

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第4104283号
(P4104283)

(45) 発行日 平成20年6月18日 (2008. 6. 18)

(24) 登録日 平成20年4月4日 (2008. 4. 4)

(51) Int. Cl.

F I

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

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

G O 6 F 12/08 5 O 5 C

G O 6 F 12/08 5 4 3 B

G O 6 F 12/08 5 5 7

G O 6 F 3/06 3 O 2 A

請求項の数 2 (全 13 頁)

(21) 出願番号 特願2000-385593 (P2000-385593)
 (22) 出願日 平成12年12月19日 (2000. 12. 19)
 (65) 公開番号 特開2002-182978 (P2002-182978A)
 (43) 公開日 平成14年6月28日 (2002. 6. 28)
 審査請求日 平成16年8月6日 (2004. 8. 6)

(73) 特許権者 000005108
 株式会社日立製作所
 東京都千代田区丸の内一丁目6番6号
 (74) 代理人 100093492
 弁理士 鈴木 市郎
 (74) 代理人 100078134
 弁理士 武 顕次郎
 (72) 発明者 黒川 勇
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株
 式会社 日立製作所 ストレージシステム
 事業部内
 (72) 発明者 中西 弘晃
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株
 式会社 日立製作所 ストレージシステム
 事業部内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 記憶サブシステム及び情報処理システム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

1 台以上の上位処理装置が入出力対象とするデータを 1 台以上の物理デバイスを用いて記憶する外部記憶装置と、前記上位処理装置と前記外部記憶装置との間で授受されるデータを適宜大きさのデータブロックで分割管理し且つ前記データブロックを一時的に保持するキャッシュメモリを有して前記データブロックの入出力制御を行う制御装置と、を備えた記憶サブシステムにおいて、

前記制御装置は、

前記データが存在する単位領域内のデータブロック総数と前記データが存在する単位領域内での入出力要求の有ったデータブロック総数とから、前記データが存在する単位領域内における入出力要求の有った、前記キャッシュメモリの管理単位であるデータブロックの存在する比率である存在密度値を求め、

前記求めた存在密度値を用いて、アクセス形態が、データ二重化に見られる単純な順アクセス、1 論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、及び大規模データベースに見られる局所的なランダムアクセスでのジョブ実行処理期間における大局的な順アクセス、を含む順アクセスであるか否かを判断し、

前記存在密度値が所定の閾値以上であれば順アクセスであると判断され、前記順アクセスとの判断結果によって、前記上位処理装置の入出力対象となっているデータが存在するデータブロック近傍のデータブロックを前記外部記憶装置から先読する

ことを特徴とする記憶サブシステム。

【請求項 2】

1 台以上の上位処理装置と、前記上位処理装置が入出力対象とするデータを 1 台以上の物理デバイスを用いて記憶する外部記憶装置と、前記上位処理装置と前記外部記憶装置との間で授受されるデータを適宜大きさのデータブロックで分割管理し且つ前記データブロックを一時的に保持するキャッシュメモリを有して前記データブロックの入出力制御を行う制御装置と、を備えた情報処理システムにおいて、

前記制御装置は、

前記データが存在する単位領域内のデータブロック総数と前記データが存在する単位領域内での入出力要求のあったデータブロック総数とから、前記データが存在する単位領域内における入出力要求のあった、前記キャッシュメモリの管理単位であるデータブロックの存在する比率である存在密度値を求め、

10

前記求めた存在密度値を用いて、アクセス形態が、データ二重化に見られる単純な順アクセス、1 論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、及び大規模データベースに見られる局所的なランダムアクセスでのジョブ実行処理期間における大局的な順アクセス、を含む順アクセスであるか否かを判断し、

前記存在密度値が所定の閾値以上であれば順アクセスであると判断され、前記順アクセスとの判断結果によって、前記上位処理装置の入出力対象となっているデータが存在するデータブロック近傍のデータブロックを前記外部記憶装置から先読する

ことを特徴とする情報処理システム。

【発明の詳細な説明】

20

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、外部記憶装置とその制御装置とを備えた記憶サブシステム、並びに前記記憶サブシステムに上位処理装置を含めた情報処理システムにおける制御技術及び制御装置に関し、特に、外部記憶装置からの制御装置内キャッシュメモリへのデータ先読み制御技術に適用して有効なものである。

【0002】

【従来の技術】

外部記憶装置からの制御装置内キャッシュメモリへの先読み制御技術においては、上位処理装置からの過去のアクセスパターンの履歴情報に基づき、未来のアクセスパターンを予測し、先読みを制御するものが一般的である。この予測においては、過去のアクセスパターンの履歴情報の蓄積が重要となる。このような制御に関する発明として、特開平 6 - 3 4 2 4 0 1 号公報、特開平 1 1 - 5 3 2 9 0 号公報が挙げられる。

30

【0003】

特開平 6 - 3 4 2 4 0 1 号公報の発明は、上位処理装置から最近受け付けた複数のアクセス要求を調べて、現アクセス要求のアドレス以降のデータが引き続いてアクセスされるかをどうかを予測し、アクセスされる可能性があると判断すると先読み制御を起動する順アクセス検出手段を有する制御装置も関するものである。

【0004】

同様に、特開平 1 1 - 5 3 2 9 0 号公報の発明は、上位処理装置から入出力要求が発生する度に、入出力要求の最終アドレスを記憶し、また現在の入出力要求のアドレスが、記憶している過去の入出力要求の最終アドレス + であれば、順アクセスと判断し、先読み制御を起動する磁気ディスク処理装置に関するものである。

40

【0005】

【発明が解決しようとする課題】

最近の情報処理システムにおける、上位処理装置、制御装置それぞれの接続台数と外部記憶装置の記憶容量の関係は、最近を $N : 1 : n$ 、従来を $M : 1 : m$ とすると、 $N > M$ 、 n

m の関係が成り立つ。特に、 $n > m$ が示すように、外部記憶装置を構成する物理デバイスとして代表的な磁気ディスク装置の記録密度の向上により、1 台の制御装置配下の記憶容量が格段に増加し、併せて、上位処理装置からの入出力要求対象のデータ量が増加して

50

いる。従って、アクセスパターンの履歴情報も膨大なものになり、履歴情報の管理および検索処理の複雑化に伴う入出力要求時の制御装置の処理時間が増大し、レスポンスが低下することが課題となっている。

【0006】

また、1台の制御装置配下の記憶容量の増加により、論理デバイスのサイズも大きくなっており、1論理デバイス当りに存在するファイル数も増大している。従って、1論理デバイス上の複数ファイルに対するアクセスが同時期に発生する頻度は高く、履歴情報を論理デバイス単位に管理している場合は、1論理デバイスの多重アクセス動作による履歴情報の乱れが発生する。このような履歴情報の乱れによって、的確なアクセスパターンの予測が困難となる課題も発生している。

10

【0007】

また、大規模データベースにおいては、局所的に見れば、ランダムアクセスであっても、データベース全体について大局的に見れば、データベースを格納している論理デバイス内の連続した論理トラックを隈なくアクセスしている場合がある。すなわち、アクセスパターンを考慮せずに状態のみに着目すれば、連続性を持つ順アクセスといえる。本発明においては、そのような形態を、「大局的には順アクセス」と定義する。

【0008】

このように、大局的には順アクセスであると判断できる場合に、外部記憶装置から先読みを実施し、上位処理装置からの入出力要求に対し、データの高速転送ならびに応答を可能とすることが必要となっている。しかしながら、大局的には順アクセスであると判断するための情報として、前述の従来技術で示されるようなアクセスパターンの履歴情報を用いたのでは、先に述べた入出力要求時の制御装置の処理時間の増大、履歴情報の乱れという課題が発生する。

20

【0009】

従って、従来技術とは異なる手段を用いて、単純な順アクセス、1論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、大規模データベースに見られるような大局的には順アクセス、というアクセス形態それぞれを判断することが課題となっている。

【0010】

【課題を解決するための手段】

30

前記課題を解決するために、本発明は主として次のような構成を採用する。

【0011】

1台以上の上位処理装置が入出力対象とするデータを1台以上の物理デバイスを用いて記憶する外部記憶装置と、前記上位処理装置と前記外部記憶装置との間で授受されるデータを適宜大きさのデータブロックで分割管理し且つ前記データブロックを一時的に保持するキャッシュメモリを有して前記データブロックの入出力制御を行う制御装置と、を備えた記憶サブシステムにおいて、

前記制御装置は、

前記データが存在する単位領域内のデータブロック総数と前記データが存在する単位領域内での入出力要求の有ったデータブロック総数とから、前記データが存在する単位領域内における入出力要求の有った、前記キャッシュメモリの管理単位であるデータブロックの存在する比率である存在密度値を求め、

40

前記求めた存在密度値を用いて、アクセス形態が、データ二重化に見られる単純な順アクセス、1論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、及び大規模データベースに見られる局所的なランダムアクセスでのジョブ実行処理期間における大局的な順アクセス、を含む順アクセスであるか否かを判断し、

前記存在密度値が所定の閾値以上であれば順アクセスであると判断され、前記順アクセスとの判断結果によって、前記上位処理装置の入出力対象となっているデータが存在するデータブロック近傍のデータブロックを前記外部記憶装置から先読する記憶サブシステム

50

【 0 0 1 2 】

1 台以上の上位処理装置と、前記上位処理装置が入出力対象とするデータを 1 台以上の物理デバイスを用いて記憶する外部記憶装置と、前記上位処理装置と前記外部記憶装置との間で授受されるデータを適宜大きさのデータブロックで分割管理し且つ前記データブロックを一時的に保持するキャッシュメモリを有して前記データブロックの入出力制御を行う制御装置と、を備えた情報処理システムにおいて、

前記制御装置は、

前記データが存在する単位領域内のデータブロック総数と前記データが存在する単位領域内での入出力要求の有ったデータブロック総数とから、前記データが存在する単位領域内における入出力要求の有った、前記キャッシュメモリの管理単位であるデータブロックの存在する比率である存在密度値を求め、

前記求めた存在密度値を用いて、アクセス形態が、データ二重化に見られる単純な順アクセス、1 論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、及び大規模データベースに見られる局所的なランダムアクセスでのジョブ実行処理期間における大局的な順アクセス、を含む順アクセスであるか否かを判断し、

前記存在密度値が所定の閾値以上であれば順アクセスであると判断され、前記順アクセスとの判断結果によって、前記上位処理装置の入出力対象となっているデータが存在するデータブロック近傍のデータブロックを前記外部記憶装置から先読する情報処理システム

。

【 0 0 1 3 】

【 発明の実施の形態 】

本発明の実施形態に係る記憶サブシステム（外部記憶装置とその制御装置とからなるもの）及び情報処理システム（前記記憶サブシステムに上位処理装置を含めたもの）について、図面を参照しながら詳細に説明する。まず最初に、本発明の実施形態に関する概要を述べると、従来技術であるアクセスパターンの履歴情報を用いるアクセス形態の予測手段とは異なり、現時点の単純な順アクセス、1 論理デバイスの多重アクセス動作環境でのそれぞれのファイルに対する順アクセス、大規模データベースに見られるような大局的には順アクセス、というアクセス形態それぞれを判断できてデータの先読みを行えることを発明課題として、現時点のアクセスが順アクセスであるかを判断するために、上位処理装置が入出力対象とするデータを格納する論理デバイス上の任意の連続した論理トラックで構成される単位領域においてアクセスされた論理トラック数をカウントし、単位領域においてアクセスされた論理トラック総数と、単位領域を構成する論理トラック総数から、単位領域でのアクセスされた論理トラックが存在する割合となる存在密度値を算出し、処理装置の入出力対象となるデータブロックが存在する単位領域を含む単位領域集合内での存在密度値の変化の割合の動向を解析する。

【 0 0 1 4 】

そして、その解析結果が増加又は一定値以上を示すのであれば順アクセス又は大局的な順アクセスと判断し、処理装置の入出力対象となっているデータが存在するデータブロック近傍のデータブロックを外部記憶装置から先読し、キャッシュメモリへ記憶するようにするものである。

【 0 0 1 5 】

ここで、アクセス形態について例示的に説明すると（図 1 と図 2 を参照して）、単純な順アクセスは、例えば、データの二重化処理で論理トラック # 0 から順番に # n まで読み出して他の外部記憶装置にデータ転送する場合の読み出し時のアクセス形態である。また、多重アクセス動作環境でのファイルに対する順アクセスは、1 論理デバイスに複数のファイルがアロケーションされ且つ複数の処理装置が当該論理デバイスをシェアしている場合、ファイル A には論理トラック # 0 ~ # 3 を順に読み出し、ファイル F には論理トラック # 9 0 ~ # 9 5 を順に読み出すというアクセス形態である（当該論理デバイスにとっては、論理トラック # 0 ~ # 3 から論理トラック # 9 0 ~ # 9 5 へのアクセスは単純な順アクセスでない）。

【 0 0 1 6 】

また、大局的な順アクセスは、時系列的な読み出しが論理トラック # 0 ~ # 5、論理トラック # 10 ~ # 15、論理トラック # 20 ~ # 25、論理トラック # 6 ~ # 9、というように、単純な順アクセスではないが、或るジョブの実行処理期間全体に亘って観察すると、結果的には論理トラック # 0 ~ # 25 が読み出されているのであるから、大局的に順アクセスと見なせるアクセス形態である。換言すると、大規模データベースにおいて、局所的に見れば、ランダムアクセスであっても、データベース全体について大局的に見れば、データベースを格納している論理デバイス内の連続した論理トラックを隈なくアクセスしている場合がある。すなわち、アクセスパターンを考慮せずに状態のみに着目すれば、連続性を持つ順アクセスといえる。本発明においては、そのような形態を、「大局的には順アクセス」と定義する。

10

【 0 0 1 7 】

このような3つのアクセス形態についての先読みを例示すると、第1番目のアクセス形態である単純な順アクセスでは、論理トラック # 0 ~ # 5 へのアクセス指令があれば、# 6 以下のトラックも先読みすることができるものである。そして、第2番目と第3番目のアクセス形態では、上述の例で時系列的には論理トラックの順番通りの読み出しアクセスとなっていないので、先読みをするためには以下に説明するような本発明の実施形態での工夫を要するものである。

【 0 0 1 8 】

「情報処理システムの全体構成の説明」

20

図1に示す情報処理システムは、情報の演算等を行う処理装置10と、データ転送等の入出力制御を行うチャネル11と、外部記憶装置13と、これら装置の制御を行う制御装置12と、から構成されている。ここで、外部記憶装置13と制御装置12とから構成されるものを記憶サブシステムと称する。また、制御装置12は、制御を実施する際に使用する制御情報を記憶する制御情報用メモリ122に対する記録再生機能と、内部時計を持ち時刻を取得できる機能を有す。この情報処理システムは、処理装置10の命令によりチャネル11、制御装置12内のキャッシュメモリ124を介して外部記憶装置13内に定義される論理デバイス132に対してデータの入出力命令を行うものである。処理装置10から入出力要求のあったデータは、通常、図2に示す論理トラック20毎に、キャッシュメモリ124へ記憶される。

30

【 0 0 1 9 】

図2に示す外部記憶装置13は1台以上の物理デバイス131で構成される。また、処理装置10の入出力対象となるデータは、論理デバイス132単位で管理される。論理デバイス132は制御装置12により、1台以上の物理デバイス131のグループ上に、1論理デバイスを制御上の論理範囲で分割した形態で定義され、それぞれの分割された領域が各物理デバイスに分散している。

【 0 0 2 0 】

一般に、1論理デバイスを制御上の論理範囲で分割された領域は論理トラック20で定義される。この論理トラック20は、1論理デバイスを制御上の論理範囲で分割した最少単位である論理レコード21で構成される。処理装置10は、入出力対象とするデータが存在する論理デバイス132内の論理トラックアドレスと論理レコードアドレスを指定し、制御装置12に対しデータの入出力命令を行う。

40

【 0 0 2 1 】

また、キャッシュメモリ124へ記憶される論理トラック20は、制御用メモリ122内に設置されるキャッシュディレクトリ情報テーブル123を用いて、通常、LRU (Least Recently Use) 法で管理されている。LRU法は公知の技術であり、メモリのページング管理方法として広く用いられているものである。

【 0 0 2 2 】

図3にキャッシュディレクトリ情報テーブル123の構成を示す。存在密度値管理テーブル30は、デバイスアドレス31と単位領域管理テーブル32で構成する。単位領域管理

50

テーブル 3 2 は、それぞれの単位領域の情報である、単位領域のアドレス 3 3、存在密度値 3 4、存在密度値記憶時刻 3 5、単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップテーブル 3 6 で構成する。ここで、存在密度値は、その詳細は後述するが、論理デバイス内の単位領域でのアクセスのあった論理トラックが存在する割合を呼称する。

【 0 0 2 3 】

単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップテーブル 3 6 は、論理デバイス内でキャッシュメモリ 1 2 4 上に記憶されている論理トラックを 1 ビットで管理するテーブルであり、ビットが ON であれば、該当するアドレスの論理トラックがキャッシュメモリ 1 2 4 上において処理装置 1 0 の入出力対象となったことを示す。ビットが ON となる契機は、処理装置 1 0 からデータが出力されてキャッシュメモリ 1 2 4 上にページイン、処理装置 1 0 からのデータの入力要求により制御装置 1 2 が外部記憶装置 1 3 からデータが出力されてキャッシュメモリ 1 2 4 上へページインするそれぞれの場合である。

10

【 0 0 2 4 】

また、論理トラックに関するブロックキュー 3 7 は、論理トラックに関する情報ブロック 3 8 をキュー構造で管理するものであり、LRU 法に従い、LRU 側に繋がっているものから、ページアウトされる。論理トラックに関する情報ブロック 3 8 は、キャッシュメモリ 1 2 4 上で論理トラックを管理するための制御情報を記憶する。

【 0 0 2 5 】

「存在密度値に関する説明」

処理装置 1 0 は、入出力対象とするデータが存在する論理デバイス 1 3 2 内の論理トラックアドレスと論理レコードアドレスを指定し、制御装置 1 2 に対しデータの入出力命令を行う。処理装置 1 0 の命令により、制御装置 1 2 は、入出力対象となる論理トラックがキャッシュメモリ 1 2 4 に存在するかをキャッシュディレクトリ情報テーブル 1 2 3 内の単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップテーブル 3 6 と論理トラックに関するブロックキュー 3 7 を検索し判断する。存在するのであれば、キャッシュメモリ 1 2 4 上の該当する論理トラックアドレス内の該当する論理レコードを入出力対象として処理する。また、キャッシュメモリ 1 2 4 に存在しないのであれば、物理デバイス 1 3 1 からキャッシュメモリ 1 2 4 へ論理トラック内の論理レコードを入力指示し、その後、キャッシュメモリ 1 2 4 上の該当する論理トラックアドレス内の該当する論理レコードを入出力対象として処理する。

20

30

【 0 0 2 6 】

制御装置 1 2 は、キャッシュメモリ 1 2 4 上の論理レコード 2 1 を対象に処理する場合、対象となる論理トラックに関する情報ブロック 3 8 は、論理トラックに関するブロックキュー 3 7 において、MRU (Most Recently Use) 側にページインされる。

【 0 0 2 7 】

制御装置 1 2 は、ある連続する論理トラック数を示す値 L を定義し、値 L で論理デバイス 2 0 を論理分割し、これを単位領域とする。従って、制御装置 1 2 は、処理装置 1 0 から入出力要求のあった論理トラックアドレスを値 L で除算し、商を単位領域のアドレス (N) として求める。

40

【 0 0 2 8 】

制御装置 1 2 は、単位領域のアドレス N に該当する単位領域管理テーブル 3 2 内の単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップテーブル 3 6 を検索し、キャッシュヒット論理トラックの総数を求める。求めたキャッシュヒット論理トラックの総数を値 L で除算し、商を論理トラックアドレスの存在する単位領域のアドレス (N) における現在時刻 T での存在密度値 $D(N, T)$ として求める。即ち、図 4 を参照して、 $D(Density) = \text{ヒット論理トラック数} / L$ となり、連続論理トラック数 L 毎の論理トラックのヒット割合を表しており、その際、アドレスも論理トラック毎の # に代えてトラック数 L 毎のアドレス N とするものである。

【 0 0 2 9 】

50

また、制御装置 12 は、論理トラックアドレス が存在する単位領域のアドレス (N) に隣接する単位領域のアドレス (N - 1) における現在時刻 T での存在密度値である D (N - 1, T) を求める。単位領域のアドレス (N), アドレス (N - 1) の関係を図 4 に示す。

【0030】

「先読み実施可否を判断する処理に関する説明」

まず、先読み実施の概要を図 6 を用いて定性的に説明する。前述したように、アクセスの順番が論理トラック番号毎にアクセスしているか否かを見て判断する従来技術と異なり、論理トラック数 L 毎の単位領域のアドレス N, N - 1, ... を想定し、そのアドレスの L に対する論理トラックのヒット数の割合を存在密度値 D とする。そして、単位領域アドレスを横軸とし存在密度値 D を縦軸として、現在時刻 T の関係を示すと図 6 の実線グラフのようになる。論理トラック # の含まれるアドレス N の D 値は A 点で、アドレス (N - 1) の D 値は B 点で示され、アドレスの番号の少ないアドレス (例えば、(N - n) 以下のアドレス) はヒット数割合、即ち D 値が 1 となる飽和に達している。D 値が 1 というのは単位領域アドレスにおける全ての論理トラックがヒットしていることを表している。

【0031】

また、現在時刻より以前の T_1 における同様な関係を表すと、図 6 の点線グラフのようになる。アドレス N で D 値が E 点でアドレス (N - 1) の D 値は F 点で示されている。図 6 の図示例では、アドレス N における E 点の D 値よりも A 点の D 値が大となっており、アドレス N でのヒット数が増加傾向にあることを示す例である。

【0032】

図 6 において、現在時刻 T における実線グラフで、若い番号のアドレスはヒット割合が大であるリニアの関係で例示している。従って、徐々にアドレス番号を若くしていけば最後に D 値が 1 となる若いアドレスに到達する。その D 値が 1 となるアドレスが (N - n) であり、この関係を満足する n は A 点と B 点間の傾き、アドレス N、論理トラック総数 L に基づいて容易に求めることができる数値である。

【0033】

以上の説明で、D 値が 1 となる状態を 1 つの基準としたが、D = 1 に限らず、例えば 0.8 又は 0.9 の数値を閾値 S として、この S 値を 1 に代えて基準値としても良い。従って、S に基づいた n を算出することでも良い。

【0034】

そこで、先読み実施の判断処理の一例についてであるが、現在時刻 T でのアドレス (N - 1) での D 値が閾値 S 以上であれば、論理トラック # の近傍のトラックを先読みするという処理を行ったり (仮に、アドレス (N - 1) の D 値が 1 であれば、単純な順アクセスということであるから当然に先読み処理することとなる)、更に、現在時刻 T とそれ以前の時刻 T_1 におけるアドレス (N - 1) のそれぞれの D 値の比較等を先読み実施の可否の条件としたりして処理するのであり、その詳細は後述する。

【0035】

図 5 には、先読み実施可否を判断する処理をフローチャートで示す。図 5 によると、ステップ 501 では、処理装置 10 は、入出力対象とするデータが存在する論理デバイス 13 2 内の論理トラックアドレス と論理レコードアドレスを指定し、制御装置 12 に対しデータの入出力命令を行う。処理装置 10 の命令により、制御装置 12 は、論理トラックアドレス に対し入出力処理を実施する。その際に、ステップ 502 では、論理トラックアドレス が存在する単位領域のアドレス (N) における現在時刻 T での存在密度値 D (N, T) を求める。

【0036】

同様に、ステップ 503 では、論理トラックアドレス が存在する単位領域のアドレス (N) に隣接する単位領域のアドレス (N - 1) における現在時刻 T での存在密度値 D (N - 1, T) を求める。ステップ 504 では、存在密度値 D (N - 1, T) が、次の式 (1) を満たすかを判断する。判断結果が真であるならば、アクセス形態が順アクセスである

と認識する。ここで、存在密度値 $D(N-1, T)$ は閾値 S と比較されるが、このステップ 504 の比較はプログラムで処理され、その際の閾値 S の設定は制御装置 12 に設けられた操作手段によって適宜の値に変更可能に設定されるものである。

【0037】

ステップ 505 では、論理トラックアドレス の近傍および論理トラックアドレス の近傍に隣接する領域に対し、先読みを実施する。この場合、論理トラックアドレス の近傍に隣接する領域とは、単位領域のアドレス (N) 、単位領域のアドレス $(N+1)$ となる。

【0038】

$D(N-1, T)$ 閾値 $S \cdots (1)$

10

一方、判断結果が、偽である場合、ステップ 507 では、単位領域のアドレス $(N-1)$ に隣接する単位領域のアドレス $(N-2)$ における現在時刻 T での存在密度値である $D(N-2, T)$ を求める。

【0039】

次に、ステップ 508 では、単位領域管理テーブル 32 上に以前に記憶されている、 $D(N-1, T_1)$ 、 $D(N-2, T_2)$ と、ステップ 507 で求めた $D(N-1, T)$ 、 $D(N-2, T)$ の間で、次の式 (2) を満たすかを判断する。判断結果が真であるならば、ステップ 509 において、次の式 (3) を満たすかを判断し、判断結果が真であるならば、アクセス形態が順アクセスであると認識し、ステップ 505 へ続く。

【0040】

20

$D(N-1, T) > D(N-1, T_1)$

かつ $D(N-2, T) > D(N-2, T_2) \cdots (2)$

$D(N-2, T)$ 閾値 $S \cdots (3)$

一方、ステップ 509 における判断結果が、偽である場合、ステップ 510 では、存在密度値の変化の割合は一定値 A であるモデルと定義し、それを適用し、以下の式 (4) を満たす、 $(N-n)$ を算出する。

【0041】

次に、ステップ 511 では、単位領域のアドレス $(N-n)$ の値 n が、その上限値 Z を越えていないかを判断し (アドレス (N) とアドレス $(N-n)$ との隔たりが上限値 Z を越えて隔たり過ぎていると別のファイルのアドレスを見ているという可能性もあるので前記隔たりに一定の上限値 Z を設定する)、判断結果が真であるならば、ステップ 512 において、算出した単位領域のアドレス $(N-n)$ における現在時刻 T での存在密度値である $D(N-n, T)$ を求める。

30

【0042】

次に、ステップ 513 では、存在密度値 $D(N-n, T)$ が、以下の式 (5) を満たすのならば、現在のアクセスは、大局的には順アクセスであると認識し、ステップ 505 へ続く。

【0043】

$D(N-n, T) = A \times (N-n) + B = \text{閾値 } S \cdots (4)$

但し、 $A = D(N-1, T) - D(N-2, T)$ 、 $B = D(N-1, T) - (A \times (N-1))$

40

$D(N-n, T)$ 閾値 $S \cdots (5)$

最後に、ステップ 506 では、時刻 T 、 $D(N, T)$ 、 $D(N-1, T)$ 、 $D(N-2, T)$ 、 $D(N-n, T)$ のそれぞれを、該当する単位領域管理テーブル 32 へ記憶する。

【0044】

以上説明したように、本発明の実施形態は次のような構成並びに機能を備えるものを含むものである。即ち、現時点の大局的な順アクセスを判断するために、上位処理装置が入出力対象とするデータを格納する論理デバイス上の任意の連続した論理トラックで構成される単位領域においてアクセスされた論理トラック数をカウントし、単位領域においてアクセスされた論理トラック総数と、単位領域を構成する論理トラック総数から、単位領域で

50

のアクセスされた論理トラックが存在する割合となる存在密度値を算出し、この存在密度値を次のような手段で用いる。

【 0 0 4 5 】

上位処理装置からの入出力要求が発生した場合、入出力要求対象となった論理トラックアドレス が存在する単位領域のアドレス N とし、単位領域 (N) における現在時刻 T での存在密度値である $D(N, T)$ を求める。また、時刻 T と存在密度値である $D(N, T)$ は単位領域毎に管理する制御情報として記憶する。

【 0 0 4 6 】

同様に、論理トラックアドレス が存在する単位領域 (N) に隣接する単位領域 ($N - 1$) における現在時刻 T での存在密度値である $D(N - 1, T)$ を求める。

10

【 0 0 4 7 】

この時、次の条件 (1) を満たすのならば、順アクセスとし、論理トラックアドレス の近傍および論理トラックアドレス の近傍に隣接する領域に対し、先読みを実施する。

【 0 0 4 8 】

$D(N - 1, T)$ 閾値 S ……条件 (1)

一方、条件 (1) ではない場合、単位領域 ($N - 1$) に隣接する単位領域 ($N - 2$) における現在時刻 T での存在密度値である $D(N - 2, T)$ を求める。 $D(N - 1, T)$ 、 $D(N - 2, T)$ が、既に記憶されている $D(N - 1, T_1)$ 、 $D(N - 2, T_2)$ との間で次の条件 (2) を満たした上で、次の条件 (3) を満たすのならば、順アクセスとし、論理トラックアドレス の近傍および論理トラックアドレス の近傍に隣接する領域に対し、先読みを実施する。

20

【 0 0 4 9 】

$D(N - 1, T) > D(N - 1, T_1)$

かつ $D(N - 2, T) > D(N - 2, T_2)$ ……条件 (2)

$D(N - 2, T)$ 閾値 S ……条件 (3)

また、条件 (2) を満たしたが、条件 (3) ではない場合、存在密度値の変化の割合は一定であるモデルと定義し、それを適用し、以下の条件 (5) を満たす、 $(N - n)$ を算出する。この時、値 n が上限値 Z を越えていないのであれば、算出した単位領域 ($N - n$) における現在時刻 T での存在密度値である $D(N - n, T)$ を求める。

【 0 0 5 0 】

この存在密度値 $D(N - n, T)$ が、以下の条件 (5) を満たすのならば、論理トラックアドレス の近傍が大局的には順アクセスとし、論理トラックアドレス の近傍および論理トラックアドレス の近傍に隣接する領域に対し、先読みを実施する。

30

【 0 0 5 1 】

$D(N - n) =$ 閾値 S ……条件 (4)

$D(N - n, T)$ 閾値 S ……条件 (5)

また、時刻 T 、 $D(N - 1, T)$ 、 $D(N - 2, T)$ 、 $D(N - n, T)$ のそれぞれは、単位領域毎に管理する制御情報として記憶する。上位処理装置からの入出力要求が発生した場合に、上記手段を実施することになる。

【 0 0 5 2 】

尚、上記手段で述べている単位領域の大きさ、各定数等については、任意の値であり、任意の値であることは、本発明の請求範囲から逸脱するものではない。また、上記手段では、概念を分かりやすくするために、データについてはデータを格納する論理デバイスとし、更にデータブロックを論理トラックとしたが、これらを別の単位で扱っても、本発明から逸脱するものではない。

40

【 0 0 5 3 】

また、単位領域 ($N - n$) の決定においては、上記手段で述べている存在密度値の変化の割合のモデルが一定値の変化の割合を示すものであるとは限らず、数学的なモデルの適用も可能であり、また、 n を固定値とするような方法も可能であり、いかなる方法を用いても、本発明から逸脱するものではない。

50

【 0 0 5 4 】

また、上記手段の条件（１）～（５）で示すものは、存在密度値の変化の割合の動向を解析する方法の１つにすぎず、他の方法を用いて存在密度値の変化の割合の動向を解析することは、本発明から逸脱するものではない。

【 0 0 5 5 】

【発明の効果】

本発明によれば、大局的には順アクセスであると判断できる場合に、外部記憶装置から先読みを実施し、上位処理装置からの入出力要求に対し、高速転送ならびに応答を可能とすることができる。

【 0 0 5 6 】

また、単純な順アクセスはもとより、１論理デバイス上の複数ファイルに対するアクセスが同時期に発生するような１論理デバイスの多重アクセス動作下にもそのまま適用できる。

【図面の簡単な説明】

【図１】上位処理装置と外部記憶装置及び制御装置を含む情報処理システムの構成を示す図である。

【図２】外部記憶装置の構成を示す図である。

【図３】制御装置内の制御情報用メモリに関する図である。

【図４】存在密度値の変化の割合を解析するための観測位置関係を示す図である。

【図５】存在密度値から順アクセスと判断する方法を示すフローチャートである。

【図６】単位領域のアドレスと存在密度値とを用いて順アクセスと判断する手法の説明図である。

【符号の説明】

- １０ 処理装置
- １１ チャンネル
- １２ 制御装置
- １３ 外部記憶装置
- １２１ 制御部
- １２２ 制御情報用メモリ
- １２３ キャッシュディレクトリ情報テーブル
- １２４ キャッシュメモリ
- １３１ 物理デバイス
- １３２ 論理デバイス
- ２０ 論理トラック
- ２１ レコード
- ３０ 存在密度値管理テーブル
- ３１ デバイスアドレス
- ３２ 単位領域管理テーブル
- ３３ 単位領域のアドレス
- ３４ 存在密度値
- ３５ 存在密度値記憶時刻
- ３６ 単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップテーブル
- ３７ 論理トラックに関するブロックキュー
- ３８ 論理トラックに関する情報ブロック

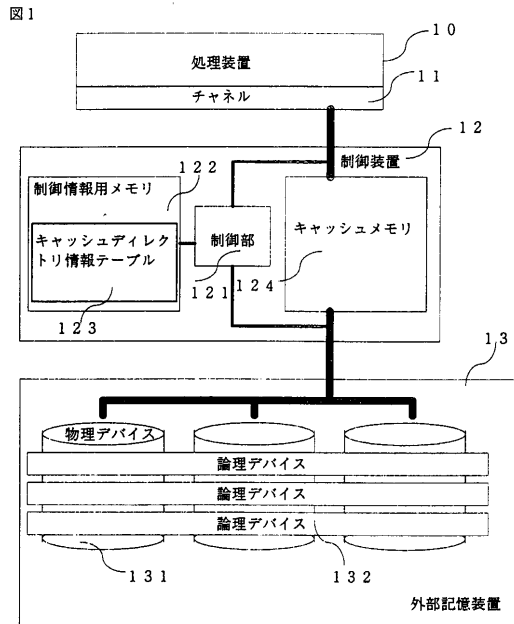
10

20

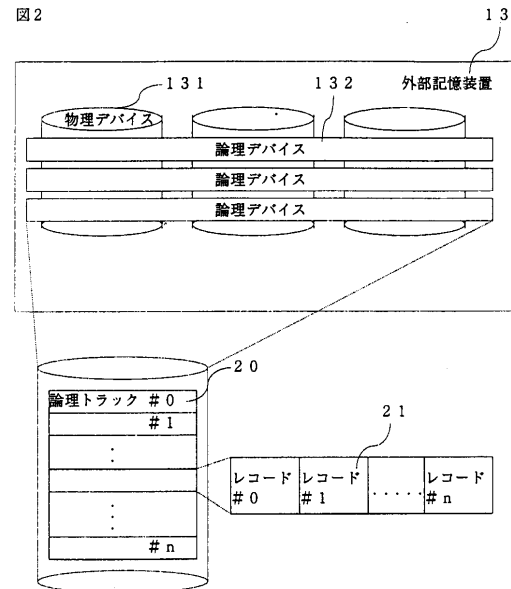
30

40

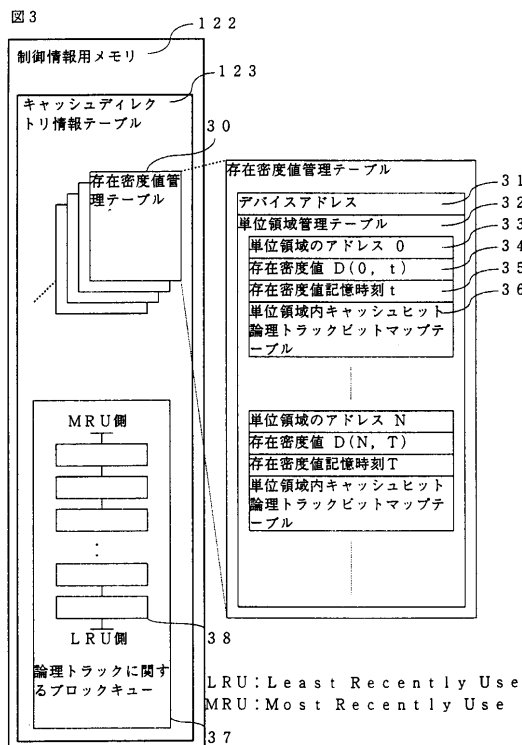
【図 1】



【図 2】

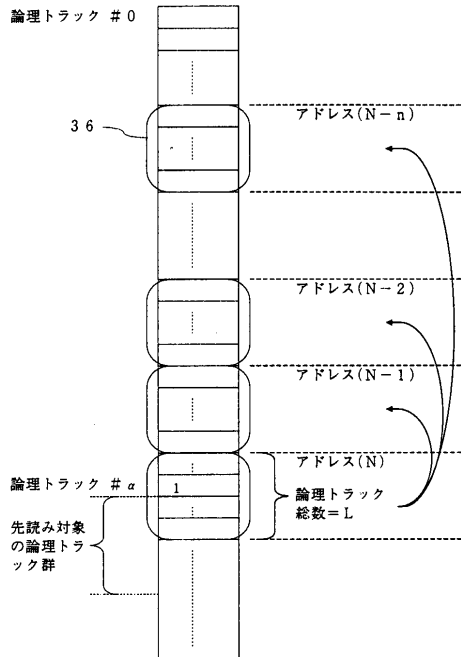


【図 3】



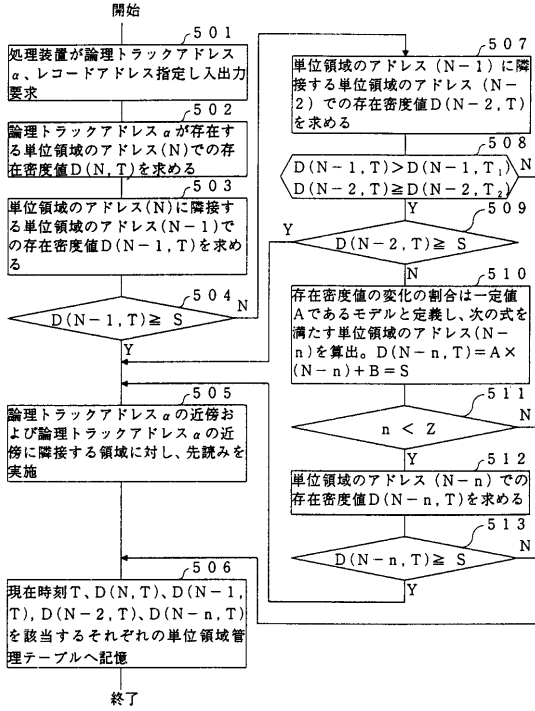
【図 4】

図 4
単位領域内キャッシュヒット論理トラックビットマップ
テーブルとアドレス(N)の関係



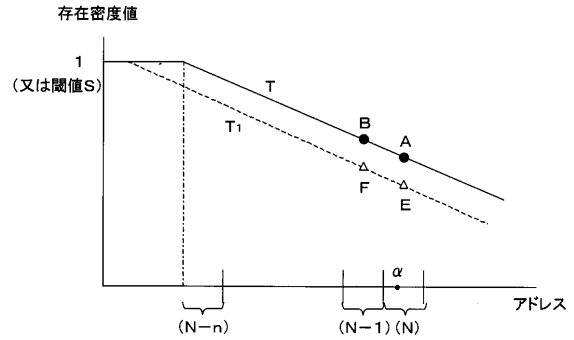
【図 5】

図 5



【図 6】

図 6



フロントページの続き

- (72)発明者 川口 勝洋
神奈川県小田原市国府津 2 8 8 0 番地 株式会社 日立製作所 ストレージシステム事業部内
- (72)発明者 竹内 久治
神奈川県小田原市国府津 2 8 8 0 番地 株式会社 日立製作所 ストレージシステム事業部内
- (72)発明者 小沼 弘明
神奈川県小田原市国府津 2 8 8 0 番地 株式会社 日立製作所 ストレージシステム事業部内

審査官 清木 泰

- (56)参考文献 国際公開第 9 9 / 0 4 0 5 1 6 (W O , A 1)
特開平 0 7 - 1 3 4 6 3 4 (J P , A)
特開平 0 5 - 2 3 3 4 5 0 (J P , A)
特開平 0 4 - 2 5 9 0 4 8 (J P , A)
特開 2 0 0 0 - 0 7 6 0 1 7 (J P , A)
特開平 1 1 - 0 5 3 2 9 0 (J P , A)

- (58)調査した分野(Int.Cl. , D B 名)
G06F12/08-12/12
G06F 3/06- 3/08