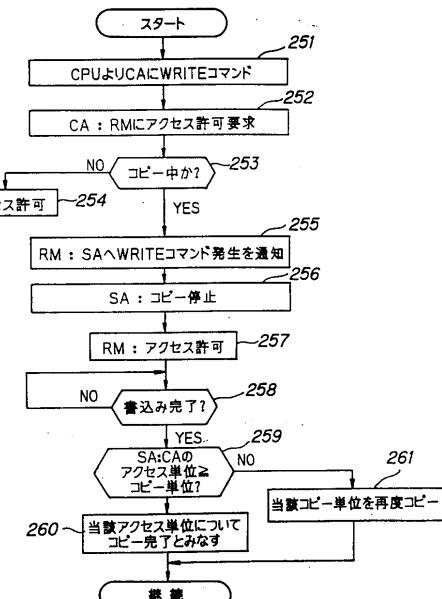
【図23】

コピー処理のフロー(その2)



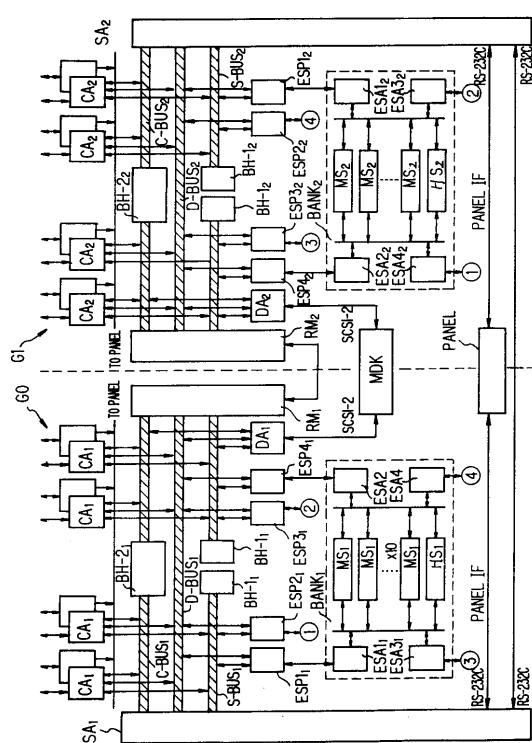
【図24】

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



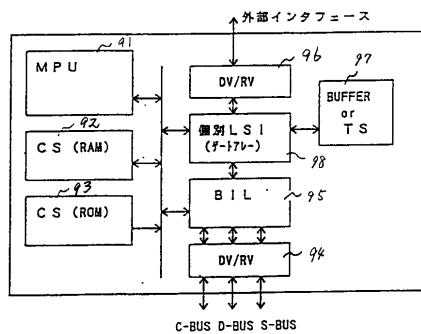
【図25】

半導体ディスク装置の実際の構成図

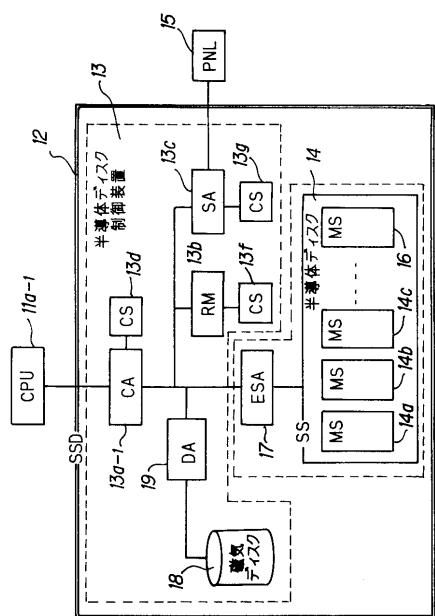


【図26】

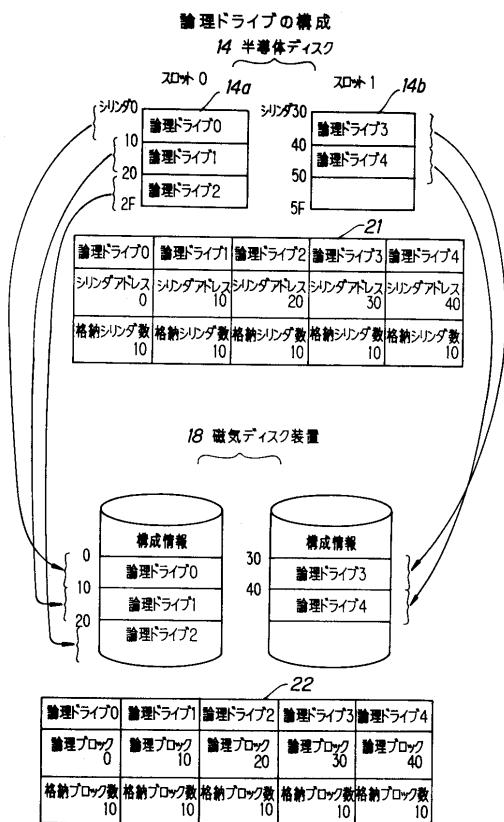
タモジールの構成 [2]



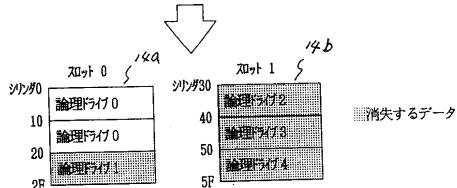
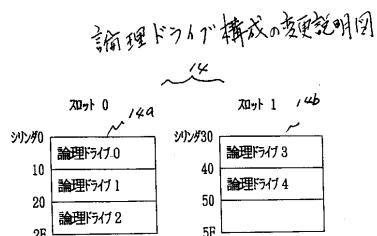
【図27】

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】

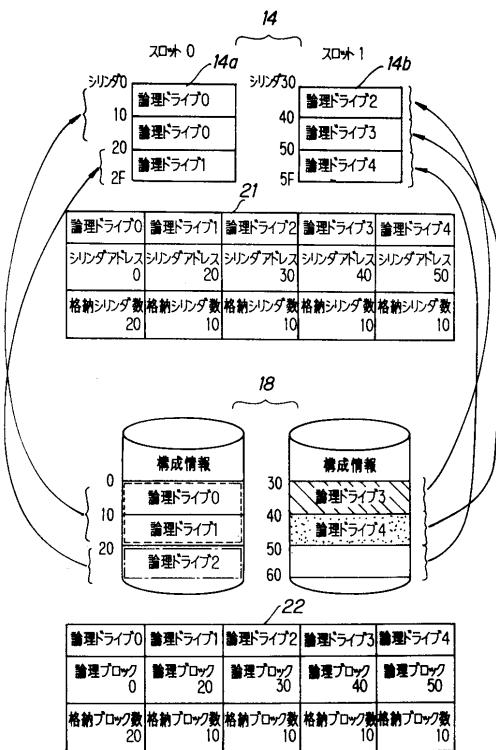


【図29】



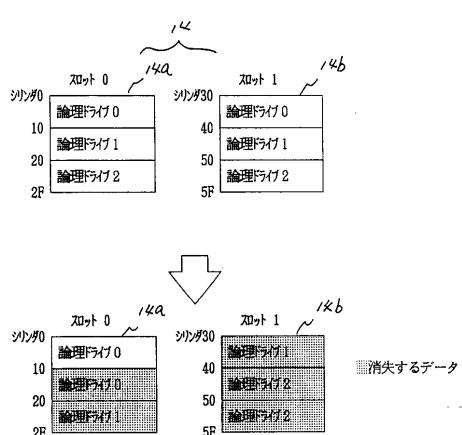
【図30】

論理ドライブ変更時の従来の問題説明図



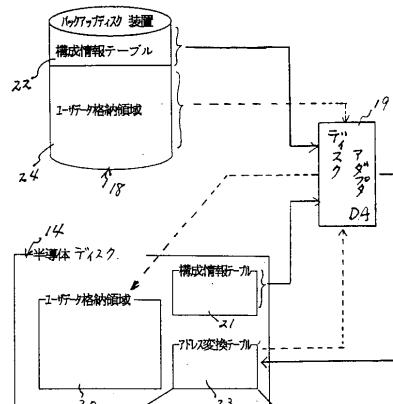
【図31】

論理ドライブ構成変更の別例説明図



【図32】

本発明の後元処理の概略説明図

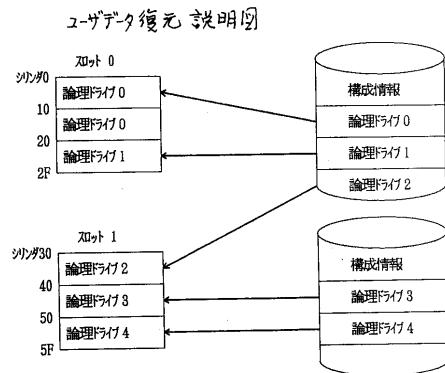


論理ドライブ0	論理ドライブ1	論理ドライブn-1	論理ドライブn
格納先の先頭アドレス	格納先の先頭アドレス	格納先の先頭アドレス	格納先の先頭アドレス
格納先のByte数	格納先のByte数	格納先のByte数	格納先のByte数
格納元の先頭アドレス	格納元の先頭アドレス	格納元の先頭アドレス	格納元の先頭アドレス
格納元のByte数	格納元のByte数	格納元のByte数	格納元のByte数

【図33】

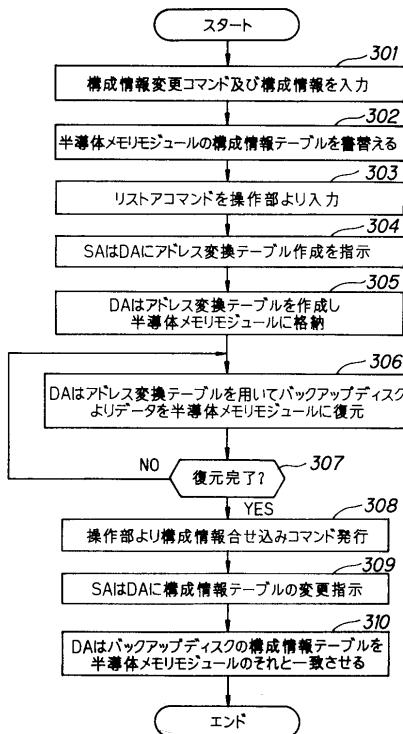
アドレス変換テーブル				
論理ライ 0	論理ライ 1	論理ライ 2	論理ライ 3	論理ライ 4
シリアルアドレス 0	シリアルアドレス20	シリアルアドレス30	シリアルアドレス40	シリアルアドレス50
格納シリグ数 20	格納シリグ数 10	格納シリグ数 10	格納シリグ数 10	格納シリグ数 10
論理カック 0	論理カック10	論理カック20	論理カック30	論理カック40
格納カック数 10				

【図34】



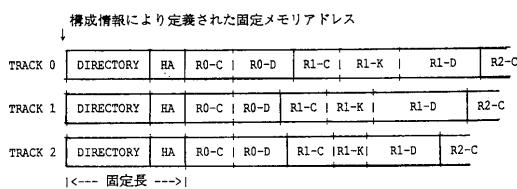
【図35】

本発明の復元処理のフロー図



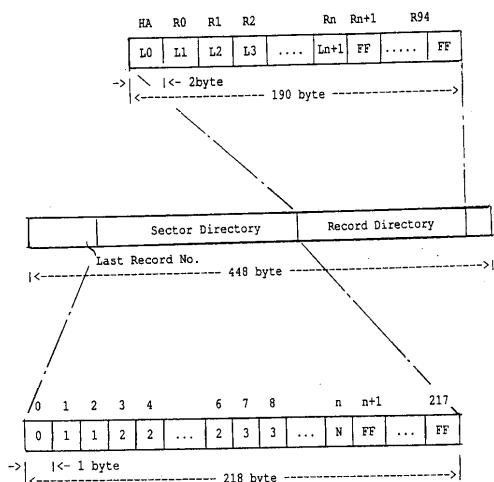
【図36】

半導体ディスクにおけるマップ



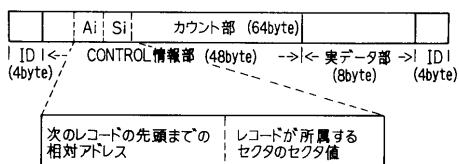
【図37】

ディレトリの構成図



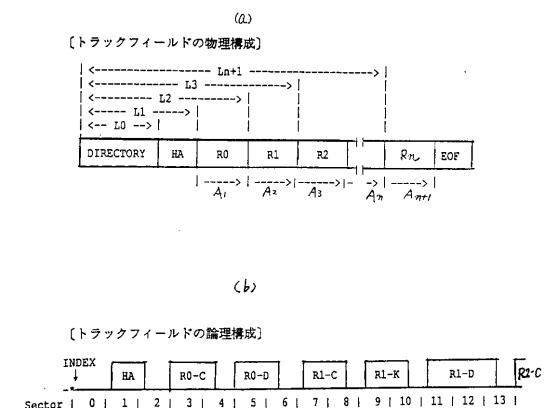
【図38】

カウント部の構成



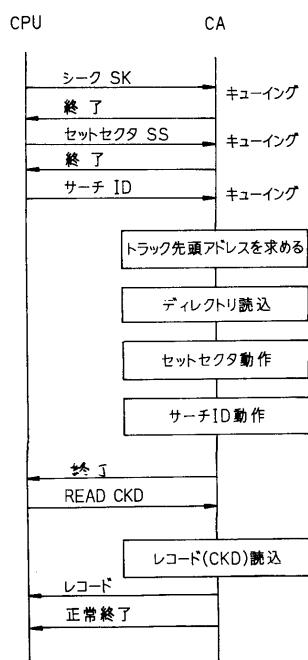
【図39】

トラックフィールドの構成説明図



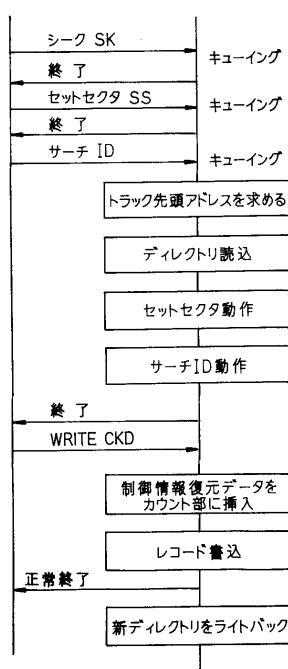
【図40】

レコード読み取りシーケンス



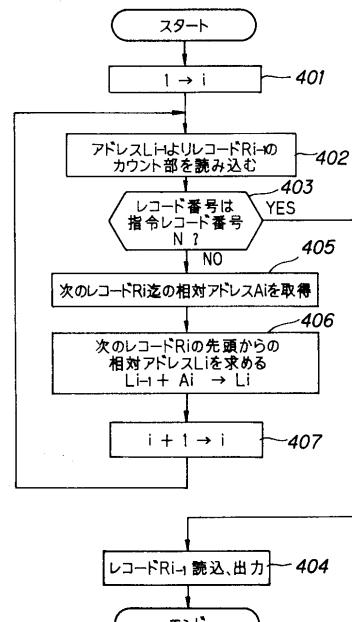
【図41】

レコード書き込みシーケンス



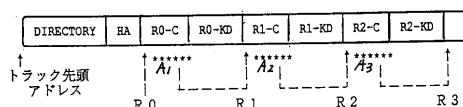
【図42】

カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理



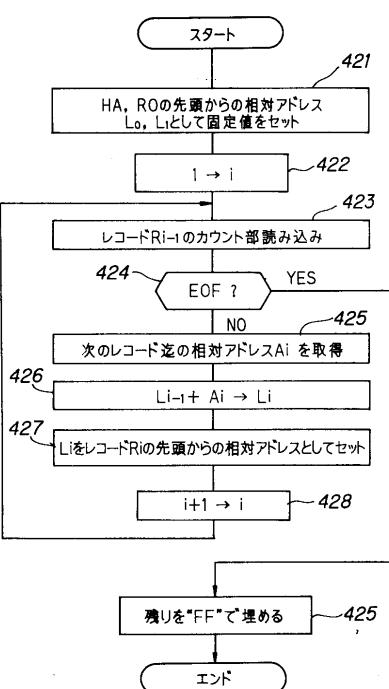
【図43】

カウント部付加情報を用いたスキップサーチ処理



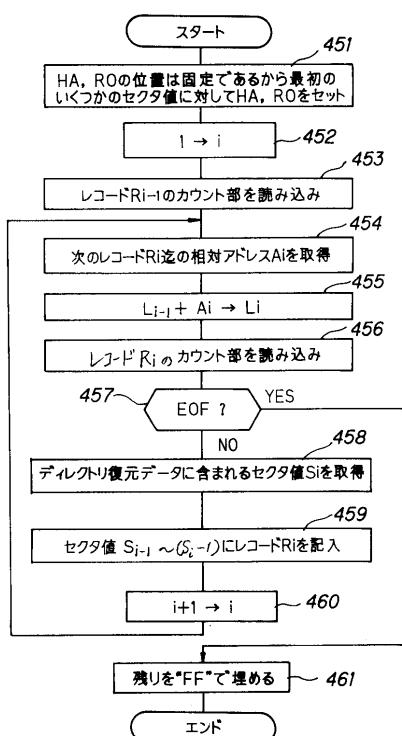
【図44】

レコードディレクトリの再構成処理フロー



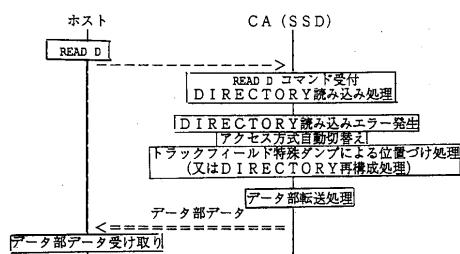
【図45】

セクタディレクトリの再構成処理フロー



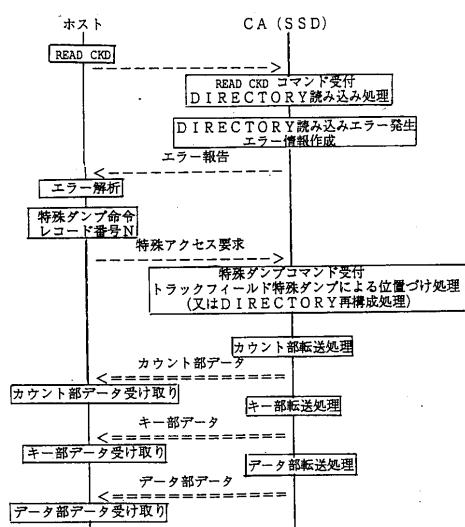
【図46】

ディレクトリはエラーが発生した場合の全体のシーケンス



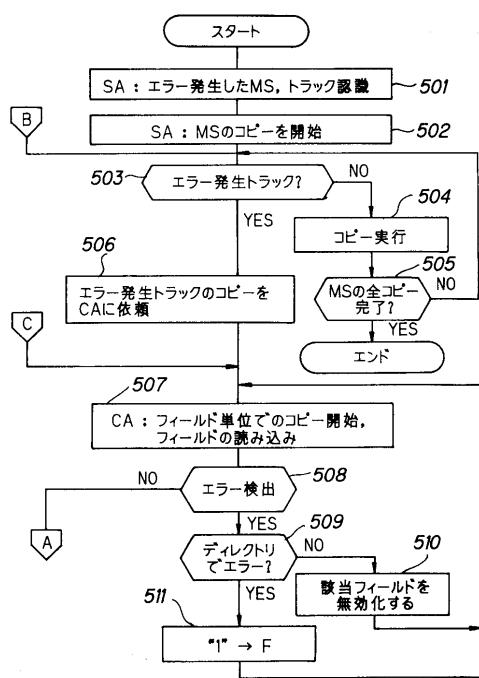
【図47】

トランク特殊アクセス方法を用いた
ホストアクセスの説明図



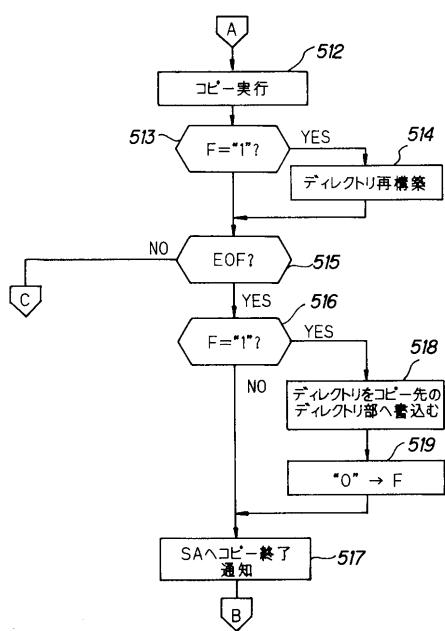
【図48】

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)



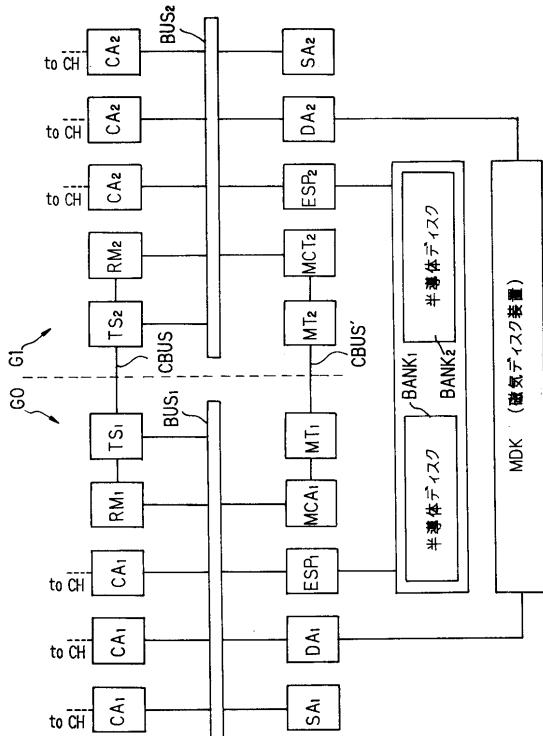
【図49】

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)

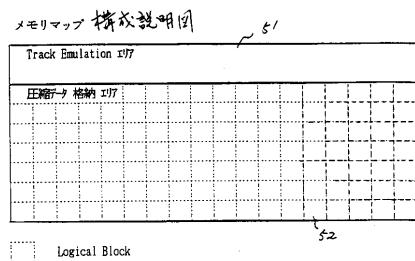


【図50】

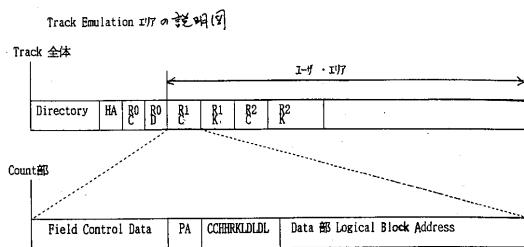
半導体ディスク装置の構成図(第4実施例)



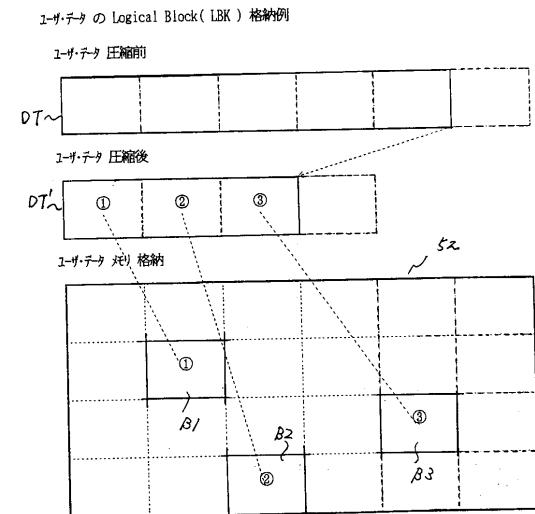
【図51】



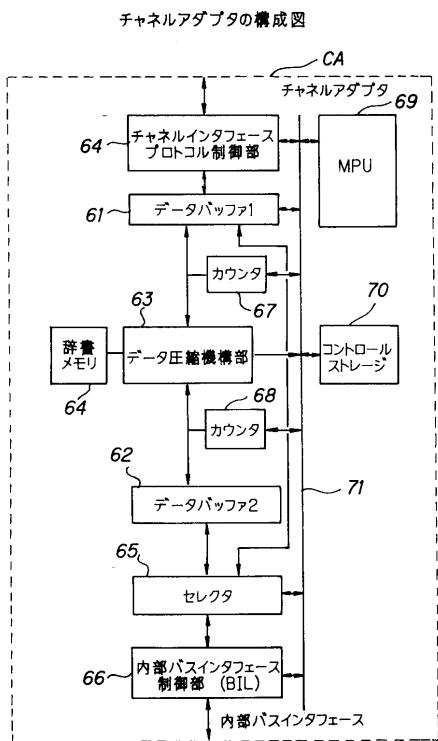
【図52】



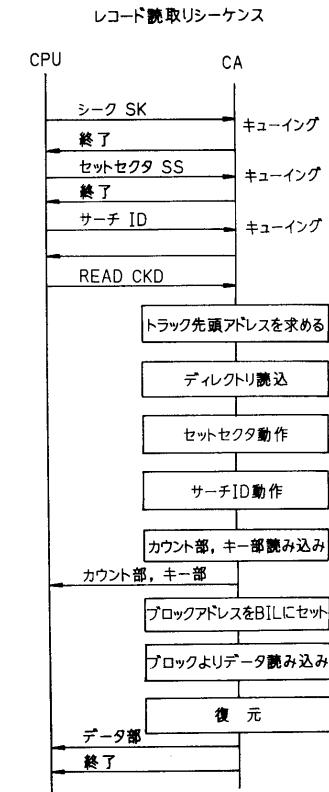
【図53】



【図54】

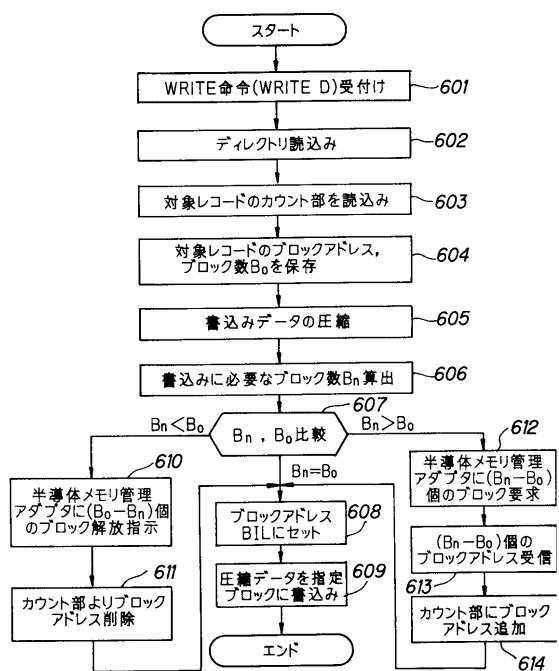


【図55】



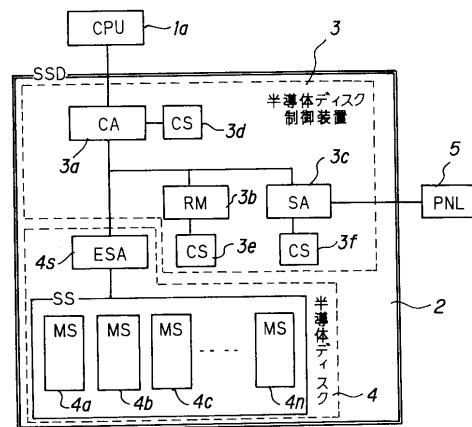
【図56】

レコード書き替の処理フロー



【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.⁷, DB名)

G06F 3/08

G06F 3/06

G06F 12/16