

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第4558003号  
(P4558003)

(45) 発行日 平成22年10月6日 (2010. 10. 6)

(24) 登録日 平成22年7月30日 (2010. 7. 30)

(51) Int. Cl.

F I

G 0 6 F 3/06 (2006. 01)

G 0 6 F 12/08 (2006. 01)

G 0 6 F 3/06 3 0 2 A

G 0 6 F 3/06 3 0 1 Y

G 0 6 F 3/06 3 0 4 P

G 0 6 F 12/08 5 0 1 G

G 0 6 F 12/08 5 5 7

請求項の数 10 (全 24 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願2007-135602 (P2007-135602)  
 (22) 出願日 平成19年5月22日 (2007. 5. 22)  
 (65) 公開番号 特開2008-293111 (P2008-293111A)  
 (43) 公開日 平成20年12月4日 (2008. 12. 4)  
 審査請求日 平成19年5月22日 (2007. 5. 22)

(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  
 (73) 特許権者 301063496  
 東芝ソリューション株式会社  
 東京都港区芝浦一丁目1番1号  
 (74) 代理人 100091351  
 弁理士 河野 哲  
 (74) 代理人 100088683  
 弁理士 中村 誠  
 (74) 代理人 100108855  
 弁理士 蔵田 昌俊  
 (74) 代理人 100075672  
 弁理士 峰 隆司

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データアクセス処理方法及び記憶制御装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

ホスト計算機及び少なくとも1つの記憶装置と接続され、前記記憶装置の一部または全ての領域を使用して前記ホスト計算機に対して論理記憶装置を提供すると共に、前記ホスト計算機と前記記憶装置との間のデータ転送を処理し、前記ホスト計算機からのアクセスコマンドによって指定された読み出し/書き込みデータを一時的に保持するための前記記憶装置よりも高速なキャッシュメモリと、前記アクセスコマンドの指定するアクセス種別、並びに前記アクセスコマンドの指定する前記論理記憶装置内の領域を示す先頭アドレス及び転送サイズまたは当該転送サイズが属する転送サイズ範囲の情報を当該アクセスコマンドのログとして保持するためのアクセスコマンドログテーブルとを有する記憶制御装置において実行される、前記ホスト計算機からのアクセスコマンドに従うデータアクセスを処理するデータアクセス処理方法であって、

前記ホスト計算機から前記記憶制御装置に与えられる今回処理されるべき現アクセスコマンドに基づき前記アクセスコマンドログテーブルを参照することにより、当該現アクセスコマンドと同一アクセス種別で、且つ当該現アクセスコマンドと同一転送サイズまたは同一転送サイズ範囲の全てのアクセスコマンドのログを、当該現アクセスコマンドと特徴が類似した類似コマンドのログとして抽出するステップと、

前記抽出された類似コマンドのログに基づき、前記抽出された類似コマンドの数に対する、同一領域を指定する類似コマンドの数の割合を、前記同一領域へのアクセスが再度出現する割合である同一領域アクセス再出現率として算出するステップと、

10

20

前記算出された同一領域アクセス再出現率が予め定められた第 1 の閾値以上であるかに基づいて前記現アクセスコマンドの指定する領域へのアクセスの再出現率が高いかを予測して、その予測結果に基づき、前記現アクセスコマンドに対応するデータアクセス処理であって、前記現アクセスコマンドによって指定される読み出し / 書き込みデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理を含むデータアクセス処理を決定するステップと、

前記決定されたデータアクセス処理を実行するステップと、

前記現アクセスコマンドのログを前記アドレスコマンドログテーブルに追加するステップと

を具備することを特徴とするデータアクセス処理方法。

10

【請求項 2】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別と、前記算出された同一領域アクセス再出現率が前記第 1 の閾値以上であるか否かとに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリに保持するか否か、または前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリから前記論理記憶装置へ書き込むデステージングのタイミングを遅延させるか否かが決定される

ことを特徴とする請求項 1 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 3】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別がリードの場合、前記算出された同一領域アクセス再出現率が前記第 1 の閾値以上であるかに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリに保持するかが決定される

20

ことを特徴とする請求項 2 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 4】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別がライトの場合、前記算出された同一領域アクセス再出現率が前記第 1 の閾値以上であるかに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリから前記論理記憶装置へ書き込むデステージングのタイミングを遅延させるかが決定されることを特徴とする請求項 2 記載のデータアクセス処理方法。

30

【請求項 5】

前記抽出された類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドの指定する領域の近傍の領域を指定する他の類似コマンドの数の前記抽出された類似コマンドの数に対する割合を、前記近傍の領域へのアクセスが出現する割合である近傍領域アクセス出現率として算出するステップを更に具備し、

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記算出された近傍領域アクセス出現率が予め定められた第 2 の閾値以上であるかに基づいて前記現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域へのアクセスの再出現率が高いかを予測して、その予測結果に基づき、前記現アクセスコマンドによって指定される読み出し / 書き込みデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理または前記現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域のデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理を含むデータアクセス処理が決定される

40

ことを特徴とする請求項 1 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 6】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別と、前記算出された近傍領域アクセス出現率が前記第 2 の閾値以上であるか否かとに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域のデータを前記キャッシュメモリに先読みするか否か、または前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリから前記論理記憶装置へ書き込むデステージングのタイミングを遅延させるか否かが決定される

50

ことを特徴とする請求項 5 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 7】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別がリードの場合、前記算出された近傍領域アクセス出現率が前記第 2 の閾値以上であるかに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域のデータを前記キャッシュメモリに先読みするかが決定される

ことを特徴とする請求項 6 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 8】

前記データアクセス処理を決定するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定するアクセス種別がライトの場合、前記算出された近傍領域アクセス出現率が前記第 2 の閾値以上であるかに基づいて、前記現アクセスコマンドの指定するデータを前記キャッシュメモリから前記論理記憶装置へ書き込むデステージングのタイミングを遅延させるかが決定されることを特徴とする請求項 6 記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 9】

前記論理記憶装置の記憶領域全体は複数のゾーンに分割して管理され、  
前記記憶制御装置は前記アクセスコマンドログテーブルを前記ゾーン毎に有し、  
前記抽出するステップでは、前記現アクセスコマンドの指定する領域が属するゾーンに対応する前記アクセスコマンドログテーブルが参照され、  
前記追加するステップでは、前記現アクセスコマンドのログが当該現アクセスコマンドの指定する領域が属するゾーンに対応する前記アクセスコマンドログテーブルに追加される

ことを特徴とする請求項 1 乃至 8 のいずれかに記載のデータアクセス処理方法。

【請求項 10】

ホスト計算機及び少なくとも 1 つの記憶装置と接続され、前記記憶装置の一部または全ての領域を使用して前記ホスト計算機に対して論理記憶装置を提供すると共に、前記ホスト計算機と前記記憶装置との間のデータ転送を処理する記憶制御装置において、

前記ホスト計算機からのアクセスコマンドによって指定された読み出し / 書き込みデータを一時的に保持するための前記記憶装置よりも高速なキャッシュメモリと、

前記アクセスコマンドの指定するアクセス種別、並びに前記アクセスコマンドの指定する前記論理記憶装置内の領域を示す先頭アドレス及び転送サイズまたは当該転送サイズが属する転送サイズ範囲の情報を当該アクセスコマンドのログとして保持するためのアクセスコマンドログテーブルと、

前記ホスト計算機から前記記憶制御装置に与えられる今回処理されるべき現アクセスコマンドに基づき前記アクセスコマンドログテーブルを参照することにより、当該現アクセスコマンドと同一アクセス種別で、且つ当該現アクセスコマンドと同一転送サイズまたは同一転送サイズ範囲の全てのアクセスコマンドのログを、当該現アクセスコマンドと特徴が類似した類似コマンドのログとして抽出する類似コマンド抽出手段と、

前記抽出された類似コマンドのログに基づき、前記抽出された類似コマンドの数に対する、同一領域を指定する類似コマンドの数の割合を、前記同一領域へのアクセスが再度出現する割合である同一領域アクセス再出現率として算出する同一領域アクセス再出現率算出手段と、

前記算出された同一領域アクセス再出現率が予め定められた第 1 の閾値以上であるかに基づいて前記現アクセスコマンドの指定する領域へのアクセスの再現率が高いかを予測して、その予測結果に基づき、前記現アクセスコマンドに対応するデータアクセス処理であって、前記現アクセスコマンドによって指定される読み出し / 書き込みデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理を含むデータアクセス処理を決定するデータアクセス処理決定手段と

前記決定されたデータアクセス処理を実行するデータアクセス手段と、

前記アクセスコマンドログテーブルを管理し、前記現アクセスコマンドのログを前記アドレスコマンドログテーブルに追加するテーブル管理手段と

を具備することを特徴とする記憶制御装置。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、ホスト計算機と記憶装置との間のデータ転送処理を行う記憶制御装置に係り、特にホスト計算機からのアクセスの性能を向上させるためのキャッシュメモリを有する記憶装置制御装置におけるデータアクセス方法及び記憶制御装置に関する。

【背景技術】

【0002】

ホスト計算機と記憶装置との間のデータ転送処理を行う記憶制御装置は、ホスト計算機からのアクセスの性能を向上させるためのキャッシュメモリを有しているのが一般的である。近年、この種の記憶制御装置では、キャッシュメモリの効率的な運用のための技術が適用されている。例えば、特許文献1に記載された記憶制御装置は、記憶装置を複数の記憶領域に分割し、分割された記憶領域毎にアクセスに関する統計情報を採取することにより、その統計情報に基づいて記憶領域毎にキャッシュメモリの動作モード（キャッシュメモリのデータ先読み処理の有無）を切り替える技術を適用している。この特許文献1に記載の技術は、オンライン処理とバッチ処理とで、各々の記憶領域に対するアクセスの傾向が画一的に変化するような場合に有効である。

【0003】

また、例えば特許文献2にも、キャッシュメモリへのデータ先読みに関する技術が記載されている。この特許文献2に記載の技術では、同一論理記憶装置の連続した領域に対するホスト計算機からのリード要求を一定回数以上受信した場合に、シーケンシャルなリードアクセスと判断し、キャッシュメモリへの先読みが行われる。

【特許文献1】特開平2-50236号公報

【特許文献2】特開平3-102443号公報

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【0004】

上記したように特許文献1に記載の技術は、オンライン処理とバッチ処理とで、分割された各々の記憶領域に対するアクセスの傾向が画一的に変化するような場合には有効な方法である、しかし、同一記憶領域に対し同時期に多様な傾向のアクセスが混在するような場合には、特許文献1に記載の技術のように各記憶領域へのアクセスを画一的に評価するのは、キャッシュメモリの運用の最適化は難しい。例えば、比較的サイズの大きなファイルと、そのファイルを管理するサイズの小さな管理情報、双方へのアクセスの傾向は一般に大きく異なり、これらのアクセスは混在する。

【0005】

そこで、傾向の異なるアクセスの混在の可能性をより低くするために、例えば記憶装置に対する分割の粒度を極めて小さくすることが考えられる。しかし特許文献1に記載の技術では、分割された記憶領域毎に統計情報を保持する必要があることから、分割の粒度を極めて小さくすると、即ち分割数を極めて多くすると、統計情報を保持するのに必要となるメモリ容量が増大する。メモリ容量の増大は、装置の価格の上昇を招く。最近のハードディスク装置（HDD）に代表される記憶装置の大容量化を考慮すると、この方法は現実的ではない。

【0006】

一方、上記特許文献2に記載の技術では、リード要求がシーケンシャル性のある要求であると判断できるまでに、一定の回数（先読み閾値回数）以上のホスト計算機からのリード要求の受信が必要となる。この先読み閾値回数に達するまでの間は、リード要求の都度、記憶装置からの読み出し処理が発生してしまう。一般に上記先読み閾値回数は2乃至3回以上である。したがって、ホスト計算機からのリード要求が2乃至3回で完結するような、回数の少ないシーケンシャルなリード要求の場合には、特許文献2に記載の技術では

10

20

30

40

50

先読みの効果は得られ難い。また、特許文献2に記載の技術において、2乃至3回のリード要求を受信した結果、それがシーケンシャルアクセス性のあるリード要求と判断されると、後続のデータのキャッシュメモリへの先読みが行われる。ところが、上述のような回数のないシーケンシャルなリード要求の場合には、先読みしたデータは結局使用されず無駄となり、装置のスループット性能を悪化させる可能性もある。

【0007】

本発明は上記事情を考慮してなされたものでその目的は、ホスト計算機からのアクセスが同時期に多種多様に混在して存在する場合におけるアクセスの性能を向上させることができるデータアクセス処理方法及び記憶制御装置を提供することにある。

【課題を解決するための手段】

【0008】

本発明の1つの観点によれば、ホスト計算機及び少なくとも1つの記憶装置と接続され、前記記憶装置の一部または全ての領域を使用して前記ホスト計算機に対して論理記憶装置を提供すると共に、前記ホスト計算機と前記記憶装置との間のデータ転送を処理し、前記ホスト計算機からのアクセスコマンドによって指定された読み出し/書き込みデータを一時的に保持するための前記記憶装置よりも高速なキャッシュメモリと、前記アクセスコマンドの指定するアクセス種別、並びに前記アクセスコマンドの指定する前記論理記憶装置内の領域を示す先頭アドレス及び転送サイズまたは当該転送サイズが属する転送サイズ範囲の情報を当該アクセスコマンドのログとして保持するためのアクセスコマンドログテーブルとを有する記憶制御装置において実行される、前記ホスト計算機からのアクセスコマンドに従うデータアクセスを処理するデータアクセス処理方法が提供される。この方法は、前記ホスト計算機から前記記憶制御装置に与えられる今回処理されるべき現アクセスコマンドに基づき前記アクセスコマンドログテーブルを参照することにより、当該現アクセスコマンドと同一アクセス種別で、且つ当該現アクセスコマンドと同一転送サイズまたは同一転送サイズ範囲の全てのアクセスコマンドのログを、当該現アクセスコマンドと特徴が類似した類似コマンドのログとして抽出するステップと、前記抽出された全ての類似コマンドのログに基づき、アクセスの傾向を判定するステップと、前記判定されたアクセスの傾向に基づき、前記現アクセスコマンドに対応するデータアクセス処理であって、前記現アクセスコマンドによって指定される読み出し/書き込みデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理及び前記現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域のデータを対象とする前記キャッシュメモリへのアクセスを伴う処理の少なくとも一方を含むデータアクセス処理を決定するステップと、前記決定されたデータアクセス処理を実行するステップと、前記現アクセスコマンドのログを前記アドレスコマンドログテーブルに追加するステップとを具備する。

【発明の効果】

【0009】

本発明によれば、現アクセスコマンドそれ自体を含むコマンド列の指定するアクセスの傾向ではなくて、アクセスコマンドテーブルから抽出された現アクセスコマンドに類似のコマンドのアクセス傾向が判定され、判定されたアクセスの傾向に基づき、現アクセスコマンドによって指定される読み出し/書き込みデータを対象とするキャッシュメモリへのアクセスを伴う処理及び現アクセスコマンドの指定する領域の近傍の領域のデータを対象とするキャッシュメモリへのアクセスを伴う処理の少なくとも一方を含む、現アクセスコマンドに対応するデータアクセス処理が決定される。これにより、ホスト計算機からのアクセスが同時期に多種多様に混在して存在する場合であっても、少ないアクセスコマンド列で完結するようなシーケンシャルアクセスであっても、キャッシュメモリへのアクセスを伴う、現アクセスコマンドに対応する最適なデータアクセス処理を決定することができ、アクセス性能を向上させることが可能となる。

【発明を実施するための最良の形態】

【0010】

以下、本発明の実施の形態につき図面を参照して説明する。

図１は本発明の一実施形態に係る計算機システムの構成を示すブロック図である。この計算機システムは、記憶制御装置１１と、少なくとも１つの記憶装置、例えば複数の磁気ディスク装置（ＨＤＤ）１２と、ホスト計算機１３とから構成される。

【００１１】

記憶制御装置１１は、ＨＤＤ１２へのアクセスを制御して、ホスト計算機１３とＨＤＤ１２との間のデータ転送を行う。

【００１２】

ＨＤＤ１２は、ホスト計算機１３に提供する（ホスト計算機１３からアクセス可能な）少なくとも１つの論理的な記憶装置（論理記憶装置）を構成するのに用いられる。論理記憶装置は、１つまたは複数のＨＤＤ１２の一部の記憶領域または全ての記憶領域を使用して構成される。本実施形態では図１に示されるように、３つのＨＤＤ１２の全ての記憶領域を使用して１つの論理記憶装置１２０が構成されるものとする。

10

【００１３】

ホスト計算機１３は、論理記憶装置１２０へのアクセスのための要求（アクセスコマンド）を、記憶制御装置１１に対して送出する。通常、アクセスコマンドは、ライト／リードの種別、先頭アドレス（開始アドレス）及びサイズの情報を含む。先頭アドレスは、論理記憶装置１２０内のアクセスされるべき領域の先頭位置（開始位置）を示す。転送サイズは、転送されるデータ（ライト／リードデータ）のサイズ、即ちアクセスされるべき領域のサイズを示す。本実施形態では、先頭アドレスには、アクセスされるべき領域の先頭ブロック位置（先頭論理ブロック位置）を示す先頭ブロックアドレス（先頭論理ブロックアドレス）が用いられ、転送サイズには、転送されるデータ（ライト／リードデータ）のブロック数（アクセスされるべき領域のブロック数）を示す転送ブロックサイズサイズが用いられる。

20

【００１４】

記憶制御装置１１は、インタフェース制御回路１１１及び１１２と、キャッシュメモリ１１３と、チップセット１１４と、マイクロプロセッサ１１５と、メモリ（ローカルメモリ）１１６と、ＲＯＭ１１７とを含む。

【００１５】

インタフェース制御回路１１１は、記憶制御装置１１をホスト計算機１３と接続するための、ＳＣＳＩ（Small Computer System Interface）或いはファイバチャネル（Fibre Channel）のようなホスト接続インタフェース２１を制御する。

30

【００１６】

インタフェース制御回路１１２は、記憶制御装置１１を複数のＨＤＤ１２と接続するための、ＳＣＳＩ或いはファイバチャネルのような記憶装置接続インタフェース２２を制御する。

【００１７】

キャッシュメモリ１１３は、ホスト計算機１３によって要求された読み出し／書き込みデータ及び論理記憶装置１２０（を構成するＨＤＤ１２）から先読みされたデータを一時的に保持するための、ＨＤＤ１２よりも高速なバッファメモリである。本実施形態において、キャッシュメモリ１１３はバッテリバックアップされている。

40

【００１８】

チップセット１１４は、マイクロプロセッサ１１５及び周辺回路（メモリ１１６、ＲＯＭ１１７のような周辺回路）を接続するためのブリッジ回路である。チップセット１１４には、内部バス２３を介して、インタフェース制御回路１１１及び１１２並びにキャッシュメモリ１１３も接続される。内部バス２３は、例えば、ＰＣＩ（Peripheral Component Interconnect）- X或いはＰＣＩ Expressのような、記憶制御装置１１内部で使用されるバスである。

【００１９】

マイクロプロセッサ１１５は、ＲＯＭ１１７からメモリ１１６にコピー（ロード）されたプログラム１１８（に含まれているプログラムコード）を実行することにより、記憶制

50

御装置 11 内の他の要素の制御及び各種の処理を行う。

【0020】

メモリ 116 は、記憶制御装置 11 のローカルメモリとして用いられる。メモリ 116 は、ROM 117 に格納されているプログラム 118 がマイクロプロセッサ 115 による実行のためにコピーされる領域、及びマイクロプロセッサ 115 の各種処理で使用されるワーク領域を提供する。メモリ 116 はまた、アクセスコマンドログテーブル 119 及び当該テーブル 119 内の次にログが保持されるべきエントリ（次エントリ）を指し示すポインタ（次ポインタ）P が格納される領域も提供する。アクセスコマンドログテーブル 119 は、複数の論理記憶装置がホスト計算機 13 に提供される場合、論理記憶装置毎に用意される。本実施形態では、1 つの論理記憶装置 120 がホスト計算機 13 に提供されるものとする。

10

【0021】

アクセスコマンドログテーブル 119 は、当該テーブル 119 に対応する論理記憶装置 120 内の記憶領域へのアクセスを要求するホスト計算機 13 からのアクセスコマンドのログを保持するのに用いられる。図 2 は、アクセスコマンドログテーブル 119 のデータ構造例を次ポインタ P と対応付けて示す。

【0022】

アクセスコマンドログテーブル 119 は、第 0 エントリ（エントリ番号が 0 のエントリ）乃至第 N エントリ（エントリ番号が N のエントリ）の N + 1 個のエントリを有する。テーブル 119 の各エントリは、フィールド 201、202 及び 203 から構成される。フィールド 201、202 及び 203 は、それぞれ、ホスト計算機 13 からのアクセスコマンド（ライト/リード要求）の指定するアクセス種別であるライト/リードの種別（W/R 種別）、先頭アドレス（先頭ブロックアドレス）及び転送サイズ（転送ブロックサイズ）の情報を保持するのに用いられる。

20

【0023】

アクセスコマンドログテーブル 119 のエントリ数 N + 1、つまりアクセスコマンドログテーブル 119 に保持可能なログの最大個数 N + 1 は、準備できるメモリ 116 のメモリ容量やアクセスコマンドの処理頻度などに応じて決定すれば良い。

【0024】

アクセスコマンドのログは、記憶制御装置 11 がホスト計算機 13 からアクセスコマンドを受信した際に、その受信コマンドに基づいて、次ポインタ P の指し示す、アクセスコマンドログテーブル 119 内のエントリに保持される。ここでは、受信コマンドの W/R 種別、先頭アドレス（先頭ブロックアドレス）及び転送サイズ（転送ブロックサイズ）が、アクセスコマンドログテーブル 119 のエントリ内の、それぞれフィールド 201、202 及び 203 に保持される。また、アクセスコマンドのログは、アクセスコマンドログテーブル 119 の先頭エントリ（第 0 エントリ）から順に保持される。ログが最終エントリ（第 N エントリ）まで保持されると、先頭エントリに戻り、改めて先頭エントリから保持される。このように本実施形態では、アクセスコマンドのログ情報がラウンドロビン方式でアクセスコマンドログテーブル 119 に保持される。つまりアクセスコマンドログテーブル 119 は、リングバッファとして用いられる。

30

40

【0025】

次ポインタ P は、当該次ポインタ P で指し示されるアクセスコマンドログテーブル 119 内のエントリにアクセスコマンドのログが保持されると、次のエントリを示すように更新される。即ち次ポインタ P は、第 0 乃至第 N - 1 エントリの何れかにアクセスコマンドのログが保持された場合には 1 インクリメントされ、第 N エントリにアクセスコマンドのログが保持された場合には 0 に戻される。

【0026】

図 3 は、記憶制御装置 11 内に実現されるデータアクセス処理装置 30 の構成を示すブロック図である。データアクセス処理装置 30 は、キャッシュメモリ 113 へのアクセスを含むデータアクセス処理を行うもので、データアクセス処理ユニット 300 及びアクセ

50

スコマンドログテーブル 119 から構成される。

【0027】

データアクセス処理ユニット 300 は、図 1 に示される記憶制御装置 11 内のマイクロプロセッサ 115 が ROM 117 からメモリ（ローカルメモリ）116 にコピーされたプログラム 118 を読み取って実行することにより実現される。データアクセス処理ユニット 300 は、キャッシュヒット判定部 310、類似コマンド抽出部 320、アクセス傾向判定部 330、データアクセス処理決定部 340、データアクセス部 350 及びテーブル管理部 360 から構成される。

【0028】

キャッシュヒット判定部 310 は、ホスト計算機 13 から送信されたアクセスコマンド（現アクセスコマンド）でデータのリードが要求されている場合に、要求されたデータがキャッシュメモリ 113 に存在しているか否か、つまりキャッシュヒット/ミスヒットを判定する。類似コマンド抽出部 320 は、アクセスコマンドログテーブル 119 から現アクセスコマンドに類似したコマンド（類似コマンド）のログを抽出する。

【0029】

アクセス傾向判定部 330 は、類似コマンド抽出部 320 によって抽出された類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドに関するホスト計算機 13 からのアクセスの傾向を判定する。アクセス傾向判定部 330 は、アクセス再出現率算出部 331、アクセス出現率算出部 332 及び近傍領域決定部 333 を含む。

【0030】

アクセス再出現率算出部 331 は、上記類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドの指定する記憶領域（同一領域）へのアクセスが再度出現する割合、つまり同一領域へのアクセスの再出現率（同一領域アクセス再出現率）をアクセスの傾向を表す指標として算出する。同一領域アクセス再出現率が高い場合、現アクセスコマンドで指定される記憶領域（指定領域）へのアクセスの再現率も高いこと、つまり指定領域と同一の領域に対するアクセスが近い将来発生する可能性が高いことが予測される。

【0031】

アクセス出現率算出部 332 は、上記類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドの指定する記憶領域（指定領域）の近傍の領域（近傍領域）へのアクセスが出現する割合、つまり近傍領域へのアクセスの出現率（近傍領域アクセス出現率）をアクセスの傾向を表す指標として算出する。近傍領域アクセス出現率が高い場合、現アクセスコマンドで指定される記憶領域（指定領域）の近傍領域へのアクセスの出現率も高いこと、つまり指定領域の近傍領域に対するアクセスが近い将来発生する可能性が高いことが予測される。

【0032】

近傍領域決定部 333 は、上記類似コマンドのログ及び現アクセスコマンドに基づき、当該現アクセスコマンドで指定される記憶領域の近傍領域を決定する。

【0033】

データアクセス処理決定部 340 は、アクセス傾向判定部 330 によって判定されたアクセスの傾向、即ちアクセス再出現率算出部 331 によって算出された同一領域アクセス再出現率、アクセス出現率算出部 332 によって算出された近傍領域アクセス出現率及び近傍領域決定部 333 によって決定された近傍領域の情報に基づき、現アクセスコマンドに対応するデータアクセス処理を決定する。データアクセス処理は、現アクセスコマンドによって指定される読み出し/書き込みデータを対象とするキャッシュメモリ 113 へのアクセスを伴う処理、及び現アクセスコマンドの指定する領域（指定領域）の近傍領域のデータを対象とするキャッシュメモリ 113 へのアクセスを伴う処理の少なくとも一方の処理を含む。

データアクセス処理決定部 340 は、キャッシュ実行決定部 341、先読み決定部 342 及びデステージング遅延決定部 343 を含む。

【0034】

キャッシュ実行決定部 341 は、現アクセスコマンドの指定するアクセス種別（W/R

10

20

30

40

50



種別)がリード(R)で、且つアクセス再出現率算出部331によって算出された同一領域アクセス再出現率が予め定められた一定値(第1の閾値)以上である場合に、現アクセスコマンドで指定されたデータをキャッシュメモリ113に保持することを決定する。先読み決定部342は、現アクセスコマンドの指定するW/R種別がリード(R)で、且つアクセス出現率算出部332によって算出された近傍領域アクセス出現率が予め定められた一定値(第2の閾値)以上である場合に、現アクセスコマンドの指定する記憶領域の近傍領域(近傍領域決定部333によって決定された近傍領域)のデータをキャッシュメモリ113に先読みすることを決定する。デステージング遅延決定部343は、現アクセスコマンドの指定するW/R種別がライト(W)で、且つアクセス再出現率算出部331によって算出された同一領域アクセス再出現率またはアクセス出現率算出部332によって算出された近傍領域アクセス出現率が閾値(第1の閾値または第2の閾値)以上である場合に、現アクセスコマンドで指定されたデータをキャッシュメモリ113から当該現アクセスコマンドの指定する記憶領域に書き込む処理(デステージング)のタイミングを遅延することを決定する。

10

#### 【0035】

データアクセス部350は、データアクセス処理決定部340(内のキャッシュ実行決定部341、先読み決定部342及びデステージング遅延決定部343)によって決定されたデータアクセス処理を実行する。テーブル管理部360は、アクセスコマンドログテーブル119及び次ポインタPを管理し、ホスト計算機13から送信されたアクセスコマンドのログを次ポインタPの指し示すアクセスコマンドログテーブル119内のエントリ

20

#### 【0036】

次に、図3に示されるデータアクセス処理ユニット300により実行されるデータアクセス処理について、リードアクセス処理とライトアクセス処理とに分けて、順次説明する。

まず、データアクセス処理ユニット300において実行されるリードアクセス処理について、図4乃至図7を参照して説明する。図4はリードアクセス処理の手順を示すフローチャート、図5は図4のフローチャートにおける近傍領域決定処理の手順を示すフローチャート、図6は図4のフローチャートにおける第1乃至第4のデータアクセス処理の手順を示すフローチャートである。図7は、近傍領域決定部333による近傍領域決定処理を説明するための図である。

30

#### 【0037】

今、ホスト計算機30から記憶制御装置11にホスト接続インタフェース21を介してW/R種別がリード(R)であるアクセスコマンド(リードアクセスコマンド、つまりリード要求)が送信されたものとする。このリードアクセスコマンドが記憶制御装置11によって受信されると、当該記憶制御装置11内に実現されるデータアクセス処理ユニット300では、次のようなリードアクセス処理が行われる。

#### 【0038】

まずデータアクセス処理ユニット300内のキャッシュヒット判定部310は、記憶制御装置11によって受信されたリードアクセスコマンド(現リードアクセスコマンド)で要求されたデータがキャッシュメモリ113に存在するか、つまりキャッシュヒットであるかを判定する(ステップS1)。もし、キャッシュヒットであるならば、データアクセス部350は、現リードアクセスコマンドで要求されたデータをキャッシュメモリ113から直ちに読み出してホスト計算機13に転送する(ステップS2)。するとテーブル管理部360は、現リードアクセスコマンドのログ、即ち現リードアクセスコマンドの指定するW/R種別であるリード(R)、先頭アドレス(先頭ブロックアドレス)及び転送サイズ(転送ブロックサイズ)の各情報を、次ポインタPの指し示すアクセスコマンドログテーブル119内のエントリに追加する(ステップS3)。このステップS3において、テーブル管理部360は次ポインタPを1インクリメントする。これにより、現リードアクセスコマンドに対応するリードアクセス処理は終了する。

40

50

## 【 0 0 3 9 】

これに対し、キャッシュヒットでないならば、つまりキャッシュミスヒットならば（ステップ S 1 ）、データアクセス処理ユニット 3 0 0 内の類似コマンド抽出部 3 2 0 が動作する。類似コマンド抽出部 3 2 0 は、アクセスコマンドログテーブル 1 1 9 から現リードアクセスコマンドに類似したコマンド（リードアクセスコマンド）のログを抽出する（ステップ S 3 ）。

## 【 0 0 4 0 】

本実施形態では、現リードアクセスコマンドに類似したコマンド（類似コマンド）の判定のための評価尺度として転送サイズが用いられる。ここでは、類似コマンドとして、例えば、W / R 種別が同一（R）で、且つ転送サイズが同一のコマンド（第 1 のタイプの類似コマンド）、或いは W / R 種別が同一（R）で、且つ転送サイズが同じ範囲内にあるコマンド（第 2 のタイプの類似コマンド）を予め定義することが可能である。転送サイズの範囲（転送サイズ範囲）としては、例えば、2 K B（キロバイト）未満、2 K B 以上 8 K B 未満、8 K B 以上 1 6 K B 未満、1 6 K B 以上 6 4 K B 未満及び 6 4 K B 以上等である。また、第 1 のタイプの類似コマンドの判定のための評価尺度に用いられる転送サイズを、例えば 2 K B、8 K B、1 6 K B 及び 6 4 K B のみとし、第 2 のタイプの類似コマンドの判定のための評価尺度に用いられる転送サイズ範囲を、例えば 2 K B 未満、2 K B 超 8 K B 未満、8 K B 超 1 6 K B 未満、1 6 K B 超 6 4 K B 未満及び 6 4 K B 超とすることにより、第 1 及び第 2 のタイプの両類似コマンドを定義することも可能である。

## 【 0 0 4 1 】

類似コマンドの定義は、例えば図 1 の記憶制御装置 1 1 と直接または（ネットワーク等を介して）間接に接続されている端末から当該記憶制御装置 1 1（内のデータアクセス処理ユニット 3 0 0）に対し、管理者の操作に従って行うことができる。また、ROM 1 1 7 に格納されているプログラム 1 1 8 によって、類似コマンドを定義しても良い。

## 【 0 0 4 2 】

本実施形態では、類似コマンドの判定のための評価尺度として、W / R 種別及び転送サイズの一致が定義されているものとする。つまり、本実施形態では類似コマンドとして第 1 のタイプの類似コマンドが定義されているものとする。

## 【 0 0 4 3 】

今、現アクセスコマンドの W / R 種別がリード（R）、転送サイズが 4 h（単位はブロック）であるものとする。この場合、類似コマンド抽出部 3 2 0 は、図 2 に示すアクセスコマンドログテーブル 1 1 9 の例では、当該テーブル 1 1 9 から、W / R 種別がリード（R）で、且つ転送サイズが 4 h の情報を含むコマンドのログ、即ちエントリ番号が「0, 3, 5, 8, 1 0, 1 3」のアクセスコマンドログテーブル 1 1 9 内のエントリに格納されている各コマンドのログを、類似コマンドのログとして抽出する（ステップ S 4）。以下では、説明の簡略化のために、このようなコマンド（類似コマンド）を、エントリ番号が「0, 3, 5, 8, 1 0, 1 3」のアクセスコマンド（またはコマンド）と表現する。他のエントリ番号のアクセスコマンドログテーブル 1 1 9 内のエントリに格納されているアクセスコマンドについても同様である。

## 【 0 0 4 4 】

類似コマンド抽出部 3 2 0 によって抽出された類似コマンドのログはアクセス傾向判定部 3 3 0 に渡される。するとアクセス傾向判定部 3 3 0 内のアクセス再出現率算出部 3 3 1 は、抽出された類似コマンドのログに基づき同一領域アクセス再出現率を算出する（ステップ S 5）。即ちアクセス再出現率算出部 3 3 1 は、抽出された類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドの指定する記憶領域（同一領域）へのアクセスの再現率を同一領域アクセス再出現率として算出する。この例では、エントリ番号「0」と「8」のアクセスコマンド及びエントリ番号「3」と「1 3」のアクセスコマンドが同一領域へのアクセスを指定している。したがって、同一領域へのアクセスの再出現率（同一領域アクセス再出現率）は、 $2 / 6 = 33\%$ となる。

## 【 0 0 4 5 】

一方、アクセス傾向判定部 330 内のアクセス出現率算出部 332 は、抽出された類似コマンドのログに基づき、近傍領域アクセス出現率を算出する（ステップ S6）。即ちアクセス出現率算出部 332 は、抽出された類似コマンドのログに基づき、当該類似コマンドの指定する記憶領域（同一領域）の近傍の領域（近傍領域）へのアクセスの出現率を近傍領域アクセス出現率として算出する。本実施形態では、近傍領域を、類似コマンドの判定のための評価尺度と同様にして、予め定義することが可能である。ここでは近傍領域として、ある類似コマンドの指定する記憶領域に対して連続している領域が定義されているものとする。このように近傍領域が定義されている場合、図 2 のアクセスコマンドログテーブル 119 の例では、エントリ番号が「0, 3, 5, 8, 10, 13」の何れのコマンドも、互いに同一領域または大きく離れた領域へのアクセスであるため、近傍領域アクセス出現率は 0% となる。

10

#### 【0046】

もし、上記の例とは異なり、ホスト計算機 13 からの W/R 種別がリード（R）であるアクセスコマンドの転送サイズが 100h であったならば、類似コマンド抽出部 320 は図 2 に示すアクセスコマンドログテーブル 119 から、エントリ番号が「2, 9, 12, 14」の各コマンドのログを、類似コマンドのログとして抽出する（ステップ S4）。この類似コマンドのログの例では、何れのコマンドの指定する記憶領域も一致しないため、同一領域アクセス再出現率は 0% となる（ステップ S5）。一方、近傍領域アクセス出現率は、エントリ番号が「2, 9, 14」のアクセスコマンドが連続した領域へのアクセスであることから、 $2/4 = 50\%$  となる（ステップ S6）。なお、ステップ S5, S6 の処理の順序は本実施形態の逆であっても構わない。

20

#### 【0047】

アクセス傾向判定部 330 内の近傍領域決定部 333 は、抽出された類似コマンドのログ及び現アクセスコマンドに基づき、当該現リードアクセスコマンドの指定する記憶領域（指定領域）の近傍領域を決定（推定）するための近傍領域決定処理（ステップ S7）を実行する。この近傍領域決定部 333 による近傍領域決定処理（ステップ S7）の手順について、図 5 のフローチャートを参照して説明する。

#### 【0048】

まず近傍領域決定部 333 は、抽出された類似コマンドのログに基づき、現リードアクセスコマンドの指定する転送サイズと一致するサイズの記憶領域の群の中から、連続する記憶領域の群（の組）を特定する（ステップ S7a）。このステップ S7a の処理では、まず抽出された類似コマンド群の中から、互いに近接した記憶領域（近傍領域）へのアクセスを指定するコマンド群への絞り込みが行われる。そして、絞り込まれたコマンド群によってそれぞれ指定される記憶領域に基づき、連続する記憶領域の群が特定される。

30

#### 【0049】

次に近傍領域決定部 333 は、特定された記憶領域の群に対応する類似コマンド群の中で最初に行われた類似コマンド（先頭の類似コマンド）を特定する（ステップ S7b）。そして近傍領域決定部 333 は、特定された記憶領域の群と、当該記憶領域の群のうちの特定された先頭の類似コマンドに対応する記憶領域と、現リードアクセスコマンドの指定する記憶領域（指定領域）とに基づき、当該指定領域の近傍領域を決定する（ステップ S7c）。このステップ S7c において近傍領域決定部 333 は、特定された記憶領域の群のうち特定された先頭の類似コマンドに対応する記憶領域（第 1 の記憶領域）が上記指定領域と対応していることを前提に、当該指定領域の近傍領域を次のように決定する。

40

#### 【0050】

まず近傍領域決定部 333 は、特定された記憶領域の群のうちの第 1 の記憶領域が指定領域と対応するように、当該特定された記憶領域の群からなる領域を論理記憶装置 120 内の記憶領域（第 2 の記憶領域）に対応させる。そして近傍領域決定部 333 は、第 2 の記憶領域のうち指定領域を除く領域を当該指定領域の近傍領域（現リードアクセスコマンドの指定する記憶領域の近傍領域）として決定する。

#### 【0051】

50

近傍領域決定部 333 によって決定される近傍領域は、特定された記憶領域の群における第 1 の記憶領域の位置によって 3 種に分類される。もし、第 1 の記憶領域が、特定された記憶領域の群の先頭位置の場合、近傍領域は指定領域の後方（アドレスが大きい側）に隣接する記憶領域となる。第 1 の記憶領域が、特定された記憶領域の群の最終位置の場合、近傍領域は指定領域の前方（アドレスが小さい側）に隣接する記憶領域となる。第 1 の記憶領域が、特定された記憶領域の群の先頭位置及び最終位置の何れでもない場合、近傍領域は、指定領域の前方に隣接する記憶領域と後方に隣接する記憶領域の 2 つの領域となる。

#### 【0052】

ここで、特定された記憶領域の群のうちの上記第 1 の記憶領域（先頭の類似コマンドに対応する記憶領域）が指定領域と対応していることを前提とする理由について説明する。本実施形態では、指定領域のデータがキャッシュメモリ 113 に保持されていないキャッシュミスヒットの場合で、且つアクセス出現率算出部 332 によって算出された近傍領域アクセス出現率が予め定められた一定値（第 2 の閾値）以上の場合、後述するように当該指定領域の近傍領域のデータがキャッシュメモリ 113 に先読みされる。このため、もしも特定された記憶領域の群のうちの第 1 の記憶領域以外の領域（第 3 の領域）が指定領域と対応しているならば、現リードアクセスコマンドの実行時には、当該指定領域を含む近傍領域のデータが既にキャッシュメモリ 113 に先読みされていることとなって、キャッシュヒットとなるはずである。したがって、現リードアクセスコマンドの実行時にキャッシュミスヒットとなるのは、特定された記憶領域の群のうちの第 1 の記憶領域が指定領域と対応していることを意味する。

#### 【0053】

ここで、近傍領域決定部 333 によって決定される近傍領域について、図 7 を参照して詳細に説明する。図 7 (a) 乃至 (c) に示される連続する記憶領域 71、記憶領域 72 及び記憶領域 73 は同一サイズであり、上記特定された記憶領域の群を表す。図 7 では、記憶領域 71、記憶領域 72 及び記憶領域 73 の順でアドレスが大きくなるものとする。

#### 【0054】

図 7 (a)、(b) 及び (c) において、それぞれハッチングが施されていない記憶領域 71、72 及び 73 は、その記憶領域に対応する類似コマンドが、3 つの記憶領域 71 乃至 73 に対応する類似コマンドの群の中で最初に実行されていることを示す。つまり、記憶領域 71、72 及び 73 のうちのハッチングが施されていない記憶領域は上記第 1 の記憶領域を示す。

#### 【0055】

また、図 7 (a)、(b) 及び (c) には、記憶領域 71、72 及び 73 と対応付けられる記憶領域 710、720 及び 730 が示されている。図 7 (a)、(b) 及び (c) において、それぞれハッチングが施されていない記憶領域 710、720 及び 730 は指定領域を示す。図 7 (a)、(b) 及び (c) では、特定された記憶領域 71 乃至 73 のうちのハッチングが施されていない記憶領域（第 1 の記憶領域）が、記憶領域 710、720 及び 730 のうちのハッチングが施されていない指定領域と対応するように、記憶領域 71 乃至 73 からなる記憶領域 74 が、記憶領域 710、720 及び 730 からなる記憶領域（第 2 の記憶領域）740 に対応付けられている。

#### 【0056】

図 7 (a) では、記憶領域 720 及び 730 が、記憶領域 71 乃至 73 のうち記憶領域（第 1 の記憶領域）71 を除く記憶領域 72 及び 73 に対応する。そこで図 7 (a) の場合、記憶領域 720 及び 730 からなる記憶領域（ハッチングが施された記憶領域）が近傍領域 750 として決定される。図 7 (b) では、記憶領域 710 及び 730 が、記憶領域 71 乃至 73 のうち記憶領域（第 1 の記憶領域）72 を除く記憶領域 71 及び 73 に対応する。そこで図 7 (b) の場合、記憶領域（ハッチングが施された記憶領域）710 及び 730 がそれぞれ近傍領域 760 及び 770 として決定される。図 7 (c) では、記憶領域 710 及び 720 が、記憶領域 71 乃至 73 のうち記憶領域（第 1 の記憶領域）73

を除く記憶領域 7 1 及び 7 2 に対応する。そこで図 7 ( c ) の場合、記憶領域 7 1 0 及び 7 2 0 からなる記憶領域 ( ハッチングが施された記憶領域 ) が近傍領域 7 8 0 として決定される。

【 0 0 5 7 】

ここで、近傍領域決定部 3 3 3 による近傍領域決定処理の具体例について説明する。ここでは、上述のように、エントリ番号が「 2 , 9 , 1 2 , 1 4 」の各コマンドのログが類似コマンドのログとして抽出されたものとする。この場合、エントリ番号が「 2 , 9 , 1 4 」の各コマンドで指定された連続する 3 つの記憶領域、即ち先頭アドレスが 2 8 0 0 h 、サイズが 1 0 0 h の記憶領域、先頭アドレスが 2 9 0 0 h 、サイズが 1 0 0 h の記憶領域、及び先頭アドレスが 3 A 0 0 h 、サイズが 1 0 0 h の記憶領域が特定される ( ステップ S 7 a ) 。また、エントリ番号が「 2 , 9 , 1 4 」の各コマンドのうち、エントリ番号が「 2 」のコマンドが先頭類似コマンドとして特定される ( ステップ S 7 b ) 。

10

【 0 0 5 8 】

そして、特定された 3 つの記憶領域のうち、先頭類似コマンドに対応する先頭アドレスが 2 8 0 0 h 、サイズが 1 0 0 h の記憶領域 ( 第 1 の記憶領域 ) が、現リードアクセスコマンドの指定するサイズ 1 0 0 h の領域 ( 指定領域 ) に対応するように、当該特定された 3 つの記憶領域からなるサイズ 3 0 0 h の記憶領域 ( つまり先頭アドレスが 2 8 0 0 h 、サイズが 3 0 0 h の記憶領域 ) が、現リードアクセスコマンドの指定するサイズ 1 0 0 h の領域 ( 指定領域 ) を含むサイズ 3 0 0 h の記憶領域 ( 第 2 の記憶領域 ) に対応させられる。この場合、図 7 ( c ) と同様に、指定領域の後方で当該指定領域に隣接するサイズ 2 0 0 h の記憶領域が近傍領域として決定される ( ステップ S 7 c ) 。

20

【 0 0 5 9 】

なお、上記の例では、抽出された類似コマンドのログに基づいて特定される連続する記憶領域の群の組が 1 つである。しかし、このような連続する記憶領域の群の組が複数特定されることもある。このような場合、これらの複数の組のサイズの平均値を連続する記憶領域の群及び第 2 の記憶領域のサイズとすれば良い。

【 0 0 6 0 】

また、W / R 種別が同一で、且つ転送サイズが同じ転送サイズ範囲内にあるコマンドを類似コマンド ( 第 2 のタイプの類似コマンド ) として抽出する場合には、図 7 に示される記憶領域 7 1 乃至 7 3 及び 7 1 0 乃至 7 3 0 に代えて、当該記憶領域 7 1 乃至 7 3 及び 7 1 0 乃至 7 3 0 がそれぞれ属する転送サイズ範囲に対応する記憶領域を用いれば良い。

30

【 0 0 6 1 】

さて、近傍領域決定部 3 3 3 によって決定された近傍領域の先頭アドレス及びサイズは、それぞれ近傍領域の情報をなす先読み先頭アドレス及び先読みサイズとして、データアクセス処理決定部 3 4 0 に通知される。先読み先頭アドレス及び先読みサイズは、後述する第 1 のデータアクセス処理 ( ステップ S 1 1 ) または第 3 のデータアクセス処理 ( ステップ S 1 3 ) が実行される場合に、当該データアクセス処理で用いられる。

【 0 0 6 2 】

アクセス再出現率算出部 3 3 1 及びアクセス出現率算出部 3 3 2 によってそれぞれ算出された同一領域アクセス再出現率及び近傍領域アクセス出現率、並びに近傍領域決定部 3 3 3 によって決定された近傍領域の情報 ( 先読み先頭アドレス及び先読みサイズの情報 ) は、データアクセス処理決定部 3 4 0 に通知される。するとデータアクセス処理決定部 3 4 0 内のキャッシュ実行決定部 3 4 1 は、現アクセスコマンドの W / R 種別がリード ( R ) の場合、同一領域アクセス再出現率が予め定められた第 1 の閾値以上であるかを判定する ( ステップ S 8 ) 。キャッシュ実行決定部 3 4 1 は、この判定結果に基づき、現アクセスコマンドで指定されてキャッシュメモリ 1 1 3 に格納されたデータを当該キャッシュメモリ 1 1 3 に保持するか否か ( 削除するか ) を決定する。

40

【 0 0 6 3 】

一方、データアクセス処理決定部 3 4 0 内の先読み決定部 3 4 2 は、同一領域アクセス再出現率が第 1 の閾値未満である場合または第 1 の閾値以上である場合のそれぞれにおい

50

て、近傍領域アクセス出現率が予め定められた第2の閾値以上であるかを判定する（ステップS9またはS10）。先読み決定部342は、この判定結果に基づき、現アクセスコマンドの指定する記憶領域の近傍領域のデータをキャッシュメモリ113に先読みするか否かを決定する。

【0064】

以上のキャッシュ実行決定部341及び先読み決定部342の決定結果（判定結果）は、データアクセス処理決定部340によってデータアクセス部350に通知される。するとデータアクセス部350は、通知された決定結果に基づき、第1のデータアクセス処理（ステップS11）、第2のデータアクセス処理（ステップS12）、第3のデータアクセス処理（ステップS13）及び第4のデータアクセス処理（ステップS14）の何れか1つを実行する。

10

【0065】

まず、同一領域アクセス再現率が第1の閾値未満（ステップS8がNO）で、近傍領域アクセス出現率が第2の閾値以上（ステップS9がYES）であるために、現アクセスコマンドで指定されたデータ（指定データ）のキャッシュメモリ113からの削除と近傍領域のデータの先読みとが決定された場合、第1のデータアクセス処理（ステップS11）が実行される。次に、同一領域アクセス再現率が第1の閾値未満（ステップS8がNO）で、近傍領域アクセス出現率が第2の閾値未満（ステップS9がNO）であるために、指定データのキャッシュメモリ113からの削除と近傍領域のデータの先読み無しが決定された場合、第2のデータアクセス処理（ステップS12）が実行される。次に、同一領域アクセス再現率が第1の閾値以上（ステップS8がYES）で、近傍領域アクセス出現率が第2の閾値以上（ステップS10がYES）であるために、指定データのキャッシュメモリ113への保持と近傍領域のデータの先読みとが決定された場合、第3のデータアクセス処理（ステップS13）が実行される。そして、同一領域アクセス再現率が第1の閾値以上（ステップS8がYES）で、近傍領域アクセス出現率が第2の閾値未満（ステップS10がNO）であるために、指定データのキャッシュメモリ113への保持と近傍領域のデータの先読み無しが決定された場合、第4のデータアクセス処理（ステップS14）が実行される。

20

【0066】

ここで、第1及び第2の閾値が何れも30%であるとする、前述の転送サイズが4hのリードアクセスコマンドの場合、同一領域アクセス再現率は第1の閾値以上、近傍領域アクセス出現率は第2の閾値未満となる。この場合、第4のデータアクセス処理（ステップS14）が実行される。これに対して、前述の転送サイズが100hのリードアクセスコマンド場合、同一領域アクセス再現率は第1の閾値未満、近傍領域アクセス出現率は第2の閾値以上となる。この場合、第1のデータアクセス処理（ステップS11）が実行される。

30

【0067】

ステップS11～S14のデータアクセス処理の何れか1つが実行されると、テーブル管理部360はステップS2が実行された場合と同様に、前記ステップS3を実行する。

【0068】

次に上記各データアクセス処理（ステップS11～S14）について順次説明する。

40

まず、第1のデータアクセス処理（ステップS11）について、図6（a）のフローチャートを参照して説明する。第1のデータアクセス処理は、同一領域アクセス再現率が低く、近傍領域アクセス出現率が高い場合の処理である。

【0069】

同一領域アクセス再現率が低い場合、現リードアクセスコマンドに基づいて論理記憶装置120から読み出されたデータが、ホスト計算機13から新たに送信されるリードアクセスコマンドで再度読み出される可能性は低いと予測される。したがって、現リードアクセスコマンドに基づいて読み出されたデータをキャッシュメモリ113に保持しておいたとしても、近い将来当該データにキャッシュヒットすることは期待できない。

50

## 【 0 0 7 0 】

一方、近傍領域アクセス出現率が高い場合、現リードアクセスコマンドの指定する記憶領域（指定領域）の近傍領域へのアクセスが発生する可能性が高いと予測される。したがって、指定領域の近傍領域のデータをキャッシュメモリ 1 1 3 に先読みして当該キャッシュメモリ 1 1 3 に保持するならば、近い将来当該近傍領域のデータにキャッシュヒットすることが期待できる。

## 【 0 0 7 1 】

そこでデータアクセス部 3 5 0 は、第 1 のデータアクセス処理において、現リードアクセスコマンドによって指定された論理記憶装置 1 2 0 内の記憶領域（指定領域）のデータ（ホスト計算機 1 3 から要求されたデータ）をキャッシュメモリ 1 1 3 に読み込むと共に、近傍領域決定部 3 3 3 によって決定された（先読み先頭アドレス及び先読みサイズで示される）近傍領域のデータ（先読みサイズ分のデータ）をキャッシュメモリ 1 1 3 に先読みする（ステップ S 1 1 a）。即ちデータアクセス部 3 5 0 は、「ホスト計算機 1 3 からの要求サイズ + 先読みサイズ」分のデータをキャッシュメモリ 1 1 3 に読み込む。

## 【 0 0 7 2 】

次に、データアクセス部 3 5 0 は、キャッシュメモリ 1 1 3 に読み込まれたデータのうち、ホスト計算機 1 3 から要求されたデータを当該ホスト計算機 1 3 に転送する（ステップ S 1 1 b）。データアクセス部 3 5 0 は、このデータの転送後、直ちに当該データをキャッシュメモリ 1 1 3 から削除して、当該データが保持されていたキャッシュメモリ 1 1 3 内の領域を解放する（ステップ S 1 1 c）。これにより第 1 のデータアクセス処理は終了する。

## 【 0 0 7 3 】

ステップ S 1 1 c の処理の結果、再度読み出される可能性が低いデータによってキャッシュメモリ 1 1 3 内の領域が占有される無駄を無くすることができる。一方、キャッシュメモリ 1 1 3 に先読みされた、ホスト計算機 1 3 からのアクセスが発生する可能性が高い近傍領域のデータは当該キャッシュメモリ 1 1 3 に保持されているため、当該データがホスト計算機 1 3 から要求された場合に、直ちに当該データをホスト計算機 1 3 に転送することができる。

## 【 0 0 7 4 】

このように本実施形態においては、キャッシュメモリ 1 1 3 の限られた領域（キャッシュメモリリソース）を、より効果の高いアクセスに対し優先的に割り当てることにより、当該キャッシュメモリ 1 1 3 の最良の効果をを得ることができる。しかも、より効果の高いアクセスである（つまり、同一領域アクセス再出現率、或いは近傍領域アクセス出現率が高い）かの判定には、現アクセスコマンドそれ自体を含むコマンド列の指定するアクセスの傾向ではなくて、アクセスコマンドログテーブル 1 1 9 から抽出された現アクセスコマンドに類似のコマンドのアクセス傾向が用いられる。このため、ホスト計算機 1 3 からのアクセスが同時期に多種多様に混在して存在する場合であっても、少ないアクセスコマンド列（特許文献 2 に記載された先読み閾値より少ない回数）で完結するようなシーケンシャルアクセスであっても、キャッシュメモリ 1 1 3 へのアクセスを伴う、現アクセスコマンドに対応する最適なデータアクセス処理を簡単に決定することができる。また、ホスト計算機 1 3 からのアクセスが同時期に多種多様に混在して存在する場合に容易に対応できるため、論理記憶装置が大容量化しても、特許文献 1 に記載の技術で適用される統計情報に相当するアクセスコマンドのログを保持するアクセスコマンドログテーブルに必要な記憶容量の増加を抑えることができる。

## 【 0 0 7 5 】

次に、第 2 のデータアクセス処理（ステップ S 1 2）について、図 6（b）のフローチャートを参照して説明する。第 2 のデータアクセス処理は、同一領域アクセス再出現率が低く、且つ近傍領域アクセス出現率も低い場合の処理である。同一領域アクセス再出現率が低い場合、前述したように現リードアクセスコマンドに基づいて読み出されたデータが近い将来再度読み出される可能性は低い。また、近傍領域アクセス出現率が低い場合、指

10

20

30

40

50

定領域の近傍領域へのアクセスが近い将来発生する可能性も低い。

【 0 0 7 6 】

そこでデータアクセス部 3 5 0 は、第 2 のデータアクセス処理において、現リードアクセスコマンドによって指定された論理記憶装置 1 2 0 内の記憶領域（指定領域）のデータ（ホスト計算機 1 3 から要求されたデータ）のみをキャッシュメモリ 1 1 3 に読み込む（ステップ S 1 2 a ）。

【 0 0 7 7 】

次に、データアクセス部 3 5 0 は、キャッシュメモリ 1 1 3 に読み込まれたデータ（ホスト計算機 1 3 から要求されたデータ）をホスト計算機 1 3 に転送する（ステップ S 1 2 b ）。データアクセス部 3 5 0 は、このデータの転送後、直ちに当該データをキャッシュメモリ 1 1 3 から削除して、当該データが保持されていたキャッシュメモリ 1 1 3 内の領域を解放する（ステップ S 1 2 c ）。これにより第 2 のデータアクセス処理は終了する。

【 0 0 7 8 】

次に、第 3 のデータアクセス処理（ステップ S 1 3 ）について、図 6（c）のフローチャートを参照して説明する。第 3 のデータアクセス処理は、同一領域アクセス再出現率が高く、且つ近傍領域アクセス出現率も高い場合の処理である。同一領域アクセス再出現率が高い場合、現リードアクセスコマンドに基づいて読み出されたデータが近い将来再度読み出される可能性が高い。また、近傍領域アクセス出現率が高い場合、前述したように指定領域の近傍領域へのアクセスが近い将来発生する可能性も高い。

【 0 0 7 9 】

そこでデータアクセス部 3 5 0 は、第 3 のデータアクセス処理において、先の第 1 のデータアクセス処理と同様に、現リードアクセスコマンドによって指定された論理記憶装置 1 2 0 内の記憶領域（指定領域）のデータをキャッシュメモリ 1 1 3 に読み込むと共に、近傍領域決定部 3 3 3 によって決定された（先読み先頭アドレス及び先読みサイズで示される）近傍領域のデータをキャッシュメモリ 1 1 3 に先読みする（ステップ S 1 3 a ）。

【 0 0 8 0 】

次に、データアクセス部 3 5 0 は、キャッシュメモリ 1 1 3 に読み込まれたデータのうち、ホスト計算機 1 3 から要求されたデータを当該ホスト計算機 1 3 に転送する（ステップ S 1 3 b ）。これにより第 3 のデータアクセス処理は終了する。このように第 3 のデータアクセス処理では、ホスト計算機 1 3 から要求された指定領域のデータがキャッシュメモリ 1 1 3 に保持されると共に、その近傍領域のデータが当該キャッシュメモリ 1 1 3 に先読みされる。

【 0 0 8 1 】

次に、第 4 のデータアクセス処理（ステップ S 1 4 ）について、図 6（d）のフローチャートを参照して説明する。第 4 のデータアクセス処理は、同一領域アクセス再出現率が高く、近傍領域アクセス出現率が低い場合の処理である。このような場合、指定領域から読み出されたデータが近い将来再度読み出される可能性は高いものの、その近傍領域へのアクセスが近い将来発生する可能性は低い。

【 0 0 8 2 】

そこでデータアクセス部 3 5 0 は、第 4 のデータアクセス処理において、現リードアクセスコマンドによって指定された論理記憶装置 1 2 0 内の記憶領域（指定領域）のデータ（ホスト計算機 1 3 から要求されたデータ）のみをキャッシュメモリ 1 1 3 に読み込む（ステップ S 1 4 a ）。

【 0 0 8 3 】

次に、データアクセス部 3 5 0 は、キャッシュメモリ 1 1 3 に読み込まれたデータ（ホスト計算機 1 3 から要求されたデータ）をホスト計算機 1 3 に転送する（ステップ S 1 4 b ）。これにより第 4 のデータアクセス処理は終了する。

【 0 0 8 4 】

上述のように本実施形態においては、キャッシュヒットの期待できるデータを優先的にキャッシュメモリ 1 1 3 に保持し、また、後にアクセスされることが期待されるデータを

10

20

30

40

50



先行して論理記憶装置 120 から読み出し、キャッシュメモリ 113 に保持しておくことにより、キャッシュメモリ 113 の限られた記憶領域（キャッシュメモリリソース）を有効活用し、キャッシュヒット率を向上させ、その結果アクセス性能を向上させることができる。

【0085】

次に、データアクセス処理ユニット 300 において実行されるライトアクセス処理について、図 8 のフローチャートを参照して説明する。

今、ホスト計算機 30 から記憶制御装置 11 にホスト接続インタフェース 21 を介して W/R 種別がライト（W）であるアクセスコマンド（ライトアクセスコマンド、つまりライト要求）が送信されたものとする。このライトアクセスコマンドが記憶制御装置 11 によって受信されると、データアクセス処理ユニット 300 では、次のようなライトアクセス処理が行われる。

【0086】

まず類似コマンド抽出部 320 が、先に述べたリードアクセスコマンドの場合と同様に、アクセスコマンドログテーブル 119 から現ライトアクセスコマンドに類似したコマンド（ライトアクセスコマンド）のログを抽出する（ステップ S21）。

【0087】

するとアクセス傾向判定部 330 内のアクセス再出現率算出部 331 は、抽出された類似コマンドのログに基づき同一領域アクセス再出現率を算出する（ステップ S22）。一方、アクセス傾向判定部 330 内のアクセス出現率算出部 332 は、抽出された類似コマンドのログに基づき、近傍領域アクセス出現率を算出する（ステップ S23）。これらのステップ S22 及び S23 は、前述のリードアクセス処理におけるステップ S5 及び S6 と同様に行われる。

【0088】

データアクセス処理決定部 340 内のデステージング遅延決定部 343 は、現アクセスコマンドの W/R 種別がライト（W）の場合、アクセス再出現率算出部 331 によって算出された同一領域アクセス再出現率またはアクセス出現率算出部 332 によって算出された近傍領域アクセス出現率が、それぞれ第 1 の閾値または第 2 の閾値（ここでは、第 1 の閾値 = 第 2 の閾値）以上であるかを判定する（ステップ S24）。

【0089】

もし、同一領域アクセス再出現率または近傍領域アクセス出現率が閾値（第 1 の閾値または第 2 の閾値）以上の場合、現アクセスコマンドで指定される記憶領域（指定領域）と同一の領域または近傍領域に対するアクセスが近い将来発生する可能性が高いことが予測される。

【0090】

そこでデステージング遅延決定部 343 は、ステップ S24 での判定結果に基づき、ホスト計算機 13 からの現ライトアクセスコマンドで指定されたライトデータをキャッシュメモリ 113 に格納した後に当該ライトデータを論理記憶装置 120（を構成する HDD 12）に書き込む処理（デステージング）を、遅延させるか直ちに実行させるかを決定する。具体的には、同一領域アクセス再出現率または近傍領域アクセス出現率が閾値以上の場合（ステップ S24 の YES）、デステージング遅延決定部 343 は、デステージングの遅延を決定する。これに対して、同一領域アクセス再出現率または近傍領域アクセス出現率が閾値未満の場合（ステップ S24 の NO）、デステージング遅延決定部 343 は、デステージングを直ちに実行させることを決定する。

【0091】

デステージング遅延決定部 343 による決定結果（判定結果）はデータアクセス部 350 に通知される。するとデータアクセス部 350 は、通知された決定結果に基づき、ステップ S25 及び S26 の何れか一方を次のように実行する。

【0092】

まず、同一領域アクセス再出現率が閾値（第 1 の閾値）以上であると判定された結果、

10

20

30

40

50

デステージングの遅延が決定されたものとする。この場合、データアクセス部 350 は、論理記憶装置 120 へのデステージングを遅延するモード（第 1 のモード）で、ホスト計算機 13 からの現ライトアクセスコマンドで指定されたライトデータをキャッシュメモリ 113 に格納する（ステップ S25）。これにより、現ライトアクセスコマンドで指定された記憶領域（指定領域）と同一の領域に対するライトアクセスが発生する可能性が高いために、キャッシュメモリ 113 から論理記憶装置 120 内の当該同一の領域へのデータのデステージングの回数（書き込み回数）が増加するのを防止できる。

#### 【0093】

同様に、近傍領域アクセス出現率が閾値以上であると判定された結果、デステージングの遅延が決定されたものとする。この場合も、データアクセス部 350 は、上記第 1 のモード（論理記憶装置 120 へのデステージングを遅延するモード）で、ホスト計算機 13 からの現ライトアクセスコマンドで指定されたライトデータをキャッシュメモリ 113 に格納する（ステップ S25）。これにより、現ライトアクセスコマンドで指定された記憶領域（指定領域）の近傍領域に対するライトアクセスが発生した場合に、キャッシュメモリ 113 から論理記憶装置 120 内の当該指定領域及び近傍領域へ一括してデータを書き込むことが可能となり、デステージングの回数（書き込み回数）を削減することができる。

10

#### 【0094】

一般に論理記憶装置 120（を構成する HDD 12）はホスト計算機 13 やキャッシュメモリ 113 に比べ性能が低いため、アクセスの負荷が高くなると、当該記憶装置 120 へのアクセスがボトルネックとなることが多い。このため、論理記憶装置 120 への書き込み回数を削減することは、アクセス性能の向上に寄与する。また、ライトデータがキャッシュメモリ 113 に保持される期間が長くなるため、当該データのリードを要求するリードアクセスコマンドがホスト計算機 13 から送られた場合にはキャッシュヒットとなつて、当該ホスト計算機 13 に対して高速に応答できる効果もある。

20

#### 【0095】

これに対し、同一領域アクセス再出現率及び近傍領域アクセス出現率の何れも閾値以下であると判定された結果、デステージングを直ちに行うことが決定されたものとする。この場合、データアクセス部 350 は、論理記憶装置 120 へのデステージングを直ちに行うモード（第 2 のモード）で、ホスト計算機 13 からの現ライトアクセスコマンドで指定されたライトデータをキャッシュメモリ 113 に格納する（ステップ S26）。第 2 のモードでは、キャッシュメモリ 113 に格納されたライトデータのデステージングが直ちに行われた後に、当該データがキャッシュメモリ 113 から削除されて、当該データが保持されていたキャッシュメモリ 113 内の領域が解放される。

30

#### 【0096】

同一領域アクセス再出現率及び近傍領域アクセス出現率の何れも閾値以下の場合、近い将来に同一領域または近傍領域へのアクセスが発生することは期待できない。このような場合に、現ライトアクセスコマンドで指定されたライトデータをキャッシュメモリ 113 に保持しておくことは当該キャッシュメモリ 113 の利用効率を低下させる。しかし本実施形態では、上記第 2 のモードでライトデータがキャッシュメモリ 113 に格納される（ステップ S26）。このため、キャッシュメモリ 113 に格納されたライトデータのデステージングが直ちに行われ、しかる後に当該データがキャッシュメモリ 113 から削除されて、当該キャッシュメモリ 113 内の対応する領域が解放される。これにより、キャッシュメモリ 113 の利用効率の低下を防止できる。

40

#### 【0097】

ステップ S25 及び S26 の何れか一方が実行されると、テーブル管理部 360 は、現ライトアクセスコマンドのログ、即ち現ライトアクセスコマンドの指定する W/R 種別であるライト（W）、先頭アドレス及び転送サイズの各情報を、次ポインタ P の指し示すアクセスコマンドログテーブル 119 内のエントリに追加する（ステップ S27）。このステップ S27 において、テーブル管理部 360 は次ポインタ P を 1 インクリメントする。

50

これにより、現ライトアクセスコマンドに対応するライトアクセス処理は終了する。

【0098】

なお、アクセス傾向判定部330がアクセス再出現率算出部331及びアクセス出現率算出部332のいずれか一方のみを有していても構わない。もし、アクセス傾向判定部330がアクセス再出現率算出部331のみを有している場合のリードアクセス処理では、データアクセス処理決定部340は、同一領域アクセス再出現率に応じて第2のデータアクセス処理または第4のデータアクセス処理を決定すれば良い。同様に、アクセス傾向判定部330がアクセス出現率算出部332のみを有している場合のリードアクセス処理では、データアクセス処理決定部340は、近傍領域アクセス出現率に応じて第3のデータアクセス処理または第4のデータアクセス処理を決定すれば良い。

10

【0099】

[変形例]

次に上記実施形態の変形例について説明する。この変形例の特徴は、論理記憶装置120の記憶領域を複数のゾーンに分割し、ゾーン毎に、上記実施形態で適用された、類似コマンドの抽出を含む処理を適用することにある。

【0100】

図9は、複数のゾーンに分割された論理記憶装置120と当該複数のゾーンを管理するためのゾーン管理テーブル90とを示す。図9の例では、論理記憶装置120の記憶領域は $M+1$ 個のゾーン $Z0(\#0)$ 、 $Z1(\#1)$ 、 $Z2(\#2)$ 、... $ZM(\#M)$ に分割して管理される。ここでゾーン $Z0\sim ZM$ のサイズは均等でも均等でなくても構わない。もし、論理記憶装置120内の部分的な領域毎に予め用途が定められているならば、その領域毎にゾーンを定義すると良い。

20

【0101】

ゾーン管理テーブル90は、論理記憶装置120のゾーン数に一致する $M+1$ 個のエントリを有する。ゾーン管理テーブル90のエントリ番号 $i$  ( $i=0\sim M$ )のエントリは、当該エントリ番号 $i$ に一致するゾーン番号 $i$ のゾーン $Zi$ の情報(ゾーン情報)を保持するのに用いられる。ゾーン管理テーブル90の各エントリは、フィールド91及び92から構成される。テーブル90のエントリ番号 $i$  ( $i=0\sim M$ )のエントリのフィールド91及び92は、それぞれゾーン番号 $i$ のゾーン $Zi$ の先頭アドレス(先頭ブロックアドレス)及びサイズ(ブロックサイズ)の情報を保持するのに用いられる。

30

【0102】

上述のように、ゾーン管理テーブル90のエントリ番号 $i$ のエントリは、当該エントリ番号 $i$ に一致するゾーン番号 $i$ のゾーン $Zi$ の情報を保持するのに用いられる。したがって、ゾーン管理テーブル90の各エントリに、対応するゾーン $Zi$ のゾーン番号を保持するフィールドが確保されていなくても、当該エントリのエントリ番号 $i$ から対応するゾーン $Zi$ を特定できる。勿論、ゾーン管理テーブル90の各エントリに、対応するゾーン $Zi$ のゾーン番号を保持するフィールドが確保されていても構わない。

【0103】

本変形例では、ゾーン $Z0\sim ZM$ 毎に、図2に示される構造のアクセスコマンドログテーブル119が用意される。類似コマンド抽出部320は、ホスト計算機13からのアクセスコマンドに基づいて類似コマンドのログを抽出する場合、ゾーン管理テーブル90を参照して、当該アクセスコマンドで指定されるアクセスコマンドログテーブル119内の記憶領域(指定領域)がゾーン $Z0\sim ZM$ のうちの何れのゾーンに属しているかを判定する。類似コマンド抽出部320は、判定されたゾーンに対応するアクセスコマンドログテーブル119に基づいて、類似コマンドのログを抽出する。

40

【0104】

このように、ゾーン毎に、上記実施形態で適用された、類似コマンドの抽出を含む処理を適用することにより、アクセスの傾向に局所性のあるような場合は、同一領域アクセス再出現率及び近傍領域アクセス出現率の判定の精度を向上させる効果が期待できる。

【0105】

50

なお、ホスト計算機 1 3 に複数の論理記憶装置が提供される場合には、論理記憶装置毎にゾーン管理テーブル 9 0 を用意して、論理記憶装置毎で且つゾーン毎にアクセスコマンドログテーブル 1 1 9 を用意すれば良い。

【 0 1 0 6 】

本発明は、上記実施形態またはその変形例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できる。また、上記実施形態またはその変形例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できる。例えば、実施形態またはその変形例に示される全構成要素から幾つかの構成要素を削除してもよい。

【図面の簡単な説明】

10

【 0 1 0 7 】

【図 1】本発明の一実施形態に係る計算機システムの構成を示すブロック図。

【図 2】図 1 に示されるアクセスコマンドログテーブルのデータ構造例を次ポイントと対応付けて示す図。

【図 3】図 1 に示される記憶制御装置内に実現されるデータアクセス処理装置の構成を示すブロック図。

【図 4】同実施形態におけるリードアクセス処理の手順を示すフローチャート。

【図 5】図 4 のフローチャートにおける近傍領域決定処理の手順を示すフローチャート。

【図 6】図 4 のフローチャートにおける第 1 乃至第 4 のデータアクセス処理の手順を示すフローチャート。

20

【図 7】上記近傍領域決定処理を説明するための図。

【図 8】同実施形態におけるライトアクセス処理の手順を示すフローチャート。

【図 9】同実施形態の変形例で適用される、複数のゾーンに分割された論理記憶装置と当該複数のゾーンを管理するためのゾーン管理テーブルとを示す図。

【符号の説明】

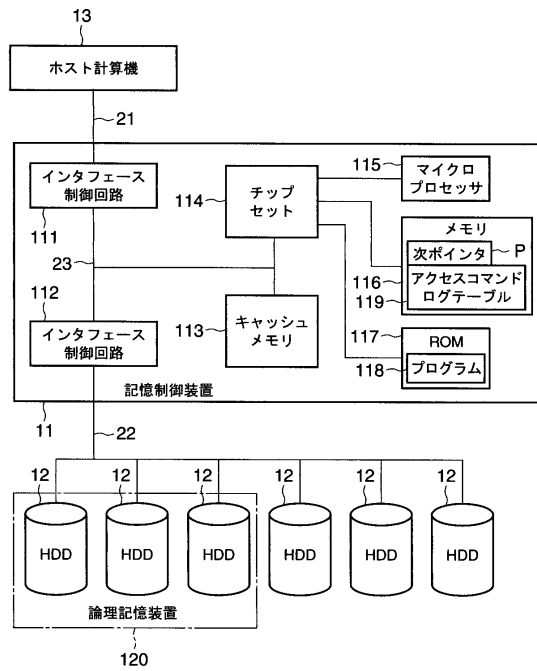
【 0 1 0 8 】

1 1 ... 記憶制御装置、 1 2 ... H D D ( 記憶装置 )、 1 3 ... ホスト計算機、 3 0 ... データアクセス処理装置、 9 0 ... ゾーン管理テーブル、 1 1 3 ... キャッシュメモリ、 1 1 5 ... マイクロプロセッサ、 1 1 6 ... メモリ ( ローカルメモリ )、 1 1 7 ... R O M、 1 1 8 ... プログラム、 1 1 9 ... アクセスコマンドログテーブル、 1 2 0 ... 論理記憶装置、 3 0 0 ... データアクセス処理ユニット、 3 1 0 ... キャッシュヒット判定部、 3 2 0 ... 類似コマンド抽出部、 3 3 0 ... アクセス傾向判定部、 3 3 1 ... アクセス再出現率算出部、 3 3 2 ... アクセス出現率算出部、 3 3 3 ... 近傍領域決定部、 3 4 0 ... データアクセス処理決定部、 3 4 1 ... キャッシュ実行決定部、 3 4 2 ... 先読み決定部、 3 4 3 ... デステージング遅延決定部、 3 5 0 ... データアクセス部、 3 6 0 ... テーブル管理部。

30

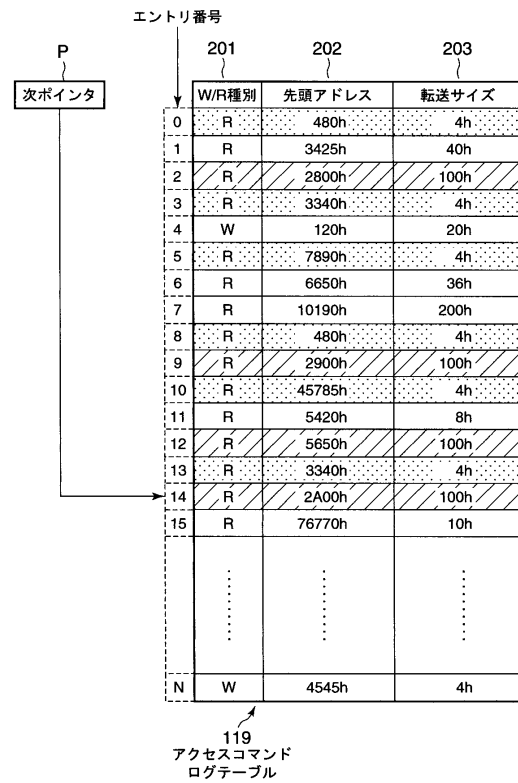
【図 1】

図 1



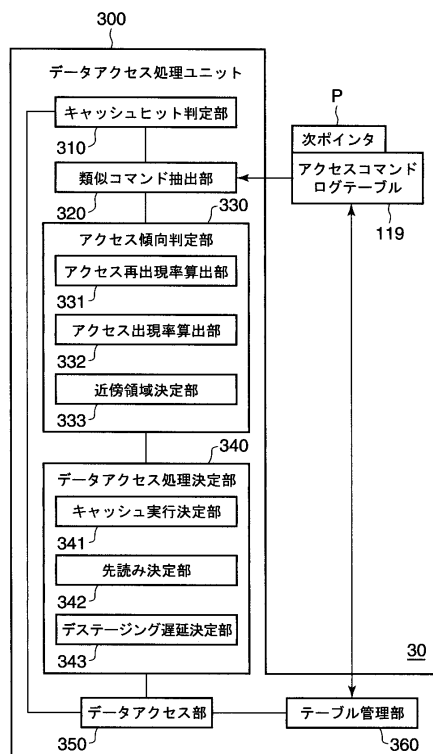
【図 2】

図 2



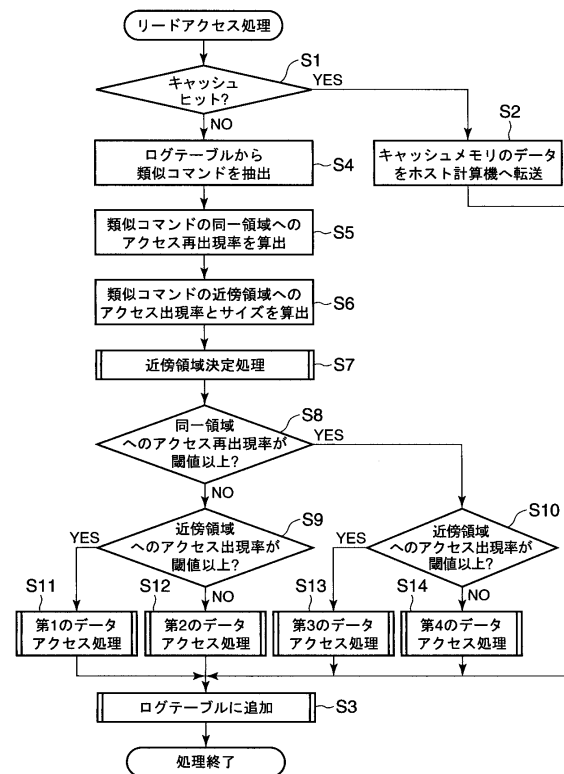
【図 3】

図 3



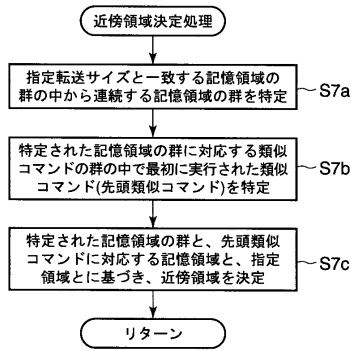
【図 4】

図 4



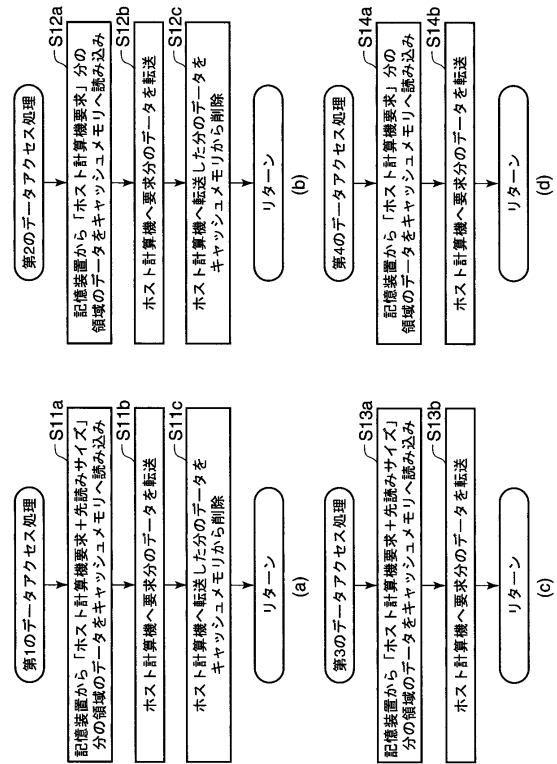
【図 5】

図 5



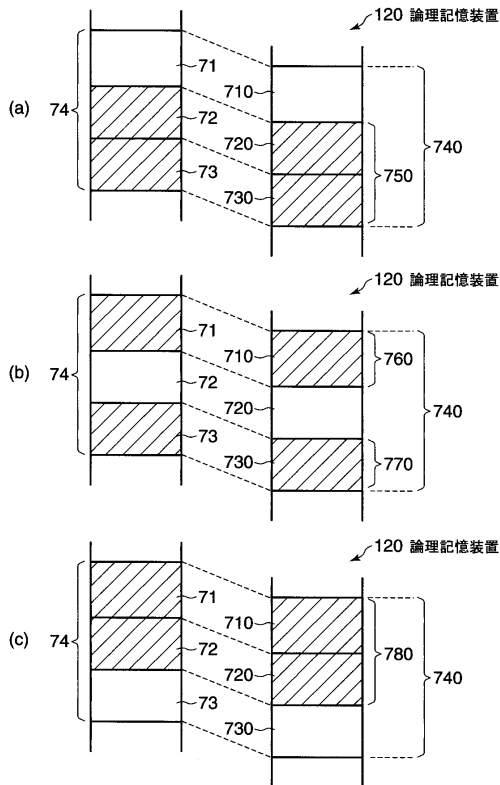
【図 6】

図 6



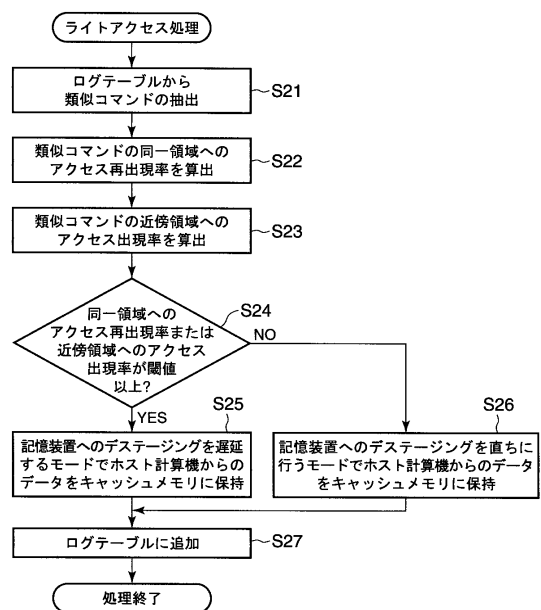
【図 7】

図 7



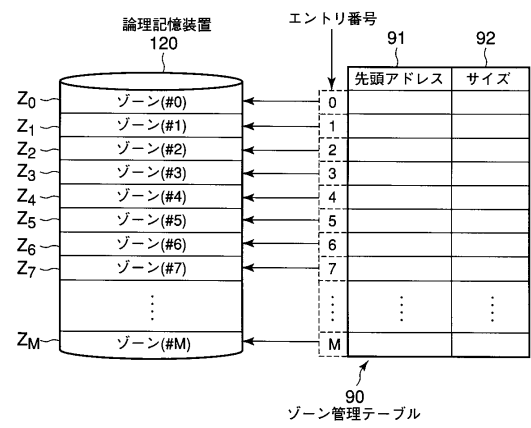
【図 8】

図 8



【図 9】

図 9



## フロントページの続き

(51)Int.Cl. F I  
G 0 6 F 12/08 5 0 5 C  
G 0 6 F 12/08 5 4 3 B  
G 0 6 F 12/08 5 8 1

(74)代理人 100109830  
弁理士 福原 淑弘

(74)代理人 100084618  
弁理士 村松 貞男

(74)代理人 100092196  
弁理士 橋本 良郎

(72)発明者 笹本 享一  
東京都港区芝浦一丁目1番1号 東芝ソリューション株式会社内

審査官 坂東 博司

(56)参考文献 特開平09-330185(JP,A)  
特開平08-147216(JP,A)  
特開平10-301847(JP,A)  
特開平11-191037(JP,A)  
特開平10-187537(JP,A)  
特開平08-006859(JP,A)  
特開平01-319821(JP,A)  
特開2003-044358(JP,A)  
特開2007-058728(JP,A)  
特開2006-072789(JP,A)  
特開2004-078755(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)  
G 0 6 F 3 / 0 6  
G 0 6 F 1 2 / 0 8