

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第5377175号  
(P5377175)

(45) 発行日 平成25年12月25日 (2013.12.25)

(24) 登録日 平成25年10月4日 (2013.10.4)

(51) Int. Cl.	F I		
<b>G06F 12/16 (2006.01)</b>	G06F 12/16	340P	
<b>G06F 3/08 (2006.01)</b>	G06F 3/08	H	
<b>G06F 3/06 (2006.01)</b>	G06F 3/06	304P	
<b>G06F 12/00 (2006.01)</b>	G06F 12/16	310A	
<b>G06F 12/02 (2006.01)</b>	G06F 12/00	597U	
請求項の数 12 (全 33 頁) 最終頁に続く			

(21) 出願番号 特願2009-207121 (P2009-207121)  
 (22) 出願日 平成21年9月8日 (2009.9.8)  
 (65) 公開番号 特開2011-59866 (P2011-59866A)  
 (43) 公開日 平成23年3月24日 (2011.3.24)  
 審査請求日 平成23年9月16日 (2011.9.16)

(73) 特許権者 000003078  
 株式会社東芝  
 東京都港区芝浦一丁目1番1号  
 (74) 代理人 100089118  
 弁理士 酒井 宏明  
 (74) 代理人 100112656  
 弁理士 宮田 英毅  
 (72) 発明者 吉井 謙一郎  
 東京都港区芝浦一丁目1番1号 株式会社  
 東芝内  
 (72) 発明者 福富 和弘  
 東京都港区芝浦一丁目1番1号 株式会社  
 東芝内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 コントローラ、及びデータ記憶装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

記憶媒体の使用状態を管理する管理情報を記憶する揮発性の管理メモリと、  
 前記管理情報を複数の分割片に分割し、各分割片を前記記憶媒体に個別に保存する管理  
 情報保存部と、

前記複数の分割片の保存中にホスト装置から命令を受け付け、各分割片が保存される合  
 間に前記命令に従って前記記憶媒体に対するデータ処理を行い、前記複数の分割片に分割  
 された前記管理情報を前記データ処理の内容に応じて更新するとともに、前記管理情報の  
 更新内容を示すログを作成する主制御部と、

前記ログを前記記憶媒体に保存するログ保存部と、

前記記憶媒体に保存された前記複数の分割片を前記管理情報として前記管理メモリに読  
 み出し、前記記憶媒体に保存された前記ログに従って前記管理情報を更新し、更新後の管  
 理情報を復元する復元部と、

を備えることを特徴とするコントローラ。

【請求項2】

前記ログ保存部は、前記複数の分割片の保存前に前記管理情報の保存を開始することを  
 示す保存開始ログを作成して前記記憶媒体のログ領域に保存するとともに、前記保存開始  
 ログの保存後に前記主制御部により作成された複数のログを時系列の順に前記ログ領域に  
 保存し、

前記復元部は、前記保存開始ログ以降に前記ログ領域に保存された前記複数のログそれ

それが示す更新内容を時系列の順に前記管理情報に反映して、更新後の管理情報を復元することを特徴とする請求項 1 に記載のコントローラ。

【請求項 3】

前期記憶媒体は、フラッシュメモリであり、

前記ログ領域には、最小書き込み単位であるページから構成されるブロックが複数割り当てられ、

前記ログ保存部は、新たなブロックにログを保存する場合、前回ログを保存した前ブロックのブロック番号を前記新たなブロックに保存することを特徴とする請求項 2 に記載のコントローラ。

【請求項 4】

前記ログ保存部は、前記新たなブロックの先頭に前記前ブロックのブロック番号を保存し、前記新たなブロックにログを保存する前に前記新たなブロックの次に使用する次ブロックの消去処理を行い、消去処理に成功した場合に前記新たなブロックにログを保存するとともに、前記新たなブロックの末尾に前記次ブロックのブロック番号を保存することを特徴とする請求項 3 に記載のコントローラ。

【請求項 5】

前記ログ保存部は、最新のログを保存したブロックを識別するブロック識別情報を、前記フラッシュメモリに保存することを特徴とする請求項 3 又は 4 に記載のコントローラ。

【請求項 6】

前記復元部は、前記ブロック識別情報を参照して前記最新のログを保存した前記ブロックを探索し、前記ブロックを含む前記ログ領域に割り当てられた各ブロックに保存された前記ブロック番号を参照して前記各ブロックに保存されているログの時系列を遡り、前記保存開始ログを探索することを特徴とする請求項 5 に記載のコントローラ。

【請求項 7】

前記管理情報保存部は、前記複数の分割片を前記フラッシュメモリの管理情報保存領域に保存し、

前記ログ保存部は、前記複数の分割片の保存後に、前記管理情報の保存を終了したことを示すとともに前記管理情報保存領域上における前記複数の分割片それぞれの位置を特定する保存終了ログを作成して、前記フラッシュメモリのログ領域に保存し、

前記復元部は、前記保存終了ログを参照して、前記管理情報保存領域から前記複数の分割片を前記管理情報として前記管理メモリに読み出すことを特徴とする請求項 5 に記載のコントローラ。

【請求項 8】

前記復元部は、前記ブロック識別情報を参照して前記最新のログを保存した前記ブロックを探索し、前記ブロックを含む前記ログ領域に割り当てられた各ブロックに保存された前記ブロック番号を参照して、前記各ブロックに保存されているログの時系列を遡り、前記保存終了ログを探索することを特徴とする請求項 7 に記載のコントローラ。

【請求項 9】

前記ログ保存部は、前記保存終了ログが保存されたブロックを含む前記ログ領域に割り当てられた各ブロックに保存された前記ブロック番号を参照して、前記各ブロックに保存されているログの時系列を遡り、前回の保存終了ログを探索し、

前記管理情報保存部は、前記前回の保存終了ログを参照して、前記管理情報保存領域から前回の管理情報の各分割片を開放することを特徴とする請求項 7 に記載のコントローラ。

【請求項 10】

前記ログ保存部は、前記保存終了ログが保存されたブロックを含む前記ログ領域に割り当てられた各ブロックに保存された前記ブロック番号を参照して、前記各ブロックに保存されているログの時系列を遡り、前回の保存開始ログと前記保存開始ログとを探索し、前記前回の保存開始ログから前記保存開始ログまでのログを前記ログ保存領域から開放することを特徴とする請求項 9 に記載のコントローラ。

10

20

30

40

50

## 【請求項 1 1】

前記管理情報保存領域には、前記ブロックが複数割り当てられ、  
前記管理情報保存部は、前記分割片のサイズを前記ブロックのサイズの整数倍に設定して、分割することを特徴とする請求項 7 ~ 1 0 のいずれか 1 つに記載のコントローラ。

## 【請求項 1 2】

請求項 1 ~ 1 1 のいずれか 1 つに記載のコントローラと、  
前記コントローラによりデータ処理が行われる記憶媒体と、  
を備えることを特徴とするデータ記憶装置。

## 【発明の詳細な説明】

## 【技術分野】

10

## 【0 0 0 1】

本発明は、コントローラ、及びデータ記憶装置に関する。

## 【背景技術】

## 【0 0 0 2】

従来から、HDD (Hard Disk Drive) や SSD (Solid State Drive) のようなデータ記憶装置では、記憶媒体の論理番地と物理番地とを対応付けた変換テーブルなど種々の管理情報を用いて記憶媒体の使用状態を管理している。特に近年では、データ記憶装置の大容量化に伴い、管理情報のサイズが増大する傾向にある。

## 【0 0 0 3】

例えば特許文献 1 には、不揮発性メモリ上に記憶した変換テーブルの一部を必要に応じて揮発性メモリ上に読み出して使用する技術が開示されているが、特許文献 1 に開示されて技術では、不揮発性メモリから揮発性メモリに変換テーブルの一部を読み出す処理がオーバーヘッドとなってしまう。

20

## 【0 0 0 4】

このため、管理情報のサイズが増大しても、管理情報の全てを揮発性メモリ上に記憶しておく必要がある。

## 【先行技術文献】

## 【特許文献】

## 【0 0 0 5】

【特許文献 1】特開 2 0 0 1 - 1 4 2 7 7 4 号公報

30

## 【発明の概要】

## 【発明が解決しようとする課題】

## 【0 0 0 6】

ところで、上記のようなデータ記憶装置では、管理情報を消失するとデータ記憶装置として機能できなくなるため、任意のタイミングで管理情報を記憶媒体に保存する必要がある。しかしながら、管理情報のサイズが増大すると、管理情報の保存に従来よりも多くの時間が必要となり、管理情報の保存中にホスト装置からの命令を全て遮断してしまうと、著しい性能の低下を招いてしまう。

## 【0 0 0 7】

本発明は、上記事情に鑑みてなされたものであり、管理情報の保存中における性能の低下を防止できるコントローラ、及びデータ記憶装置を提供することを目的とする。

40

## 【課題を解決するための手段】

## 【0 0 0 8】

上述した課題を解決し、目的を達成するために、本発明の一態様にかかるコントローラは、記憶媒体の使用状態を管理する管理情報を記憶する揮発性の管理メモリと、前記管理情報を複数の分割片に分割し、各分割片を前記記憶媒体に個別に保存する管理情報保存部と、前記複数の分割片の保存中にホスト装置から命令を受け付け、各分割片が保存される合間に前記命令に従って前記記憶媒体に対するデータ処理を行い、前記複数の分割片に分割された前記管理情報を前記データ処理の内容に応じて更新するとともに、前記管理情報の更新内容を示すログを作成する主制御部と、前記ログを前記記憶媒体に保存するログ保

50

存部と、前記記憶媒体に保存された前記複数の分割片を前記管理情報として前記管理メモリに読み出し、前記記憶媒体に保存された前記ログに従って前記管理情報を更新し、更新後の管理情報を復元する復元部と、を備えることを特徴とする。

【0009】

また、本発明の別の態様にかかるデータ記憶装置は、上記コントローラと、前記コントローラによりデータ処理が行われる記憶媒体と、を備えることを特徴とする。

【発明の効果】

【0010】

本発明によれば、管理情報の保存中における性能の低下を防止できるという効果を奏する。

10

【図面の簡単な説明】

【0011】

【図1】図1は、本実施形態のデータ記憶装置のブロック図。

【図2】図2は、本実施形態の管理メモリに記憶されるデータの構成図。

【図3】図3は、変換テーブルを示す図。

【図4】図4は、バッドブロックリストを示す図。

【図5】図5は、書き込みログを示す図。

【図6】図6は、バッドブロックログを示す図。

【図7】図7は、本実施形態のログ保存動作を示すフローチャート。

【図8】図8は、本実施形態のログ保存処理を示すフローチャート。

20

【図9】図9は、本実施形態の書込バッファの状態を示す模式図。

【図10】図10は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図11】図11は、本実施形態の書込バッファの状態を示す模式図。

【図12】図12は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図13】図13は、本実施形態の書込バッファの状態を示す模式図。

【図14】図14は、本実施形態の管理情報保存処理を示すフローチャート。

【図15】図15は、保存終了ログを示す図。

【図16】図16は、本実施形態の開放処理を示すフローチャート。

【図17】図17は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図18】図18は、本実施形態の管理情報領域の状態を示す模式図。

30

【図19】図19は、本実施形態の書込バッファの状態を示す模式図。

【図20】図20は、本実施形態の管理情報保存処理の時系列を示す図。

【図21】図21は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図22】図22は、本実施形態の管理情報領域の状態を示す模式図。

【図23】図23は、管理情報Aの保存終了ログを示す図。

【図24】図24は、本実施形態の管理情報領域の状態を示す模式図。

【図25】図25は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図26】図26は、本実施形態の管理情報復元処理を示すフローチャート。

【図27】図27は、本実施形態のログ領域の状態を示す模式図。

【図28】図28は、本実施形態の管理情報領域の状態を示す模式図。

40

【図29】図29は、管理情報Bの保存終了ログを示す図。

【図30】図30は、書き込みログを示す図。

【図31】図31は、バッドブロックログを示す図。

【図32】図32は、変形例のログ保存処理を示すフローチャート。

【図33】図33は、変形例のログ領域の状態を示す模式図。

【発明を実施するための形態】

【0012】

以下、添付図面を参照しながら、本発明にかかるコントローラ、及びデータ記憶装置の実施の形態を詳細に説明する。なお、本実施形態では、データ記憶装置としてSSD (Solid State Drive) を例にとり説明するが、これに限定されるものではない。

50

## 【 0 0 1 3 】

まず、本実施形態のデータ記憶装置の構成について説明する。

## 【 0 0 1 4 】

図 1 は、本実施形態のデータ記憶装置 1 の構成の一例を示すブロック図である。図 1 に示すように、データ記憶装置 1 は、サーバや P C ( Personal Computer ) などのホスト装置 2 と外部バス 3 を介して接続されている。またデータ記憶装置 1 は、コントローラ 1 0 と複数のフラッシュメモリ 1 1 ( 記憶媒体の一例 ) とを備えており、コントローラ 1 0 と複数のフラッシュメモリ 1 1 とは、専用バス 1 2 を介して接続されている。また、ホスト装置 2 と複数のフラッシュメモリ 1 1 とは、外部バス 3、コントローラ 1 0 内部のデータバス 1 5、及び専用バス 1 2 を介して接続されている。なお、フラッシュメモリ 1 1 は、N A N D 型フラッシュメモリである。

10

## 【 0 0 1 5 】

コントローラ 1 0 は、ホスト装置 2 からの各種命令 ( コマンド ) を受け付けて、フラッシュメモリ 1 1 に対する各種データ処理を行う。そしてコントローラ 1 0 は、命令制御部 2 2 と、フラッシュメモリ制御部 2 4 と、転送制御部 2 6 と、転送メモリ 2 8 と、管理メモリ 3 0 と、主制御部 3 2 と、管理部 4 0 とを備える。

## 【 0 0 1 6 】

命令制御部 2 2 は、ホスト装置 2 と外部バス 3 を介して接続されており、ホスト装置 2 から送られてくる読出命令や書込命令などの各種命令を受け付けるとともに、その応答をホスト装置 2 に返却する。

20

## 【 0 0 1 7 】

フラッシュメモリ制御部 2 4 は、複数のフラッシュメモリ 1 1 と専用バス 1 2 を介して接続されており、命令制御部 2 2 により受け付けられた各種命令や後述の管理部 4 0 からの命令に応じてデータの読み出しや書き込みなどのデータ処理をフラッシュメモリ 1 1 に対して行う。

## 【 0 0 1 8 】

転送制御部 2 6 は、データバス 1 5 に接続されており、ホスト装置 2 及びフラッシュメモリ 1 1 間でのデータ転送を行う。具体的には、転送制御部 2 6 は、命令制御部 2 2 又はフラッシュメモリ制御部 2 4 からの指示を受け、データバス 1 5 に接続された転送メモリ 2 8 に蓄えられているデータを、ホスト装置 2 又はフラッシュメモリ 1 1 に転送する。なお、転送制御部 2 6 は、例えば、D M A C ( Direct Memory Access Controller ) などにより実現できる。

30

## 【 0 0 1 9 】

転送メモリ 2 8 は、転送制御部 2 6 によるデータ転送が行われるまで、転送用のデータを一時的に蓄える。具体的には、転送メモリ 2 8 は、ホスト装置 2 から書き込まれるデータやフラッシュメモリ 1 1 から読み出されるデータを一時的に蓄える。なお、転送メモリ 2 8 は、例えば、D R A M ( Dynamic Random Access Memory ) などの揮発性メモリにより実現できる。

## 【 0 0 2 0 】

なお、本実施形態では、転送メモリ 2 8 が、命令制御部 2 2 用のデータ及びフラッシュメモリ制御部 2 4 用のデータの両データを蓄えているが、命令制御部 2 2 用のデータを蓄えるデータ転送用メモリと、フラッシュメモリ制御部 2 4 用のデータを蓄えるデータ転送用メモリとを別々に備えるようにしてもよい。

40

## 【 0 0 2 1 】

管理メモリ 3 0 は、フラッシュメモリ 1 1 の使用状態を管理する管理情報を記憶するものであり、例えば、D R A M などの揮発性メモリにより実現できる。

## 【 0 0 2 2 】

図 2 は、本実施形態の管理メモリ 3 0 に記憶されるデータの構成例を示す図である。図 2 に示すように、管理メモリ 3 0 には、管理情報として、変換テーブル、アクティブブロックリスト、フリーブロックリスト、バッドブロックリスト、及び統計情報などの情報が

50

記憶されている。なお、情報が記憶されていない領域は未使用領域となっている。

【 0 0 2 3 】

変換テーブルは、フラッシュメモリ 1 1 上の領域の仮想的な位置を示す論理番地と、フラッシュメモリ 1 1 上の領域の物理的な位置を示す物理番地とを対応付けたテーブル（情報）である。アクティブブロックリストは、有効なデータを記憶しているフラッシュメモリ 1 1 のブロックを管理するためのリスト（情報）である。フリーブロックリストは、新たなデータを記憶可能なフラッシュメモリ 1 1 のブロックを管理するためのリスト（情報）である。バッドブロックリストは、使用不可能になったフラッシュメモリ 1 1 のブロックを管理するためのリスト（情報）である。統計情報は、ホスト装置 2 から送られてきた命令などの統計を示す情報である。

10

【 0 0 2 4 】

本実施形態では、管理情報を構成する各情報のサイズは増減するため、事前に各情報の最大サイズを見積っておき、情報毎に最大サイズ分の領域を管理メモリ 3 0 上に確保している。なお、管理情報のデータ形式はどのようなものでも構わない。

【 0 0 2 5 】

図 3 は、変換テーブルの一例を示す図である。図 3 に示す例では、物理番地は、フラッシュメモリ 1 1 のチップ番号、ブロック番号、及びページ番号から構成されている。なお、物理番地にまだデータが書き込まれていない場合、物理番地には、未書き込み状態であることを示すデータが格納される。

【 0 0 2 6 】

20

図 4 は、バッドブロックリストの一例を示す図である。図 4 に示す例では、チップ番号及びブロック番号を用いて、使用不可能になったフラッシュメモリ 1 1 のブロックを特定している。なお、アクティブブロックリスト及びフリーブロックリストの説明は省略するが、バッドブロックリストと同様に、チップ番号及びブロック番号を用いて、対象となるブロックを特定すればよい。

【 0 0 2 7 】

図 1 に戻り、主制御部 3 2 は、命令制御部 2 2、フラッシュメモリ制御部 2 4、及び転送制御部 2 6 の動作を制御するものであり、これらの制御部の動作を制御することにより、ホスト装置 2 及びフラッシュメモリ 1 1 間でのデータ転送を制御する。

【 0 0 2 8 】

30

また、主制御部 3 2 は、管理メモリ 3 0 に記憶されている管理情報を用いて、フラッシュメモリ 1 1 に記憶されているデータを管理する。具体的には、ホスト装置 2 から送られてくる命令の内容に応じて、管理情報を参照したり更新したりして、複数のフラッシュメモリ 1 1 に記憶されているデータを管理する。

【 0 0 2 9 】

また、主制御部 3 2 は、後述の管理部 4 0 に管理情報や管理情報の更新内容を示すログのフラッシュメモリ 1 1 への保存を指示したり、フラッシュメモリ 1 1 に保存された管理情報やログから管理情報を復元することを指示したりする。

【 0 0 3 0 】

管理部 4 0 は、管理メモリ 3 0 に記憶されている管理情報をフラッシュメモリ 1 1 へ保存したり、フラッシュメモリ 1 1 から管理メモリ 3 0 に管理情報を復元したりするものである。管理部 4 0 は、内部バスを介して管理メモリ 3 0 やフラッシュメモリ制御部 2 4 と接続され、また、データバス 1 5 を介してフラッシュメモリ 1 1 と接続されている。そして管理部 4 0 は、書込バッファ 4 2 と、読出バッファ 4 4 と、第 1 タイマ部 4 6 と、第 2 タイマ部 4 8 と、保存部 5 0 と、復元部 5 4 を備える。

40

【 0 0 3 1 】

書込バッファ 4 2 は、データバス 1 5 を介してフラッシュメモリ 1 1 と接続されており、フラッシュメモリ 1 1 へ保存する前にログを一時的に蓄える。書込バッファ 4 2 は、例えば、DRAM などの揮発性メモリにより実現できる。

【 0 0 3 2 】

50

読出バッファ 4 4 は、データバス 1 5 を介してフラッシュメモリ 1 1 と接続されており、フラッシュメモリ 1 1 から読み出したログを一時的に蓄える、読出バッファ 4 4 は、例えば、D R A M などの揮発性メモリにより実現できる。

【 0 0 3 3 】

第 1 タイマ部 4 6 は、書込バッファ 4 2 に記憶されている全てのログをフラッシュメモリ 1 1 に保存するログ保存処理用のタイマであり、後述の保存部 5 0 からの指示により時間を設定して動作を開始する。そして、第 1 タイマ部 4 6 は、保存部 5 0 により動作が停止されずに設定された時間が経過すると、設定された時間が経過したことを保存部 5 0 に通知することで、ログ保存処理の実行を指示する。

【 0 0 3 4 】

第 2 タイマ部 4 8 は、管理メモリ 3 0 に記憶されている管理情報をフラッシュメモリ 1 1 に保存する管理情報保存処理用のタイマであり、後述の保存部 5 0 からの指示により時間を設定して動作を開始する。そして、第 2 タイマ部 4 8 は、保存部 5 0 により動作が停止されずに設定された時間が経過すると、設定された時間が経過したことを保存部 5 0 に通知することで、管理情報保存処理の実行を指示する。

【 0 0 3 5 】

なお、第 1 タイマ部 4 6 及び第 2 タイマ部 4 8 の使い分けの方法は、これに限定されるものではない。また、第 1 タイマ部 4 6 及び第 2 タイマ部 4 8 を省略するようにしてもよい。

【 0 0 3 6 】

保存部 5 0 は、主制御部 3 2 と内部バスを介して接続されており、主制御部 3 2 からログ保存要求や管理情報保存要求を受け付け、ログや管理情報をフラッシュメモリ 1 1 へ保存するための命令（コマンド）をフラッシュメモリ制御部 2 4 に送信する。これにより、ログや管理情報がフラッシュメモリ 1 1 へ保存される。そして、保存部 5 0 は、ログ保存部 5 1 と、管理情報保存部 5 3 とを備える。

【 0 0 3 7 】

ログ保存部 5 1 は、主制御部 3 2 からログ保存要求を受け付けると、書込バッファ 4 2 にログを書き込む。このため、ログ保存部 5 1 は、書込バッファ 4 2 の全体サイズ、使用サイズ、及び空きサイズを管理しており、また、次にログを書き込む書込バッファ 4 2 上の位置をポインタ（以下、「書込バッファ 4 2 用のポインタ」と称する）で管理している。

【 0 0 3 8 】

また、ログ保存部 5 1 は、書込バッファ 4 2 に書き込まれたログが直ちにフラッシュメモリ 1 1 へ保存するログである場合や、第 1 タイマ部 4 6 からログ保存処理の実行が指示されると、書込バッファ 4 2 に書き込まれているログをフラッシュメモリ 1 1 上のログを保存する領域（以下、「ログ領域」と称する）に保存する。

【 0 0 3 9 】

このため、ログ保存部 5 1 は、ログ領域の物理的位置、全体サイズ、使用サイズ、及び空きサイズを管理しており、また、次にログを書き込むログ領域上の位置をポインタ（以下、「ログ領域用のポインタ」と称する）で管理している。具体的には、フラッシュメモリ 1 1 のような N A N D 型フラッシュメモリでは、最小書き込み単位はページであり、消去の単位はブロックであるため、ログ保存部 5 1 は、ログ領域に割り当てられたフラッシュメモリ 1 1 のブロックの物理的位置や全体サイズを管理する。また、ログ保存部 5 1 は、ログ領域に割り当てられたフラッシュメモリ 1 1 の書き込み可能な残りブロック数及びページ数からログ領域の空きサイズを管理する。

【 0 0 4 0 】

なお、ログ保存部 5 1 が保存するログには、フラッシュメモリ 1 1 にデータを書き込んだ際に作成される書き込みログや、ブロックがバッドブロック化した際に作成されるバッドブロックログなどがある。

【 0 0 4 1 】

10

20

30

40

50

書き込みログは、フラッシュメモリ 11 のどの領域にデータを書き込んだかを示すログであり、変換テーブルに対する更新内容を示す。図 5 は、書き込みログの一例を示す図である。図 5 に示すように、書き込みログは、書き込みログであることを示すログ種別と、対象ブロックのチップ番号及びブロック番号と、対象ブロックの各ページに書いたデータの論理番地とを含む。なお、書き込みログは、直ちにフラッシュメモリ 11 に保存する必要はないが、なるべく早い段階でフラッシュメモリ 11 に保存することが好ましい。

#### 【 0 0 4 2 】

バッドブロックは、ブロックの E R A S E の失敗、書き込みの失敗、又は読み出し時の誤り訂正の失敗などが原因で生じるものであり、N A N D 型のフラッシュメモリの場合、バッドブロックの発生はシステムの寿命を想定する上で重要な情報となる。図 6 は、バッドブロックログの一例を示す図である。バッドブロックログは、バッドブロックであることを示すログ種別と、対象ブロックのチップ番号及びブロック番号と、バッドブロック化した原因と、その付随情報とを含む。なお、バッドブロックログは、直ちにフラッシュメモリ 11 に保存することが好ましい。

#### 【 0 0 4 3 】

管理情報保存部 53 は、主制御部 32 から管理情報保存要求を受け付けたり、第 2 タイマ部 48 から管理情報保存処理の実行が指示されたりすると、管理メモリ 30 に記憶されている管理情報を複数の分割片に分割し、各分割片をフラッシュメモリ 11 上の管理情報を保存する領域（以下、「管理情報領域」と称する）に個別に保存する。

#### 【 0 0 4 4 】

このため、管理情報保存部 53 は、管理情報領域の物理的位置、全体サイズ、使用サイズ、及び空きサイズを管理しており、また、次に管理情報を書き込む管理情報領域上の位置をポインタ（以下、「管理情報領域用のポインタ」と称する）で管理している。具体的には、管理情報保存部 53 は、管理情報領域に割り当てられたフラッシュメモリ 11 のブロックの物理的位置や全体サイズを管理する。また、管理情報保存部 53 は、管理情報領域に割り当てられたフラッシュメモリ 11 の書き込み可能な残りブロック数及びページ数から管理情報領域の空きサイズを管理する。

#### 【 0 0 4 5 】

復元部 54 は、主制御部 32 と内部バスを介して接続されており、主制御部 32 から管理情報復元要求を受け付け、ログや管理情報をフラッシュメモリ 11 から読み出すための命令（コマンド）をフラッシュメモリ制御部 24 に送信する。そして、復元部 54 は、フラッシュメモリ 11 に保存された複数の分割片を管理情報として管理メモリ 30 に読み出すとともに、フラッシュメモリ 11 から読出バッファ 44 にログを読み出し、読み出したログに従って管理情報を更新し、更新後の管理情報を復元する。

#### 【 0 0 4 6 】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われるログ保存動作について説明する。

#### 【 0 0 4 7 】

図 7 は、本実施形態のデータ記憶装置 1 で行われるログ保存動作の手順の流れの一例を示すフローチャートである。

#### 【 0 0 4 8 】

まず、主制御部 32 により管理情報の更新などが行われると、ログ保存部 51 は、主制御部 32 からログ保存要求を受け付ける（ステップ S 100）。なお、ログ保存要求には、少なくとも、管理情報の更新内容を示すログ、ログのサイズ、及びフラッシュメモリ 11 に直ちに保存するか否かを判別する判別情報が含まれる。

#### 【 0 0 4 9 】

続いて、第 1 タイマ部 46 は、ログ保存部 51 からの指示を受け、ログ保存処理用タイマを停止する（ステップ S 102）。これにより、ログ保存動作中に、第 1 タイマ部 46 からログ保存部 51 にログ保存処理が指示されることを防止する。

#### 【 0 0 5 0 】

続いて、ログ保存部 51 は、ログ保存要求からログを抽出して加工し、加工したログを

10

20

30

40

50



書込バッファ42用のポインタが示す位置から書き込む(ステップS104)。例えば、ログ保存部51は、ログ保存要求から抽出したログにサイズ調整用のデータを付加することにより、ページと同一サイズとなるログに加工したり、ブロックと同一サイズとなるログに加工したりする。

【0051】

続いて、ログ保存部51は、ログ保存要求に含まれる判別情報を用いて、書込バッファ42に書き込まれたログがフラッシュメモリ11に直ちに保存するログであるか否かを判別する(ステップS106)。

【0052】

書込バッファ42に書き込まれたログが直ちに保存するログでない場合(ステップS106でNo)、ログ保存部51は、書込バッファ42の空きサイズが第1閾値よりも小さいか否かを判定する(ステップS108)。第1閾値には、例えば、書込バッファ42に書き込まれるログの最大サイズを設定できる。これにより、書込バッファ42にログを書き込む前に空きサイズを確認する必要がなくなる。

【0053】

書込バッファ42に書き込まれたログが直ちに保存するログである場合(ステップS106でYes)、又は書込バッファ42の空きサイズが第1閾値よりも小さい場合(ステップS108でYes)、ログ保存部51は、書込バッファ42に書き込まれている全てのログをフラッシュメモリ11のログ領域に保存するログ保存処理を行う(ステップS110)。なお、ログ保存処理の詳細については後述する。

【0054】

続いて、ログ保存部51は、ログ保存処理が終了すると、書込バッファ42に書き込まれている全てのログをクリアする(ステップS112)。なお本実施形態のように、書込バッファ42をDRAMなどの揮発性のメモリで実現している場合には、ステップS112の処理を省略してもよい。

【0055】

続いて、ログ保存部51は、書込バッファ42用のポインタが示す位置を初期化する(ステップS114)。本実施形態では、書込バッファ42を先頭から使用しているため、ログ保存部51は、書込バッファ42用のポインタが示す位置を書込バッファ42の先頭位置に戻す。

【0056】

続いて、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11のログ領域の空きサイズが第2閾値よりも小さいか否かを判定する(ステップS116)。本実施形態では、ログ領域に一度に書き込まれるログの最大サイズは、書込バッファ42のサイズ分のログとなっているため、第2閾値には、例えば、書込バッファ42のサイズを設定できる。

【0057】

続いて、ログ領域の空きサイズが第2閾値よりも小さい場合(ステップS116でYes)、ログ保存部51は、管理情報保存処理を強制的に行う(ステップS118)。管理情報保存処理の詳細については後述するが、管理情報保存処理により、ログ領域に保存されている不要なログが開放されるため、ログ領域の空きサイズを増やすことができる。一方、ログ領域の空きサイズが第2閾値よりも大きい場合(ステップS116でNo)、ログ保存部51は、ステップS118の管理情報保存処理を行わない。

【0058】

続いて、第1タイマ部46は、ログ保存部51からの指示を受け、ログ保存処理用タイマの時間を再設定して、起動する(ステップS120)。

【0059】

なお、ステップS108において、書込バッファ42の空きサイズが第1閾値よりも大きい場合(ステップS108でNo)、ログ保存部51は、書込バッファ42用のポインタが示す位置を、書込バッファ42に書き込んだログのサイズ分進めて、次の書き込み位置に更新する(ステップS122)。そして、ログ保存部51は、書込バッファ42の使

10

20

30

40

50

用サイズ及び空きサイズの更新などを行い、処理を終了する。

【 0 0 6 0 】

なお、ログ保存処理用タイマに設定された時間が経過して、第1タイマ部46からログ保存部51にログ保存処理が指示された場合、ログ保存部51は、ステップS110のログ保存処理以降の処理を順次行う。同様に、主制御部32によりデータ記憶装置1の電源が切れることが検知され、主制御部32からログ保存部51にログ保存処理が指示された場合、ログ保存部51は、ステップS110のログ保存処理以降の処理を順次行う。

【 0 0 6 1 】

図8は、図7のステップS110に示すログ保存処理の手順の流れの一例を示すフローチャートである。

10

【 0 0 6 2 】

まず、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11へのログの書き込みが初めてか否かを判定する(ステップS200)。例えば、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11のログ領域用のポインタがログ領域上のいずれかの位置を示していれば初めてのログの書き込みでないとして判定し、ログ領域用のポインタがログ領域上の位置を示していなければ初めてのログの書き込みと判定する。

【 0 0 6 3 】

初めてのログの書き込みでない場合(ステップS200でNo)、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11へ書き込むログの残りサイズが0か否かを判定する(ステップS202)。

20

【 0 0 6 4 】

ログの残りサイズが0でない場合(ステップS202でNo)、ログ保存部51は、ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズよりも小さいか否かを判定する(ステップS204)。フラッシュメモリ11のようなNAND型フラッシュメモリでは、新たなブロックにデータを書き込む場合、当該ブロックのERASE処理が必要となる。このため本実施形態では、ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズよりも小さいか否かを判定することにより、新たなブロックのERASE処理が必要か否かを判別している。

【 0 0 6 5 】

ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズよりも大きい場合(ステップS204でNo)、続いてログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置からブロックの空きサイズ分のログを書き込む(ステップS206)。

30

【 0 0 6 6 】

続いて、ログ保存部51は、次に使用するブロックをERASEする(ステップS208)。これにより、ERASEしたブロックへのログの書き込みが可能となる。

【 0 0 6 7 】

続いて、ログ保存部51は、ERASEしたブロックの先頭位置に、前ブロックのブロック番号、即ち、ステップS206でログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込む(ステップS210)。なお、このブロック番号は、管理情報の復元時に使用される。

40

【 0 0 6 8 】

続いて、ログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置を、次の書き込み位置に更新し(ステップS212)、ステップS202に戻る。通常、ブロック番号のサイズはページのサイズよりも小さくなるため、ログ保存部51は、例えば、ログ領域用のポインタが示す位置を、ブロック番号を書き込んだページの次のページを示す位置に更新する。

【 0 0 6 9 】

なお、ステップS200において、初めてのログの書き込みである場合(ステップS200でYes)、ログ保存部51は、ステップS208に進み、次に使用するブロック(最初に使用するブロック)をERASEする。この場合、ステップS210では、ログ保存部51は、ERASEしたブロックの先頭位置に、有効でないブロックのブロック番号を書き込む。これにより、最初のログが保存されているブロックを判別することができる

50

。なお、最初のログが保存されているブロックを判別することができれば、E R A S E したブロックの先頭位置に書き込む情報はどのような情報であってもよい。

【 0 0 7 0 】

また、ステップ S 2 0 2 において、ログの残りサイズが 0 の場合（ステップ S 2 0 2 で Y e s ）、フラッシュメモリ 1 1 へのログの書き込みが完了しているため、ログ保存部 5 1 は、最新のログを保存したブロックを識別するブロック識別情報をフラッシュメモリ 1 1 に保存し（ステップ S 2 1 8 ）、ログ保存処理を終了する。

【 0 0 7 1 】

また、ステップ S 2 0 4 において、ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズよりも小さい場合（ステップ S 2 0 4 で Y e s ）、ログ保存部 5 1 は、ログ領域用のポインタが示す位置からログを書き込む（ステップ S 2 1 4 ）。そして、ログ保存部 5 1 は、ログ領域用のポインタが示す位置を、ログ領域に書き込んだログのサイズ分進めて、次の書き込み位置に更新し（ステップ S 2 1 6 ）、最新のログを保存したブロックを識別するブロック識別情報をフラッシュメモリ 1 1 に保存し（ステップ S 2 1 8 ）、ログ保存処理を終了する。

【 0 0 7 2 】

このように本実施形態では、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域へログを保存する際に、ログを書き込んだブロックに次に使用するブロックのブロック番号を書き込むのではなく、次に使用する E R A S E に成功したブロックに前回ログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込む。これにより、次に使用するブロックの E R A S E に失敗した場合の対処が容易になる。

【 0 0 7 3 】

フラッシュメモリ 1 1 のような N A N D 型フラッシュメモリでは、通常、E R A S E に失敗したブロックは、バッドブロックに設定される。このため、E R A S E 処理に失敗した場合には、別のブロックを E R A S E して使用する。

【 0 0 7 4 】

しかしながら、次に使用するブロックを E R A S E する前に、ログを書き込んだブロックに次に使用するブロックのブロック番号を書き込んでしまうと、E R A S E に失敗した場合、ログを書き込んだブロックには E R A S E に失敗したブロックのブロック番号が登録されてしまうことになる。

【 0 0 7 5 】

N A N D 型フラッシュメモリでは、既書き込まれたデータを書き換えるためには、当該データを書き込んだブロックの E R A S E 処理が必要となるため、次に使用するブロックのブロック番号のみを書き換えることは容易ではない。

【 0 0 7 6 】

これに対し、本実施形態では、次に使用するブロックの E R A S E に失敗した場合であっても、別のブロックを E R A S E して前回ログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込めばよいから、上記のような問題は生じず、E R A S E に失敗した場合であっても容易に対処できる。

【 0 0 7 7 】

また、ログを書き込んだブロックに次に使用するブロックのブロック番号を書き込む場合、通常、ログを書き込んだブロックの末尾に次に使用するブロックのブロック番号を書き込む。この際、ブロック番号の書き込みに失敗してしまうと、ログを書き込んだブロックには書き込み可能な領域は残っていないため、ログを書き込んだブロックに次に使用するブロックのブロック番号を書き込むことができない。この場合、ログを書き込んだブロックに書き込み済みのログとともに次に使用するブロックのブロック番号を、新たなブロックに書き込まなければならない。更に、ログを書き込んだブロックのブロック番号が書き込まれているブロックでは、このブロック番号を新たなブロックのブロック番号に書き換える必要があるが、上述したように容易ではない。

【 0 0 7 8 】

これに対し、本実施形態では、E R A S Eに成功したブロックの先頭に前回ログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込むため、ブロック番号の書き込みに失敗した場合であっても、E R A S Eに成功した別のブロックの先頭に前回ログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込めば足りる。特に、E R A S Eに成功した別のブロックの先頭にブロック番号を書き込むだけなので、エラーからの復帰にかかる時間を抑制できる。

【 0 0 7 9 】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われるログ保存動作の具体例について説明する。

【 0 0 8 0 】

図9は、書込バッファ42の状態の一例を示す模式図である。図9に示す例では、書込バッファ42には、先頭位置から順にログ9とログ10が書き込まれている。なお、ログ9及びログ10は、フラッシュメモリ11に直ちに保存する必要のないログである。また、書込バッファ42用のポインタは、次の書き込み位置を示している。

10

【 0 0 8 1 】

図10は、フラッシュメモリ11のログ領域の状態の一例を示す模式図である。図10に示す例では、ブロック1にログ1～ログ3が書き込まれ、ブロック2にログ4～ログ7が書き込まれ、ブロック3にログ8が書き込まれている。なお、ブロック4はまだ使用されていない。また、ブロック1、ブロック2、ブロック3には、それぞれブロックXX、ブロック1、ブロック2が前ブロックのブロック番号として書き込まれている。なお、ブロックXXは、有効でないブロックのブロック番号であり、これにより、ブロック1に保存されたログ1が最初のログであることを判別できる。また、ログ領域用のポインタは、次の書き込み位置を示している。

20

【 0 0 8 2 】

以下では、図9及び図10に示す状態において、主制御部32からログ保存要求が送信された場合のログ保存動作について、図7及び図8のフローチャートを参照しながら説明する。

【 0 0 8 3 】

まず、ログ保存部51は、主制御部32からログ保存要求を受け付け、第1タイマ部46は、ログ保存処理用タイマを停止する(図7のステップS100、S102)。ここでは、ログ保存要求に含まれる判別情報は、フラッシュメモリ11に直ちに保存することを示しているものとする。

30

【 0 0 8 4 】

続いて、ログ保存部51は、ログ保存要求からログを抽出して加工し、加工したログ11を図9に示す書込バッファ42用のポインタが示す位置から書き込む(図7のステップS104)。ログ11書き込み後の書込バッファ42の状態は、図11に示す通りである。

【 0 0 8 5 】

続いて、ログ保存部51は、書込バッファ42に書き込まれたログ11はフラッシュメモリ11に直ちに保存するログであると判定し、書込バッファ42に書き込まれているログ9～ログ11をフラッシュメモリ11のログ領域に保存するログ保存処理を行う(図7のステップS106でYes、ステップS110)。

40

【 0 0 8 6 】

続いて、ログ保存部51は、図10に示すように、フラッシュメモリ11のログ領域用のポインタがログ領域上の位置を示しているため、初めてのログの書き込みでないと判定する(図8のステップS200でNo)。

【 0 0 8 7 】

続いて、ログ保存部51は、図10に示すように、ログ9～ログ11はフラッシュメモリ11のログ領域にまだ書き込まれていないため、ログの残りサイズが0でないと判定する(図8のステップS202でNo)。

【 0 0 8 8 】

50

続いて、ログ保存部 5 1 は、ログ 9 ~ ログ 1 1 の合計サイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロック 3 ( 図 1 0 参照 ) の空きサイズよりも小さいか否かを判定する ( 図 8 のステップ S 2 0 4 ) 。ここでは、ログ 9 ~ ログ 1 1 の合計サイズが、図 1 0 に示すブロック 3 の空きサイズよりも大きいものとし、ログ保存部 5 1 は、ログ 9 ~ ログ 1 1 のサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロック 3 の空きサイズよりも大きいと判定するものとする ( 図 8 のステップ S 2 0 4 で N o ) 。

【 0 0 8 9 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、図 1 0 に示すログ領域用のポインタが示す位置からブロック 3 の空きサイズ分のログを書き込む ( 図 8 のステップ S 2 0 6 ) 。ここでは、ログ保存部 5 1 は、ログ 9 とログ 1 0 の一部とを書き込むものとする。

10

【 0 0 9 0 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、図 1 0 に示すブロック 4 を次に使用するブロックに決定して E R A S E し、ブロック 4 の先頭位置にブロック 3 のブロック番号を書き込む ( 図 8 のステップ S 2 0 8 、 S 2 1 0 ) 。

【 0 0 9 1 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、ログ領域用のポインタが示す位置を、ブロック 3 のブロック番号を書き込んだページの次のページを示す位置に更新して ( 図 8 のステップ S 2 1 2 ) 、図 8 のステップ S 2 0 2 に戻る。

【 0 0 9 2 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域にログ 1 0 の残り と ログ 1 1 がまだ書き込まれていないため、ログの残りサイズが 0 でないと判定する ( 図 8 のステップ S 2 0 2 で N o ) 。

20

【 0 0 9 3 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、ログ 1 0 の残り と ログ 1 1 の合計サイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロック 4 の空きサイズよりも小さいか否かを判定する ( 図 8 のステップ S 2 0 4 ) 。ここでは、ログ 1 0 の残り と ログ 1 1 の合計サイズが、ブロック 4 の空きサイズよりも小さいものとし、ログ保存部 5 1 は、ログ 1 0 の残り と ログ 1 1 の合計サイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロック 4 の空きサイズよりも小さいと判定するものとする ( 図 8 のステップ S 2 0 4 で Y e s ) 。

【 0 0 9 4 】

30

続いて、ログ保存部 5 1 は、ログ領域用のポインタが示す位置からログ 1 0 の残り と ログ 1 1 を書き込み、ログ領域用のポインタが示す位置をログ 1 0 の残り と ログ 1 1 の合計サイズ分進めて、次の書き込み位置に更新し ( 図 8 のステップ S 2 1 4 、 S 2 1 6 ) 、ログ保存処理を終了する。図 1 2 は、ログ保存処理終了後のログ領域の状態の一例を示す模式図である。

【 0 0 9 5 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、ログ保存処理が終了すると、書込バッファ 4 2 に書き込まれているログ 9 ~ ログ 1 1 をクリアし、書込バッファ 4 2 用のポインタが示す位置を書込バッファ 4 2 の先頭位置に戻す ( 図 7 のステップ S 1 1 2 、 S 1 1 4 ) 。

【 0 0 9 6 】

40

図 1 3 は、初期化後の書込バッファ 4 2 の状態の一例を示す模式図である。点線で示されたログ 9 ~ ログ 1 1 はクリアされていることを示す。また、書込バッファ 4 2 用のポインタは、次の書き込み位置として、書込バッファ 4 2 の先頭位置を示している。

【 0 0 9 7 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域の空きサイズが第 2 閾値よりも小さいか否かを判定する ( ステップ S 1 1 6 ) 。ここでは、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域の空きサイズが、第 2 閾値、即ち書込バッファ 4 2 のサイズよりも大きいものとし、ログ保存部 5 1 は、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域の空きサイズが第 2 閾値よりも大きいと判定するものとする ( 図 7 のステップ S 1 1 6 で N o ) 。

【 0 0 9 8 】

50

続いて、第1タイマ部46は、ログ保存部51からの指示を受け、ログ保存処理用タイマの時間を再設定して、起動する(図7のステップS120)。

【0099】

本実施形態では、このような処理をして、管理情報の更新内容を示すログをフラッシュメモリ11へ保存する。特に本実施形態では、ログ保存要求が行われたログ9、ログ10、ログ11の順にフラッシュメモリ11へログを保存しているため、管理情報の復元時に正しく整合性の取れた状態で管理情報を復元することができる。

【0100】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われる管理情報保存処理について説明する。

【0101】

図14は、本実施形態のデータ記憶装置1で行われる管理情報保存処理の手順の流れの一例を示すフローチャートである。なお、管理情報保存処理は、主制御部32から管理情報保存要求された場合、管理情報保存処理用タイマに設定された時間が経過して、第2タイマ部48から管理情報保存処理が指示された場合、及びログ保存動作中にフラッシュメモリ11のログ領域の空きサイズが第2閾値よりも小さいとログ保存部51に判定された場合(図7のステップS116でYes、ステップS118)に行われる。

【0102】

まず、第2タイマ部48は、管理情報保存部53からの指示を受け、管理情報保存処理用タイマを停止する(ステップS300)。

【0103】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報を確定する(ステップS302)。具体的には、管理情報保存部53は、管理メモリ30上での管理情報の先頭位置及びサイズから管理情報を確定する。なお、主制御部32からの管理情報保存要求に管理メモリ30上での管理情報の先頭位置及びサイズを含める場合には、管理情報保存部53は、これらの情報を用いて管理情報を確定する。

【0104】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報の分割数を決定する(ステップS304)。具体的には、管理情報保存部53は、管理情報の分割片のサイズを決定し、管理情報のサイズを分割片のサイズで除算することにより、管理情報の分割数を決定する。なお、管理情報保存部53は、フラッシュメモリ11に管理情報を効率的に保存するため、管理情報の分割片のサイズをフラッシュメモリ11のブロックのサイズの整数倍の値などに決定する。

【0105】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報の保存に使用する全てのブロックをERASEする(ステップS306)。なお、ブロックのERASEに失敗した場合には、管理情報保存部53は、代替のブロックを用意してERASEする。この際、ログ保存部51は、必要であれば、そのログを作成する。つまり、管理情報保存部53は、管理情報をフラッシュメモリ11に保存する前に、ERASE済みのブロックを管理情報の保存に必要な数用意する。但し、管理情報をブロックへ書き込む際にエラーが生じ、当該ブロックがバッドブロック化する可能性もあるので、管理情報保存部53は、管理情報の保存に使用するブロック数よりも多めにブロックを用意してERASEすることが好ましい。

【0106】

続いて、ログ保存部51は、管理情報の保存を開始することを示す保存開始ログを作成し、作成した保存開始ログをフラッシュメモリ11のログ領域に保存する(ステップS308)。なお、保存開始ログは、保存開始ログであることを示すログ種別と、どの管理情報の保存開始ログであることを示す管理情報識別子と、を含むログである。また、フラッシュメモリ11のログ領域に保存開始ログが書き込まれた後でなければ、管理情報保存部53は、管理情報の保存を開始できないため、ログ保存部51は、保存開始ログをフラッシュメモリ11のログ領域に直ちに書き込む。つまり、保存開始ログは、フラッシュメモリ11に直ちに保存するログとして扱われ、ログ保存部51は、ステップS110のログ保

10

20

30

40

50

存処理以降の処理を順次行う。

【0107】

続いて、管理情報保存部53は、ログ保存部51により保存開始ログがフラッシュメモリ11のログ領域に保存されたことを確認すると、管理情報の分割片をカウントするカウンタNを1に設定し、管理メモリ30上の位置を示すアドレスAを管理情報の先頭位置に設定し、管理情報の分割片のサイズを示す変数Mに分割片のサイズを設定する（ステップS310）。

【0108】

続いて、管理情報保存部53は、フラッシュメモリ11の管理情報領域用のポインタが示す位置から、管理メモリ30上のアドレスAからサイズM分の管理情報、即ち管理情報の分割片を書き込む（ステップS312）。なお、管理情報領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズが小さい場合、ステップS306でERASEしたブロックを取得し、取得したブロックの先頭位置に管理情報領域用のポインタが示す位置を更新してから、管理情報の分割片を書き込むようにしてもよい。フラッシュメモリ11のようなNAND型フラッシュメモリでは、ブロックの途中からデータを書き込む場合、ページ単位の書き込みになるが、ブロックの先頭からであれば、ブロック単位での書き込みができ、書き込み時間を短縮できるためである。

10

【0109】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報領域への分割片の書き込みが終了したことを確認すると、カウンタNの値が管理情報の分割数以上であるか否かを判定し、全ての分割片の書き込みが終了したか否かを確認する（ステップS314）。

20

【0110】

カウンタNの値が管理情報の分割数未満であり、未書き込みの分割片が残っている場合（ステップS314でNo）、カウンタNをインクリメントし、アドレスAを分割片のサイズM分進める（ステップS316）。

【0111】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報領域用のポインタが示す位置を、サイズM分進めて、次の書き込み位置に更新する（ステップS318）。なお、ステップS312での分割片の書き込みによりブロックに空きサイズがなくなった場合には、ステップS306でERASEしたブロックを取得し、取得したブロックの先頭位置に管理情報領域用のポインタが示す位置を更新する。

30

【0112】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報保存処理が強制的に行われたか否かを確認する（ステップS320）。例えば、ログ保存動作中にフラッシュメモリ11のログ領域の空きサイズが第2閾値よりも小さいとログ保存部51に判定された場合（図7のステップS116でYes、ステップS118）、管理情報保存処理は強制的に行われる。

【0113】

管理情報保存処理が強制的に行われていない場合（ステップS320でNo）、第2タイマ部48は、管理情報保存部53からの指示を受け、管理情報保存処理用タイマの時間を再設定して、起動する（ステップS322）。なお、管理情報保存部53は、管理情報の保存に必要とする時間、管理情報の保存中にホスト装置2からデータ記憶装置1へのアクセスが行われる頻度、ログ領域のサイズなどを考慮して、管理情報保存処理用タイマに再設定する時間を第2タイマ部48に指示する。管理情報保存処理用タイマに再設定する時間は、管理情報の分割片を保存する毎、又は管理情報の保存毎に設定できるようにすることが好ましい。

40

【0114】

続いて、管理情報保存部53は、管理情報保存処理用タイマに設定された時間が経過して、第2タイマ部48から管理情報保存部53に管理情報保存処理の再開が指示されるまで待機し（ステップS324）、ステップS312に戻る。

【0115】

50

一方、ステップS320において、管理情報保存処理が強制的に行われていた場合（ステップS320でYes）、ステップS322～S324の処理を行わずに、ステップS312に戻る。

【0116】

ステップS314において、カウンタNの値が管理情報の分割数以上であり、全ての分割片の書き込みが終了した場合（ステップS314でYes）、ログ保存部51は、管理情報の保存を終了したことを示すとともに管理情報保存領域上における複数の分割片それぞれの位置を特定する保存終了ログを作成し、作成した保存終了ログをフラッシュメモリ11のログ領域に保存する（ステップS326）。

【0117】

図15は、保存終了ログの一例を示す図である。図15に示すように、保存終了ログは、保存終了ログであることを示すログ種別と、どの管理情報の保存終了ログであることを示す管理情報識別子と、管理情報の分割数と、管理情報の各分割片のサイズと、各分割片を保存したフラッシュメモリ11の管理情報領域上の位置と、を含むログである。なお、管理情報識別子は、保存開始ログの管理情報識別子と同一である。また、フラッシュメモリ11のログ領域に保存終了ログが書き込まれた後でなければ、管理情報保存部53は、管理情報の保存を終了できないため、ログ保存部51は、保存終了ログをフラッシュメモリ11のログ領域に直ちに書き込む。つまり、保存終了ログは、フラッシュメモリ11に直ちに保存するログとして扱われ、ログ保存部51は、ステップS110のログ保存処理以降の処理を順次行う。

【0118】

図14に戻り、続いて、管理情報保存部53は、ログ保存部51により保存終了ログがフラッシュメモリ11のログ領域に保存されたことを確認すると、管理情報領域用のポインタが示す位置を、サイズM分進めて、次の書き込み位置に更新する（ステップS328）。なお、ステップS306でERASEしたブロックが余っている場合には、ERASEしたブロックを取得し、取得したブロックの先頭位置に管理情報領域用のポインタが示す位置を更新してもよい。

【0119】

続いて、管理情報保存部53は、最新の管理情報を識別する識別情報の値を保存終了ログに含まれる管理情報識別子の値に更新する（ステップS330）。これにより、識別情報を参照すれば、いつでも最新の管理情報を取得することができる。

【0120】

続いて、管理情報保存部53は、今回の管理情報保存処理により不要となった管理情報、ログを、それぞれ管理情報領域、ログ領域から開放して再利用可能な状態にする開放処理を行う（ステップS332）。なお、開放処理の詳細については後述する。

【0121】

続いて、第2タイマ部48は、管理情報保存部53からの指示を受け、管理情報保存処理用タイマの時間を再設定して、起動する（ステップS334）。なお、管理情報保存処理用タイマに再設定する時間は、管理情報の保存毎、又は随時設定できるようにすることが好ましい。

【0122】

このように本実施形態では、管理情報保存部53は、管理情報の分割片を保存する毎に分割片の保存を一定時間待機するため、主制御部32は、分割片の保存の合間にホスト装置2から受け付けた命令を処理することができる。

【0123】

なお、管理情報保存処理が強制的に行われた場合には、ログ領域用の空きサイズが少ないため、管理情報保存部53は待機せずに全ての分割片を保存する。これにより、ログ領域の空きサイズが足りなくなり、ログが保存できなくなることを防止するとともに、早期にログ領域の不要なログを開放することができる。

【0124】

10

20

30

40

50



図16は、図14のステップS332に示す開放処理の手順の流れの一例を示すフローチャートである。

【0125】

まず、ログ保存部51は、最新の管理情報の保存開始ログの書込開始位置Uを、フラッシュメモリ11のログ領域から探索する(ステップS400)。なお、書込開始位置Uは、図14のステップS308で保存開始ログを書き込んだログ領域の位置であるため、予め覚えていても良い。

【0126】

続いて、ログ保存部51は、書込開始位置Uから遡り、前回の管理情報の保存終了ログの書込開始位置Vを探索する(ステップS402)。具体的には、ログ保存部51は、前回の管理情報の保存終了ログの管理情報識別子を探索することで、書込開始位置Vを探索する。例えば、管理情報識別子に単調増加整数を使用している場合であれば、最新の管理情報を識別する識別情報の値をデクリメントした値の管理情報識別子を探索すればよい。なお、ログ領域に使用しているブロックには、前回のブロックのブロック番号が書き込まれているため、ログ保存部51は、このブロック番号を利用することで順番に古いブロックを遡ることができる。

10

【0127】

続いて、ログ保存部51は、書込開始位置Vから遡り、前回の管理情報の保存開始ログの書込開始位置Wを探索する(ステップS404)。具体的には、ログ保存部51は、前回の管理情報の保存開始ログの管理情報識別子を探索することで、書込開始位置Wを探索する。例えば、管理情報識別子に単調増加整数を使用している場合であれば、最新の管理情報を識別する識別情報の値をデクリメントした値の管理情報識別子を探索すればよい。

20

【0128】

続いて、ログ保存部51は、書込開始位置Vに書き込まれている前回の管理情報の保存終了ログから、前回の管理情報の分割数と、前回の管理情報の各分割片のサイズと、各分割片を保存した管理情報領域上の位置とを取得する(ステップS406)。

【0129】

続いて、管理情報保存部53は、ログ保存部51により取得された前回の管理情報の分割数、前回の管理情報の各分割片のサイズ、及び各分割片を保存した管理情報領域上の位置を参照して、管理情報領域から前回の管理情報を開放する(ステップS408)。これにより、前回の管理情報が書き込まれていた領域を、再利用可能な状態にすることができる。なお、前回の管理情報の分割片のサイズがブロックのサイズの整数倍であれば、ブロック単位で管理情報領域の再利用が可能となり、効率が良い。

30

【0130】

続いて、ログ保存部51は、書込開始位置Wから書込開始位置Uまでに書き込まれているログをログ領域から開放する(ステップS410)。これにより、書込開始位置Wから書込開始位置Uまでの領域を、再利用可能な状態にすることができる。なお、開放するログ領域のサイズがブロックのサイズの整数倍であれば、ブロック単位で管理情報領域の再利用が可能となり、効率が良い。

【0131】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われる管理情報保存処理の具体例について説明する。

40

【0132】

図17は、フラッシュメモリ11のログ領域の状態の一例を示す模式図である。図17に示す例では、位置Laには管理情報Aの保存開始ログが書き込まれ、位置Lb~Ldにはログ21~ログ23が書き込まれ、位置Leには管理情報Aの保存終了ログが書き込まれ、位置Lf~Ljにはログ24~ログ28が書き込まれている。また、ログ領域用のポインタは、次の書き込み位置Lkを示している。なお、図17に示す例では、説明を簡略化するためブロックやページという単位を省略してログ領域を示している。

【0133】

50

図 1 8 は、フラッシュメモリ 1 1 の管理情報領域の状態の一例を示す模式図である。図 1 8 に示す例では、位置 S a ~ S d には管理情報 A の分割片 1 ~ 4 が書き込まれている。また、管理情報領域用のポインタは、次の書き込み位置 S e を示している。なお、図 1 8 に示す例においても、説明を簡略化するためブロックやページという単位を省略して管理情報領域を示している。

【 0 1 3 4 】

図 1 9 は、書込バッファ 4 2 の状態の一例を示す模式図である。図 1 9 に示す例では、書込バッファ 4 2 には、先頭位置にログ 2 9 が書き込まれている。なお、ログ 2 9 は、フラッシュメモリ 1 1 に直ちに保存する必要のないログである。また、書込バッファ 4 2 用のポインタは、次の書き込み位置を示している。

【 0 1 3 5 】

以下では、図 1 7 ~ 図 1 9 に示す状態での管理情報保存処理について、図 1 4 及び図 1 6 のフローチャートを参照しながら説明する。

【 0 1 3 6 】

まず、第 2 タイマ部 4 8 は、管理情報保存部 5 3 からの指示を受け、管理情報保存処理用タイマを停止し、管理情報保存部 5 3 は、管理情報を確定し、分割数を決定する（図 1 4 のステップ S 3 0 0 ~ S 3 0 4 ）。ここでは、管理情報保存部 5 3 は、管理情報 B を 4 つに分割するものとする。

【 0 1 3 7 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、管理情報 B の保存に使用する全てのブロックを E R A S E し、ログ保存部 5 1 は、管理情報 B の保存開始ログを作成し、作成した保存開始ログをフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存する（図 1 4 のステップ S 3 0 6、S 3 0 8 ）。ここで、保存開始ログは、フラッシュメモリ 1 1 に直ちに保存するログである。このため、ログ保存部 5 1 は、図 1 9 に示す書込バッファ 4 2 用のポインタが示す位置から保存開始ログを書き込むと、図 2 0 に示すように、書込バッファ 4 2 に書き込まれているログ 2 9 及び管理情報 B の保存開始ログを直ちにフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存する。なお、図 2 0 は、図 1 7 ~ 図 1 9 に示す状態での管理情報保存処理におけるログ及び管理情報の保存順序を時系列で示す図である。

【 0 1 3 8 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、ログ保存部 5 1 により管理情報 B の保存開始ログがフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存されたことを確認すると、管理情報 B の分割片をカウントするカウンタ N を 1 に設定し、管理メモリ 3 0 上の位置を示すアドレス A を管理情報 B の先頭位置に設定し、管理情報 B の分割片のサイズを示す変数 M に分割片のサイズを設定する（図 1 4 のステップ S 3 1 0 ）。

【 0 1 3 9 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、図 2 0 に示すように、管理メモリ 3 0 上のアドレス A からサイズ M 分の管理情報、即ち管理情報 B の分割片 1 を、図 1 8 に示すフラッシュメモリ 1 1 の管理情報領域用のポインタが示す位置 S e から書き込む（図 1 4 のステップ S 3 1 2 ）。

【 0 1 4 0 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、管理情報領域への管理情報 B の分割片 1 の書き込みが終了したことを確認すると、カウンタ N の値が管理情報 B の分割数以上であるか否かを判定し、全ての分割片の書き込みが終了したか否かを確認する（図 1 4 のステップ S 3 1 4 ）。 今回の管理情報保存処理では、管理情報 B を 4 分割しているため、管理情報保存部 5 3 は、ステップ S 3 1 2 において管理情報領域に分割片を 4 回書き込むまで、図 1 4 のステップ S 3 1 2 ~ ステップ S 3 2 4 の処理を繰り返す。

【 0 1 4 1 】

カウンタ N の値が管理情報の分割数未満であり、未書き込みの分割片が残っている場合、管理情報保存部 5 3 は、カウンタ N をインクリメントし、アドレス A を分割片のサイズ M 分進める（図 1 4 のステップ S 3 1 4 で N o、ステップ S 3 1 6 ）。

10

20

30

40

50

## 【 0 1 4 2 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、管理情報領域用のポインタが示す位置を、サイズ M 分進めて、次の書き込み位置に更新する（図 1 4 のステップ S 3 1 8）。

## 【 0 1 4 3 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、管理情報保存処理が強制的に行われたか否かを確認する（図 1 4 のステップ S 3 2 0）。なお、今回の管理情報保存処理は、強制的に行われるものではないものとする。

## 【 0 1 4 4 】

続いて、管理情報保存処理が強制的に行われていないため、第 2 タイマ部 4 8 は、管理情報保存部 5 3 からの指示を受け、管理情報保存処理用タイマの時間を再設定して、起動する（図 1 4 のステップ S 3 2 0 で N o、S 3 2 2）。

10

## 【 0 1 4 5 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、管理情報保存処理用タイマに設定された時間が経過して、第 2 タイマ部 4 8 から管理情報保存部 5 3 に管理情報保存処理の再開が指示されるまで待機し（図 1 4 のステップ S 3 2 4）、ステップ S 3 1 2 に戻る。なお、管理情報保存部 5 3 が管理情報 B を管理情報領域に保存している間に、主制御部 3 2 がホスト装置 2 から命令を受け付けた場合には、主制御部 3 2 は、管理情報保存部 5 3 の待機中、即ち、分割片の保存の合間に命令に従ってフラッシュメモリ 1 1 に対するデータ処理を行う。そして、主制御部 3 2 は、管理メモリ 3 0 上の管理情報をデータ処理の内容に応じて更新するとともに、管理情報の更新内容を示すログを作成する。そして、ログ保存部 5 1 は、作成されたログをログ領域に保存する。ここでは、図 2 0 に示すように、ログ保存部 5 1 によりログ 3 0 ~ ログ 3 2 がログ領域に保存されたものとする。ログは、管理情報の更新の履歴であるため、管理情報の保存中に行われた管理情報の更新の内容を保存しておくことで、管理情報の復元時に、最新の管理情報を正しく復元することができる。

20

## 【 0 1 4 6 】

そして、管理情報保存部 5 3 は、ステップ S 3 1 2 の処理を 4 回繰り返し、ステップ S 3 1 4 において、カウンタ N の値が管理情報の分割数 4 以上となり、全ての分割片の書き込みが終了したものとする。この間、図 2 0 に示すように、管理情報 B の分割片 2、ログ 3 3 ~ ログ 3 4、管理情報 B の分割片 3、ログ 3 5、管理情報 B の分割片 4 の順序でフラッシュメモリ 1 1 に保存されたものとする。

30

## 【 0 1 4 7 】

そして、全ての分割片の書き込みが終了すると、ログ保存部 5 1 は、管理情報 B の保存終了ログを作成し、作成した保存終了ログをフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存する（図 1 4 のステップ S 3 1 4 で Y e s、S 3 2 6）。ここで、保存終了ログは、フラッシュメモリ 1 1 に直ちに保存するログである。このため、ログ保存部 5 1 は、書込バッファ 4 2 用のポインタが示す位置から保存終了ログを書き込むと、図 2 0 に示すように、書込バッファ 4 2 に書き込まれているログ 3 6 及び管理情報 B の保存終了ログを直ちにフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存する。

## 【 0 1 4 8 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、ログ保存部 5 1 により保存終了ログがフラッシュメモリ 1 1 のログ領域に保存されたことを確認すると、管理情報領域用のポインタが示す位置を、サイズ M 分進めて、次の書き込み位置に更新する（図 1 4 のステップ S 3 2 8）。

40

## 【 0 1 4 9 】

図 2 1 は、管理情報 B の保存終了ログを保存した後のログ領域の状態の一例を示す模式図である。図 2 1 に示す例では、位置 L k にはログ 2 9 が書き込まれ、位置 L l には管理情報 B の保存開始ログが書き込まれ、位置 L m ~ L s にはログ 3 0 ~ ログ 3 6 が書き込まれ、位置 L t には管理情報 B の保存終了ログが書き込まれている。また、ログ領域用のポインタは、次の書き込み位置 L u を示している。

## 【 0 1 5 0 】

図 2 2 は、管理情報 B の保存後の管理情報領域の状態の一例を示す模式図である。図 2

50

2 に示す例では、位置  $S_e \sim S_h$  には管理情報 B の分割片 1 ~ 4 が書き込まれている。また、管理情報領域用のポインタは、次の書き込み位置  $S_i$  を示している。

【 0 1 5 1 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、最新の管理情報を識別する識別情報の値を保存終了ログに含まれる管理情報 B の管理情報識別子の値に更新する（図 1 4 のステップ S 3 3 0）。

【 0 1 5 2 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、今回の管理情報保存処理により不要となった管理情報 A とログとを、それぞれ管理情報領域、ログ領域から開放して再利用可能な状態にする開放処理を行う（図 1 4 のステップ S 3 3 2）。

【 0 1 5 3 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、最新の管理情報である管理情報 B の保存開始ログの書込開始位置  $U$  を、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域から探索する（図 1 6 のステップ S 4 0 0）。図 2 1 に示す例では、書込開始位置  $U$  は、位置  $L_1$  となる。

【 0 1 5 4 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、書込開始位置  $U$  から遡り、前回の管理情報である管理情報 A の保存終了ログの書込開始位置  $V$  を探索する（図 1 6 のステップ S 4 0 2）。図 2 1 に示す例では、書込開始位置  $V$  は、位置  $L_e$  となる。

【 0 1 5 5 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、書込開始位置  $V$  から遡り、前回の管理情報である管理情報 A の保存開始ログの書込開始位置  $W$  を探索する（図 1 6 のステップ S 4 0 4）。図 2 1 に示す例では、書込開始位置  $W$  は、位置  $L_a$  となる。

【 0 1 5 6 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、書込開始位置  $V$  に書き込まれている管理情報 A の保存終了ログから、管理情報 A の分割数と、管理情報 A の各分割片のサイズと、各分割片を保存した管理情報領域上の位置とを取得する（図 1 6 のステップ S 4 0 6）。

【 0 1 5 7 】

図 2 3 は、管理情報 A の保存終了ログの一例を示す図である。図 2 3 に示す例では、管理情報 A の分割数は 4 であり、管理情報 A の各分割片のサイズはそれぞれ 5 ブロックであり、各分割片を保存した管理情報領域上の位置は、 $S_a$ 、 $S_b$ 、 $S_c$ 、 $S_d$  となっている。

【 0 1 5 8 】

続いて、管理情報保存部 5 3 は、ログ保存部 5 1 により取得された管理情報 A の分割数、管理情報 A の各分割片のサイズ、及び各分割片を保存した管理情報領域上の位置を参照して、管理情報領域から管理情報 A を開放する（図 1 6 のステップ S 4 0 8）。

【 0 1 5 9 】

図 2 4 は、管理情報 A の開放後の管理情報領域の状態の一例を示す模式図である。図 2 4 に示す例では、点線で示された管理情報 A の分割片 1 ~ 4 が開放されたことを示しており、詳細には、位置  $S_a$ 、 $S_b$ 、 $S_c$ 、 $S_d$  それぞれから 5 ブロック分のブロック、即ち、位置  $S_a \sim S_e$  までの 20 ブロック分のブロックが開放されている。

【 0 1 6 0 】

続いて、ログ保存部 5 1 は、書込開始位置  $W$  から書込開始位置  $U$  までに書き込まれているログをログ領域から開放する（図 1 6 のステップ S 4 1 0）。

【 0 1 6 1 】

図 2 5 は、ログ開放後のログ領域の状態の一例を示す模式図である。図 2 5 に示す例では、点線で示された管理情報 A の保存開始ログ、保存終了ログ、及びログ 2 1 ~ ログ 2 9 が開放されたことを示しており、詳細には、位置  $L_a \sim L_k$  に書き込まれているログが開放されている。

【 0 1 6 2 】

続いて、第 2 タイマ部 4 8 は、管理情報保存部 5 3 からの指示を受け、管理情報保存処

10

20

30

40

50

理用タイマの時間を再設定して、起動する（図14のステップS334）。なお、管理情報保存処理用タイマに再設定する時間は、管理情報の保存毎、又は随時設定できるようにすることが好ましい。

【0163】

このように本実施形態では、管理情報保存部53は、管理情報の分割片を保存する毎に分割片の保存を一定時間待機するため、主制御部32は、分割片の保存の合間にホスト装置2から受け付けた命令を処理することができ、管理情報の保存中における性能の低下を防止できる。

【0164】

また本実施形態では、管理情報の保存後に、管理情報領域から前回の管理情報が開放されるとともに、ログ領域から不要なログが開放されるため、管理情報領域及びログ領域の空きサイズを増やすことができる。

【0165】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われる管理情報復元動作について説明する。

【0166】

図26は、本実施形態のデータ記憶装置1で行われる管理情報復元動作の手順の流れの一例を示すフローチャートである。

【0167】

まず、復元部54は、最新の管理情報を識別する識別情報から、最新の管理情報の管理情報識別子を取得する（ステップS500）。

【0168】

続いて、復元部54は、最新のログの書込開始位置Xを、フラッシュメモリ11のログ領域から探索する（ステップS502）。具体的には、復元部54は、フラッシュメモリ11からブロック識別情報（図8のステップS218参照）を取得して最新のログを書き込んだブロックを探索し、最新のログを書き込んだブロックのページを順番に調べていくことで、最新のログの書込開始位置Xを探索する。

【0169】

続いて、復元部54は、書込開始位置Xから遡り、最新の管理情報の保存終了ログの書込開始位置Yを探索する（ステップS504）。ログ領域に使用しているブロックには、前回のブロックのブロック番号が書き込まれているため、復元部54は、このブロック番号を利用することで順番に古いブロックを遡ることができる。そして、復元部54は、ステップS500で取得した管理情報識別子を探索することで、書込開始位置Yを探索する。

【0170】

続いて、復元部54は、書込開始位置Yから遡り、最新の管理情報の保存開始ログの書込開始位置Zを探索する（ステップS506）。ログ領域に使用しているブロックには、前回のブロックのブロック番号が書き込まれているため、復元部54は、このブロック番号を利用することで順番に古いブロックを遡ることができる。そして、復元部54は、ステップS500で取得した管理情報識別子を探索することで、書込開始位置Zを探索する。

【0171】

続いて、復元部54は、書込開始位置Yに書き込まれている最新の管理情報の保存終了ログから、最新の管理情報の分割数と、最新の管理情報の各分割片のサイズと、各分割片を保存した管理情報領域上の位置とを取得する（ステップS508）。

【0172】

続いて、復元部54は、取得した最新の管理情報の分割数、最新の管理情報の各分割片のサイズ、及び各分割片を保存した管理情報領域上の位置を参照して、管理情報領域から最新の管理情報の分割片を順番に読み出し、管理メモリ30に書き込む（ステップS510）。

【0173】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z を、最新の管理情報の保存開始ログの次のログの書込開始位置に更新する（ステップ S 5 1 2）。

【 0 1 7 4 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z に書き込まれているログを読出バッファ 4 4 に読み出す（ステップ S 5 1 4）。

【 0 1 7 5 】

続いて、復元部 5 4 は、読出バッファ 4 4 に読み出したログが有効なログであるか否かを確認する（ステップ S 5 1 6）。なお、読出バッファ 4 4 に読み出したログが有効なログでない場合や、書込開始位置 Z にログが書き込まれておらずログを読み出せなかった場合には（ステップ S 5 1 6 で N o）、管理情報復元処理を終了する。

10

【 0 1 7 6 】

読出バッファ 4 4 に読み出したログが有効なログである場合（ステップ S 5 1 6 で Y e s）、復元部 5 4 は、読み出したログの内容を管理メモリ 3 0 上の管理情報に反映する（ステップ S 5 1 8）。

【 0 1 7 7 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z を、読み出したログの次のログの書込開始位置に更新し（ステップ S 5 2 0）、ステップ S 5 1 4 に戻る。

【 0 1 7 8 】

以上の処理で、ログ領域に保存したログを、保存した順番に管理情報に反映させることができ、最新の管理情報を復元することができる。特に本実施形態では、ログ領域に保存されているログは、管理情報の更新処理が行われた時系列に従って保存しているので、古いログから時系列の順に管理情報に反映させることで、更新処理が行われた結果の状態を再現することができる。

20

【 0 1 7 9 】

次に、本実施形態のデータ記憶装置で行われる管理情報復元処理の具体例について説明する。

【 0 1 8 0 】

図 2 7 は、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域の状態の一例を示す模式図である。図 2 7 に示す例では、位置 L 1 には管理情報 B の保存開始ログが書き込まれ、位置 L m ~ L s にはログ 3 0 ~ ログ 3 6 が書き込まれ、位置 L t には管理情報 B の保存終了ログが書き込まれ、位置 L u ~ L y にはログ 3 7 ~ ログ 4 1 が書き込まれている。

30

【 0 1 8 1 】

図 2 8 は、フラッシュメモリ 1 1 の管理情報領域の状態の一例を示す模式図である。図 2 8 に示す例では、位置 S e ~ S h には管理情報 B の分割片 1 ~ 4 が書き込まれている。

【 0 1 8 2 】

以下では、図 2 7 及び図 2 8 に示す状態における管理情報復元処理について、図 2 6 のフローチャートを参照しながら説明する。

【 0 1 8 3 】

まず、復元部 5 4 は、最新の管理情報を識別する識別情報から、最新の管理情報である管理情報 B の管理情報識別子を取得する（図 2 6 のステップ S 5 0 0）。

40

【 0 1 8 4 】

続いて、復元部 5 4 は、最新のログの書込開始位置 X を、フラッシュメモリ 1 1 のログ領域から探索する（図 2 6 のステップ S 5 0 2）。図 2 7 に示す例では、書込開始位置 X は、位置 L z となる。

【 0 1 8 5 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 X から遡り、管理情報 B の保存終了ログの書込開始位置 Y を探索する（図 2 6 のステップ S 5 0 4）。図 2 7 に示す例では、書込開始位置 Y は、位置 L t となる。

【 0 1 8 6 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Y から遡り、管理情報 B の保存開始ログの書込開

50

始位置 Z を探索する ( 図 2 6 のステップ S 5 0 6 ) 。 図 2 7 に示す例では、書込開始位置 Z は、位置 L 1 となる。

【 0 1 8 7 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Y に書き込まれている管理情報 B の保存終了ログを讀出バッファ 4 4 に読み出し、管理情報 B の分割数と、管理情報 B の各分割片のサイズと、各分割片を保存した管理情報領域上の位置とを取得する ( 図 2 6 のステップ S 5 0 8 ) 。

【 0 1 8 8 】

図 2 9 は、管理情報 B の保存終了ログの一例を示す図である。図 2 9 に示す例では、管理情報 B の分割数は 4 であり、管理情報 B の各分割片のサイズはそれぞれ 5 ブロックであり、各分割片を保存した管理情報領域上の位置は、S e、S f、S g、S h となっている。

10

【 0 1 8 9 】

続いて、復元部 5 4 は、取得した管理情報 B の分割数、管理情報 B の各分割片のサイズ、及び各分割片を保存した管理情報領域上の位置を参照して、管理情報領域から管理情報 B の分割片 1 ~ 4 を順番に読み出し、管理メモリ 3 0 に書き込む ( 図 2 6 のステップ S 5 1 0 ) 。

【 0 1 9 0 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z を、最新の管理情報の保存開始ログの次のログの書込開始位置に更新する ( 図 2 6 のステップ S 5 1 2 ) 。 図 2 7 に示す例では、書込開始位置 Z は、位置 L m となる。

20

【 0 1 9 1 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z に書き込まれているログ 3 0 を讀出バッファ 4 4 に読み出す ( 図 2 6 のステップ S 5 1 4 ) 。 ここでは、ログ 3 0 は有効なログであるものとする。

【 0 1 9 2 】

続いて、讀出バッファ 4 4 に読み出したログ 3 0 が有効なログであるため、復元部 5 4 は、読み出したログの内容を管理メモリ 3 0 上の管理情報に反映する ( 図 2 6 のステップ S 5 1 6 で Y e s、S 5 1 8 ) 。

【 0 1 9 3 】

例えば、ログ 3 0 が図 3 0 に示すような書き込みログだった場合、図 3 0 に示す書き込みログに従って、管理メモリ 3 0 上の管理情報の変換テーブルを更新する。例えば、復元部 5 4 は、論理番地 9 8 のデータが、チップ番号 9、ブロック番号 9 8 7 のブロックの 0 ページ目に書き込まれたという内容に従って、変換テーブルを更新する。

30

【 0 1 9 4 】

また例えば、ログ 3 0 が図 3 1 に示すようなバッドブロックログだった場合、図 3 1 に示すバッドブロックログに従って、管理メモリ 3 0 上の管理情報のバッドブロックリストを更新する。例えば、復元部 5 4 は、チップ番号 1 2、ブロック番号 1 1 2 2 のブロックが E R A S E エラーによってバッドブロックになったという内容を、バッドブロックリストに登録する。

40

【 0 1 9 5 】

このように、管理情報へのログの反映は、ログの内容によって処理が異なるため、復元部 5 4 は、ログ種別を参照して処理を切り替えることが好ましい。

【 0 1 9 6 】

続いて、復元部 5 4 は、書込開始位置 Z を、読み出したログ 3 0 の次のログ 3 1 の書込開始位置に更新し ( ステップ S 5 2 0 )、ステップ S 5 1 4 に戻る。

【 0 1 9 7 】

この処理をログ 4 1 まで繰り返すと、有効なログがなくなるため、管理情報復元処理は終了となる。

【 0 1 9 8 】

50

このように本実施形態では、管理情報Bの保存が開始されてから終了するまでの間に行われた管理情報更新内容がログ30からログ36に保存されているが、管理情報復元処理により、これらの更新内容も管理情報に正しく反映させることができる。

【0199】

例えば、図27に示すログ36に保存された管理情報の更新内容が、既に保存が終了している管理情報Bの分割片1に対する処理だったとしても、管理情報Bの分割片1を展開してからログ36の内容を反映させれば更新処理を行ったのと同じことになる。

【0200】

また例えば、図27に示すログ30に保存された管理情報の更新内容が、ログ30を保存した時点ではまだ保存されていない管理情報Bの分割片4に対する処理だったとしても、管理情報Bの分割片4を展開した時点でログ30の内容が反映されているので、ログ30の更新処理を繰り返しても何ら問題はない。

10

【0201】

また例えば、図27に示すログ33とログ40が同じ管理情報に対する更新処理を保存したものだった場合でも、保存された順番、つまり更新処理が行われた順番にログが保存されているから、正しく更新処理の内容を反映させることができる。

【0202】

以上のように本実施の形態によれば、管理情報保存部53は、管理情報の分割片を保存する毎に分割片の保存を一定時間待機するため、主制御部32は、分割片の保存の合間にホスト装置2から受け付けた命令を処理することができ、管理情報の保存中における性能の低下を防止できる。

20

【0203】

また、本実施の形態によれば、ログ領域に保存されているログは、管理情報の更新処理が行われた時系列に従って保存されているので、古いログから時系列の順に管理情報に反映させることで、更新処理が行われた結果の状態を再現することができる。

【0204】

(変形例)

なお、本発明は、上記実施の形態そのままに限定されるものではなく、実施段階ではその要旨を逸脱しない範囲で構成要素を変形して具体化することができる。また、上記実施の形態に開示されている複数の構成要素の適宜な組み合わせにより、種々の発明を形成することができる。例えば、実施の形態に示される全構成要素からいくつかの構成要素を削除してもよい。さらに、異なる実施の形態にわたる構成要素を適宜組み合わせても良い。

30

【0205】

上記実施の形態で説明したように、NAND型フラッシュメモリでは、既に書き込まれたデータを書き換えるためには、当該データを書き込んだブロックのErase処理が必要となるため、次に使用するブロックのブロック番号のみなど、ページ単位でデータを書き換えることは容易ではない。このため、上記実施の形態では、フラッシュメモリ11のログ領域へログを保存する際に、ブロックへのログの書き込み後に次に使用するブロックをEraseし、Eraseに成功したブロックに直前にログを書き込んだブロックのブロック番号を書き込む例について説明した。変形例では、フラッシュメモリ11のログ領域へログを保存する際に、ブロックへログを書き込む前に次に使用するブロックをEraseし、Eraseに成功したブロックのブロック番号と前回ログを書き込んだブロックのブロック番号とを書き込む例について説明する。

40

【0206】

図32は、変形例のデータ記憶装置で行われるログ保存処理の手順の流れの一例を示すフローチャートである。

【0207】

まず、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11へのログの書き込みが初めてか否かを判定する(ステップS600)。

【0208】

50



初めてのログの書き込みでない場合（ステップS600でNo）、ログ保存部51は、ステップS608へ進む。一方、初めてのログの書き込みである場合（ステップS600でYes）、ログ保存部51は、最初に使用するブロックをERASEし（ステップS602）、ERASEしたブロックの先頭位置に有効でないブロックのブロック番号を書き込む（ステップS604）。そしてログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置を、次の書き込み位置に更新する（ステップS606）。

【0209】

続いて、ログ保存部51は、フラッシュメモリ11へ書き込むログの残りサイズが0か否かを判定する（ステップS608）。

【0210】

ログの残りサイズが0でない場合（ステップS608でNo）、ログ保存部51は、ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズからブロック番号のサイズを減じたものよりも小さいか否かを判定する（ステップS610）。

【0211】

ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズからブロック番号のサイズを減じたものよりも大きい場合（ステップS610でNo）、ログ保存部51は、次に使用するブロックをERASEする（ステップS612）。

【0212】

続いて、ログ保存部51は、ERASEしたブロックの先頭位置に、前ブロックのブロック番号、即ち、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックのブロック番号を書き込む（ステップS614）。

【0213】

続いて、ログ保存部51は、残りのログから、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズからブロック番号のサイズを減じたサイズ分のログを用意し、その末尾にERASEしたブロックのブロック番号を追加する（ステップS616）。

【0214】

続いて、ログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置から、末尾にブロック番号が追加されたログを書き込む（ステップS618）。

【0215】

続いて、ログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置を、次の書き込み位置に更新し（ステップS620）、ステップS608に戻る。具体的には、ログ保存部51は、ログ領域用のポインタが示す位置を、ERASEしたブロックのブロック番号を書き込んだページの次のページを示す位置に更新する。

【0216】

なお、ステップS608において、ログの残りサイズが0の場合（ステップS608でYes）に行われるステップS626の処理は、図8に示すログ保存処理のステップS218の処理と同様である。

【0217】

また、ステップS610において、ログの残りサイズが、ログ領域用のポインタが示す位置のブロックの空きサイズからブロック番号のサイズを減じたものよりも小さい場合（ステップS610でYes）に行われるステップS622～S626の処理は、図8に示すログ保存処理のステップS214～S218の処理と同様である。

【0218】

図33は、変形例のログ保存処理終了後のログ領域の状態の一例を示す模式図である。変形例のログ保存処理では、図33に示すように、各ブロックに前ブロックのブロック番号と次ブロックのブロック番号が書き込まれるため、新しいブロックから古いブロックを辿るだけでなく、古いブロックから新しいブロックを辿ることもできる。このように、各ブロックに書き込まれるブロック番号の冗長度を増加させることにより、NAND型フラッシュメモリのような読み出し時のエラー対策が必要なメモリを使用する上での対処になっている。

10

20

30

40

50

【符号の説明】

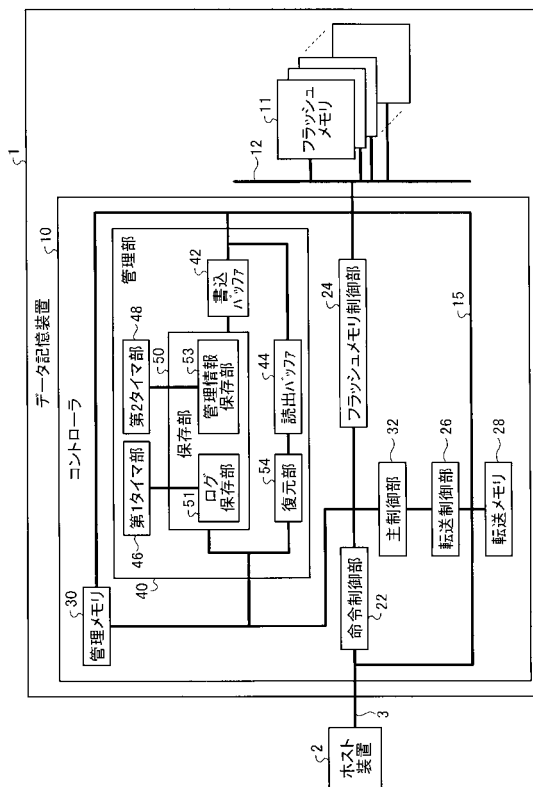
【0219】

- 1 データ記憶装置
- 2 ホスト装置
- 3 外部バス
- 10 コントローラ
- 11 フラッシュメモリ
- 12 専用バス
- 15 データバス
- 22 命令制御部
- 24 フラッシュメモリ制御部
- 26 転送制御部
- 28 転送メモリ
- 30 管理メモリ
- 32 主制御部
- 40 管理部
- 42 書込バッファ
- 44 読出バッファ
- 46 第1タイマ部
- 48 第2タイマ部
- 50 保存部
- 51 ログ保存部
- 53 管理情報保存部
- 54 復元部

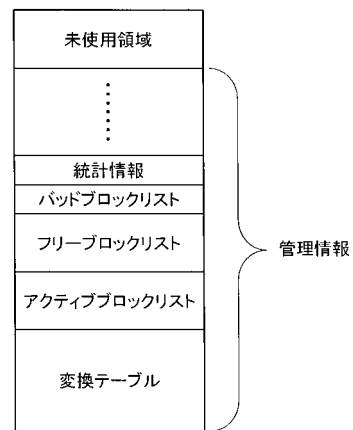
10

20

【図1】



【図2】



【図3】

論理番地	物理番地
0	チップ番号: 100, ブロック番号: 10, ページ番号: 27
1	チップ番号: 8, ブロック番号: 1000, ページ番号: 51
2	チップ番号: 20, ブロック番号: 512, ページ番号: 3
⋮	⋮
100	チップ番号: 11, ブロック番号: 10, ページ番号: 2
101	チップ番号: 608, ブロック番号: 105, ページ番号: 22
102	未書込
⋮	⋮

【図5】

ログ種別: 書き込みログ
対象ブロックのチップ番号とブロック番号
ページ番号0に書いたデータの論理番地
ページ番号1に書いたデータの論理番地
ページ番号2に書いたデータの論理番地
⋮
ページ番号N-1に書いたデータの論理番地

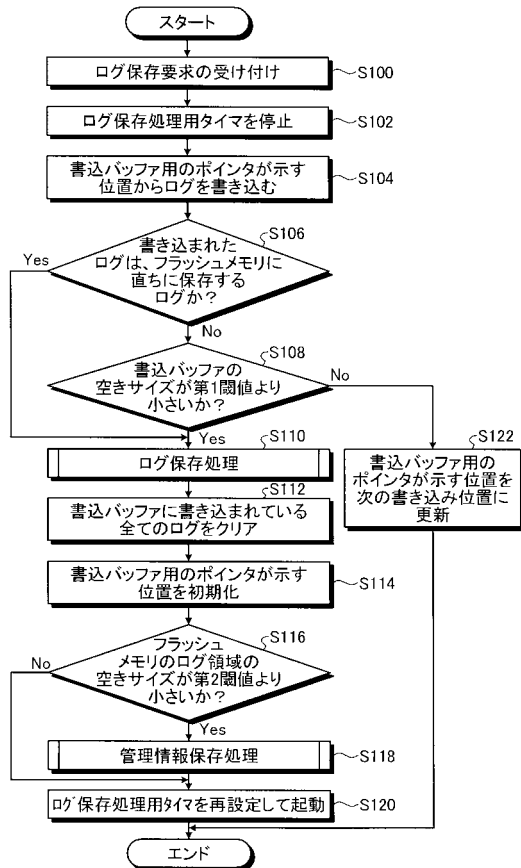
【図4】

バッドブロックリスト
チップ番号: 15, ブロック番号: 10
チップ番号: 8, ブロック番号: 1000
チップ番号: 20, ブロック番号: 512
⋮
チップ番号: 11, ブロック番号: 10
チップ番号: 6, ブロック番号: 105
チップ番号: 5, ブロック番号: 0
⋮

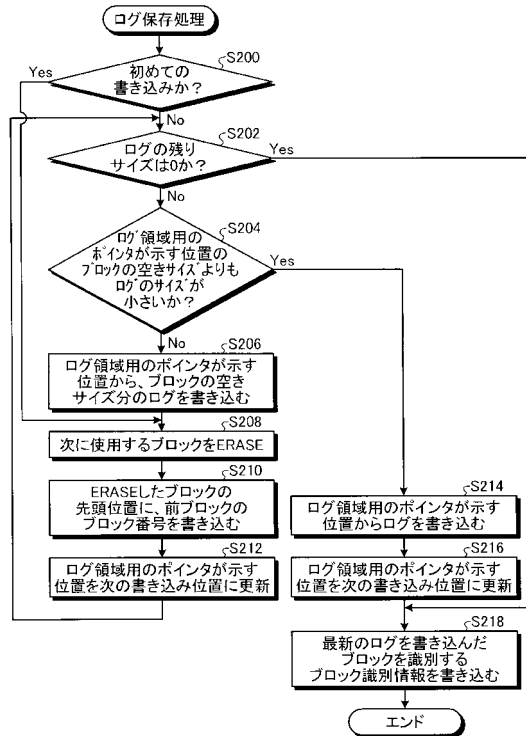
【図6】

ログ種別: バッドブロックログ
対象ブロックのチップ番号とブロック番号
バッドブロック化した原因
その他の付随情報
⋮
その他の付随情報

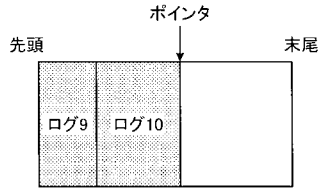
【図7】



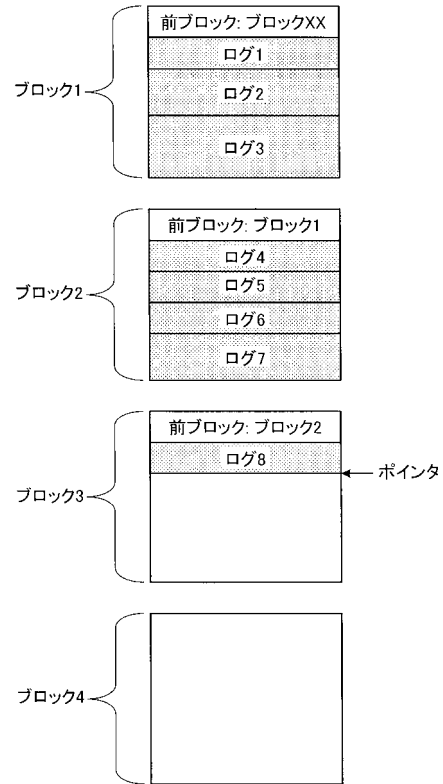
【図8】



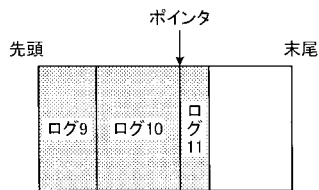
【図9】



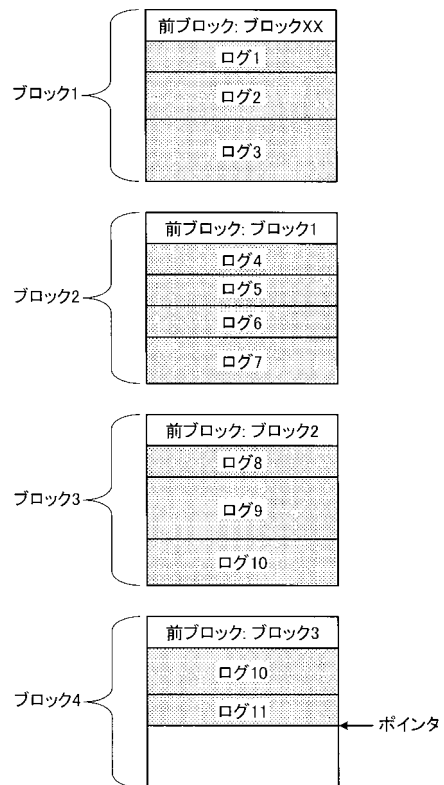
【図10】



【図11】



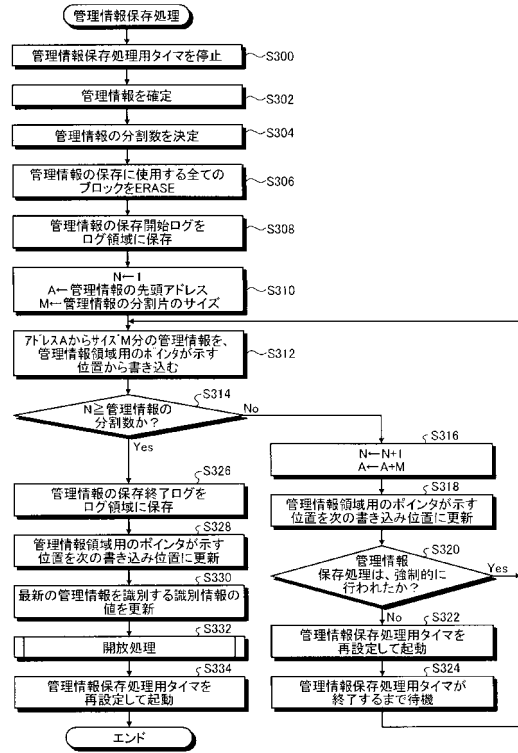
【図12】



【図13】



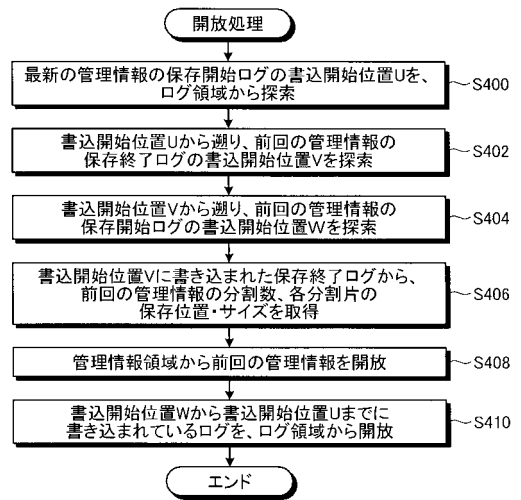
【図14】



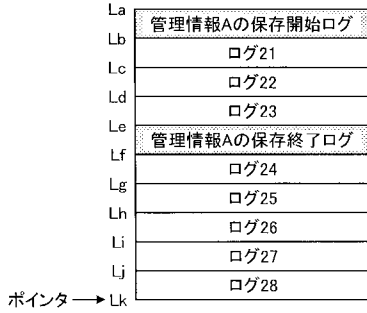
【図15】

ログ種別: 保存終了ログ
管理情報識別子
管理情報の分割数
分割片1のフラッシュメモリ上の保存位置
分割片1のサイズ
⋮
分割片Nのフラッシュメモリ上の保存位置
分割片Nのサイズ

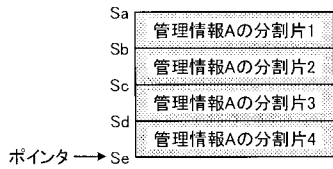
【図16】



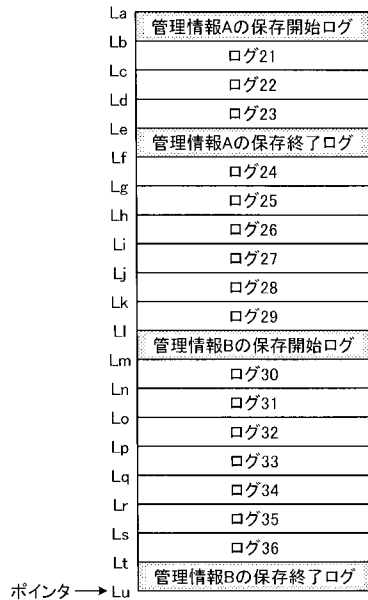
【図17】



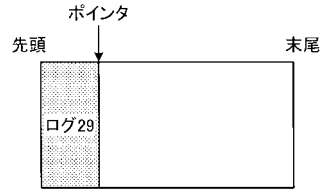
【図18】



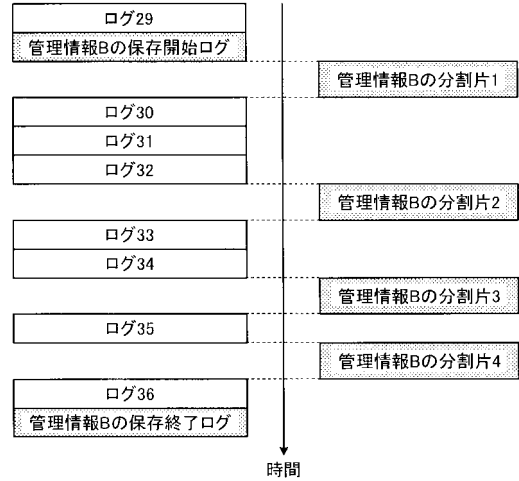
【図21】



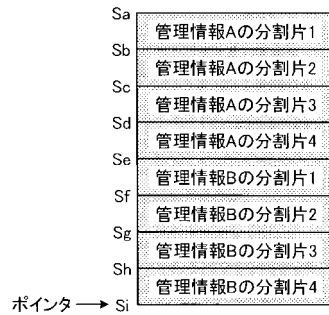
【図19】



【図20】



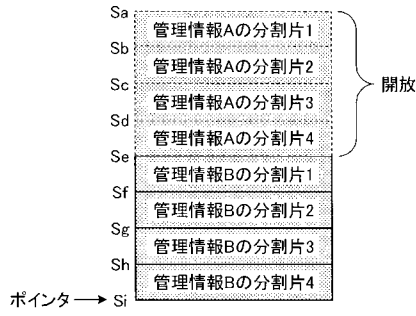
【図22】



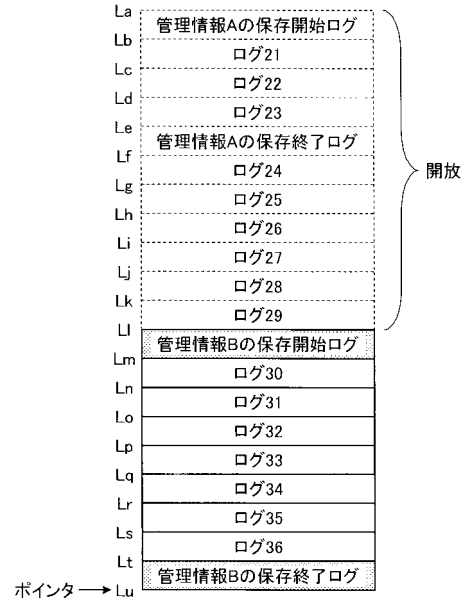
【図23】

ログ種別: 保存終了ログ
管理情報A
4
Sa
5ブロック
Sb
5ブロック
Sc
5ブロック
Sd
5ブロック

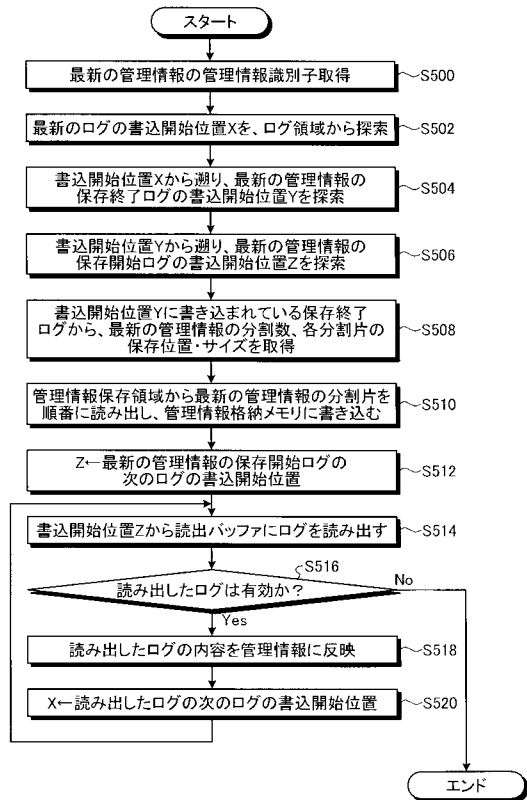
【図24】



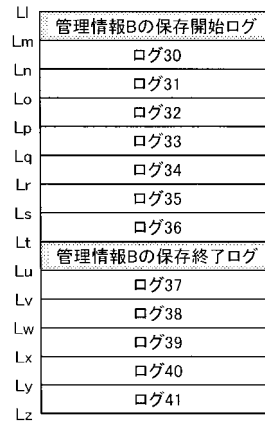
【図25】



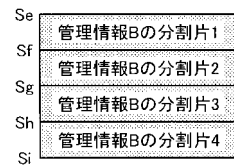
【図26】



【図27】



【図28】



【図29】

ログ種別: 保存終了ログ
管理情報B
4
Se
5ブロック
Sf
5ブロック
Sg
5ブロック
Sh
5ブロック

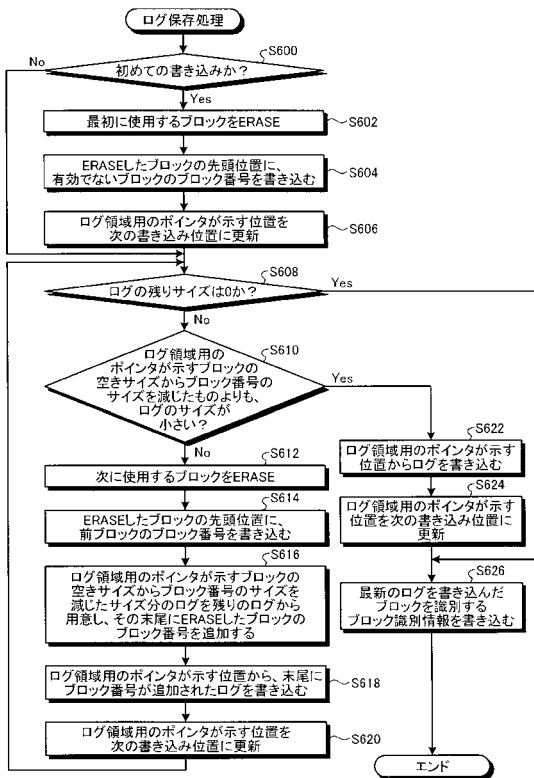
【図31】

ログ種別: パッドブロックログ
チップ番号: 12, ブロック番号: 1122
パッドブロック化した原因: ERASEエラー

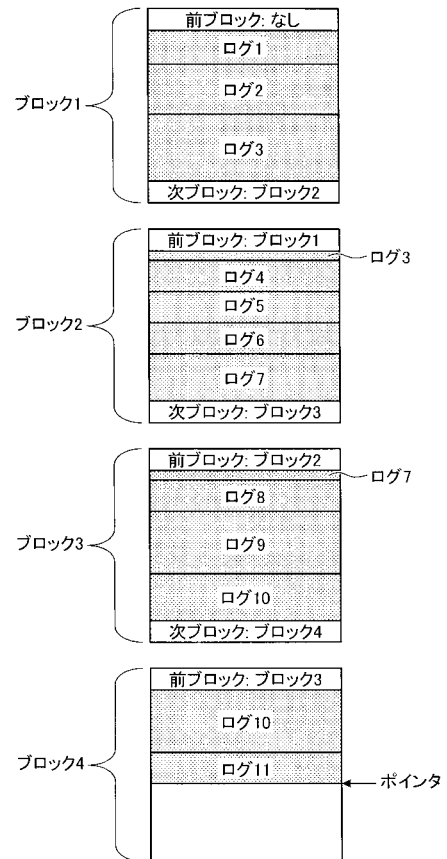
【図30】

ログ種別: 書き込みログ
チップ番号: 9, ブロック番号: 987
論理番地98
論理番地23785
論理番地83780
⋮
論理番地138945

【図32】



【図33】





---

フロントページの続き

(51)Int.Cl. F I  
G 0 6 F 12/02 5 7 0 A  
G 0 6 F 12/00 5 6 0 A

(72)発明者 菅野 伸一  
東京都港区芝浦一丁目1番1号 株式会社東芝内  
(72)発明者 浅野 滋博  
東京都港区芝浦一丁目1番1号 株式会社東芝内

審査官 堀 拓也

(56)参考文献 特開2008-181204(JP,A)  
特開2003-256269(JP,A)  
特開2009-9213(JP,A)  
特開2010-86009(JP,A)  
米国特許出願公開第2004/0260726(US,A1)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)  
G 0 6 F 1 2 / 1 6  
G 0 6 F 1 2 / 0 0  
G 0 6 F 1 2 / 0 2