

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3969809号
(P3969809)

(45) 発行日 平成19年9月5日(2007.9.5)

(24) 登録日 平成19年6月15日(2007.6.15)

(51) Int. Cl.

F I

G O 6 F 12/08 (2006.01)

G O 6 F 12/12 (2006.01)

G O 6 F 12/00 (2006.01)

G O 6 F 12/08 5 2 3 E

G O 6 F 12/08 5 5 7

G O 6 F 12/08 5 0 5 Z

G O 6 F 12/12 5 0 3

G O 6 F 12/00 5 1 4 M

請求項の数 8 (全 24 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願平9-301193
 (22) 出願日 平成9年10月31日(1997.10.31)
 (65) 公開番号 特開平11-134255
 (43) 公開日 平成11年5月21日(1999.5.21)
 審査請求日 平成15年12月18日(2003.12.18)

(73) 特許権者 000005223
 富士通株式会社
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号
 (74) 代理人 100077517
 弁理士 石田 敬
 (74) 代理人 100100871
 弁理士 土屋 繁
 (74) 代理人 100088269
 弁理士 戸田 利雄
 (74) 代理人 100082898
 弁理士 西山 雅也
 (72) 発明者 伴 全
 神奈川県横浜市港北区新横浜2丁目4番1
 9号 株式会社富士通プログラム技研内
 最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 記憶装置におけるデータバッファの管理方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

ディスク媒体に記憶すべきデータ或いはディスク媒体から読み出したデータを一時的に格納するデータバッファを備え、前記ディスク媒体には、情報単位であるファイルの各データを記憶するための第1の情報の記憶部と、ファイルの格納場所を示す索引テーブルである第2の情報の記憶部、及び、前記ファイルの一覧情報である第3の情報の記憶部が少なくとも設けられており、これら各記憶部の情報により所望のデータを読み書きする記憶装置における、前記データバッファの管理方法であって、

前記データバッファの記憶領域を、少なくとも前記第1の情報の記憶領域と、前記第2の情報の記憶部の記憶容量と一致させた前記第2の情報の記憶領域、及び、前記第3の情報の記憶領域が存在するように、前記各記憶領域の境界アドレスを固定して分割しておく、

前記ディスク媒体からのデータの読み出し時に前記第1の情報の記憶領域が一杯になった時はアクセスカウンタ値に基づいてデータを記憶し、

前記第2の情報の記憶部から前記第2の情報を読み出して前記第2の情報の記憶領域に記憶する際には、前記第2の情報の記憶部から該第2の情報の記憶部に記憶されている全てのデータの読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまで、前記第2の情報の記憶部から読み出したデータを前記第2の情報の記憶領域の前記第2の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶し、

前記第3の情報の記憶部から読み出したデータは前記第3の情報の記憶領域に記憶して

10

20

保持するようにしたことを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 2】

請求項 1 に記載のデータバッファの管理方法において、

前記データバッファの第 3 の情報の記憶領域の記憶容量を、前記ディスク媒体の第 3 の情報の記憶部の記憶容量と一致させ、

前記第 3 の情報の記憶部から前記第 3 の情報を読み出して前記第 3 の情報の記憶領域に記憶する際には、前記第 3 の情報の記憶部から該第 3 の情報の記憶部に記憶されている全ての情報の読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまで、前記第 3 の情報の記憶部から読み出したデータを前記第 3 の情報の記憶領域の前記第 3 の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶して保持するようにしたことを特徴とするデータバッファの管理方法。

10

【請求項 3】

ディスク媒体に記憶すべきデータ或いはディスク媒体から読み出したデータをホストの動作速度と変わらない速度で一時的に格納するデータバッファを備え、前記ディスク媒体には、情報単位であるファイルの各データを記憶するための第 1 の情報の記憶部と、ファイルの格納場所を示す索引テーブルである第 2 の情報の記憶部、及び、前記ファイルの一覧情報である第 3 の情報の記憶部が少なくとも設けられており、これら各記憶部の情報により所望のデータを読み書きする記憶装置における、前記データバッファの管理方法であって、

前記データバッファの記憶領域を、境界アドレスを固定して記憶容量の大きい領域と小さい領域の 2 つの領域に分割し、前記第 2 の情報の記憶部の記憶容量と一致させた記憶容量の小さい領域の方は、前記ディスク媒体の前記第 2 の情報の記憶部のデータを専用に記憶する領域とし、記憶容量の大きい領域の方は、前記ディスク媒体の第 3 の情報の記憶部のデータと、第 1 の情報の記憶部のデータの共通の記憶領域とし、

20

前記ディスク媒体からのデータの読み出し時に、前記第 2 の情報の記憶部から前記第 2 の情報を読み出して前記データバッファの記憶容量の小さい領域に記憶する際には、前記ディスク媒体の前記第 2 の情報の記憶部のデータは、該第 2 の情報の記憶部に記憶されている全ての情報の読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまで前記データバッファの記憶容量の小さい領域の前記第 2 の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶して保持し、

30

前記第 1 の情報の記憶部から読み出したデータと前記第 3 の情報の記憶部から読み出したデータは、前記記憶容量の大きい領域を共通に使用して記憶して保持し、該記憶容量の大きい領域が一杯になった時は、前記読み出したデータをアクセスカウンタ値に基づいて記憶して保持するようにしたことを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 4】

請求項 1 から 3 の何れか 1 項に記載のデータバッファの管理方法であって、前記データバッファの記憶領域が一杯になった時に、新たなデータを記憶するバッファアドレスを、最も古いアクセスカウンタ値を有するアドレスからにしたことを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 5】

40

請求項 1 から 3 の何れか 1 項に記載のデータバッファの管理方法であって、前記データバッファの記憶領域が一杯になった時に、新たなデータを記憶するバッファアドレスを、最も低いアクセスカウンタ値を有するアドレスからにしたことを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 6】

請求項 1 から 3 の何れか 1 項に記載のデータバッファの管理方法であって、前記記憶装置が光ディスク装置であることを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 7】

請求項 6 に記載のデータバッファの管理方法であって、前記第 1 の情報の記憶部がデータ部であり、前記第 2 の情報の記憶部が索引テーブル部であり、前記第 3 の情報の記憶部

50

がディレクトリ部であることを特徴とするデータバッファの管理方法。

【請求項 8】

請求項 7 に記載のデータバッファの管理方法であって、前記データバッファがキャッシュメモリであることを特徴とするデータバッファの管理方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は記憶装置におけるデータバッファの管理方法に関し、特に、光ディスク装置を記憶装置として用いたホストコンピュータのオペレーティングシステム（以後 OS という）における光ディスク装置が保有するデータバッファの管理方法に関する。

10

【0002】

従来、光ディスク装置を用いたファイルシステムにおいては、ホストコンピュータの処理速度に比べて、光ディスク装置の読み／書き速度が遅い（例えば、ホストコンピュータの動作クロックが 200 MHz の時に、光ディスク装置の動作クロックが 25 MHz 程度）ために、データの転送速度を光ディスク装置のデータの読み／書き速度に合わせると、ホストコンピュータの処理能力が低下してしまうという問題があった。

【0003】

そこで、光ディスク装置をホストコンピュータに接続して使用する場合には、光ディスク装置内にキャッシュメモリと呼ばれるデータ転送速度の速いデータバッファを内蔵させておき、ホストコンピュータからの命令やデータのうち、後で使用される可能性の高いものをこのキャッシュメモリに一旦蓄えることによって、ホストコンピュータの処理能力を向上させていた。このキャッシュメモリはとりあえずデータを全てもらって正常終了を報告し、正常終了が報告されれば、ホストコンピュータの OS が別のタスクを動かせるので効率的である。このようにキャッシュメモリに一旦貯めたデータを後で使用する制御はキャッシュ制御と呼ばれている。このキャッシュ制御を行うのは、光ディスク装置のファームウェア、すなわち、MPU 中の ROM のプログラムである。

20

【0004】

このキャッシュ制御について更に詳しく説明すると、例えば、光ディスク装置にデータを書き込む場合は、データは光ディスク装置内のキャッシュメモリに一旦書き込まれ、キャッシュメモリ内のデータはゆっくり光ディスクに書き込まれる。一方、光ディスク装置からデータを読み出す場合は、光ディスクから読み出されたデータが一度キャッシュメモリに書き込まれた後に転送される。ところが、光ディスク装置から初めてデータを読み出す時は、キャッシュメモリ内にデータがないので、データの転送速度は光ディスク装置の読み出し速度になってしまう。OS 側からの要求で 1 個のファイルを読む場合は、最初のコマンドにより 1 つのセクタが読み出される。次に OS から出るコマンドは次のセクタ（直ぐ後ろに書いてあるデータ）を読み出す可能性が高いので、光ディスク装置側は、1 つのコマンドが来て OS 側に正常終了を返したら、次のコマンドが来ないうちに次のセクタのデータ読み出しを開始してキャッシュメモリに貯めておく処理を行う。キャッシュメモリに貯めたデータが次のコマンドで読み出されるデータに一致（ヒット）すれば、貯めたデータをキャッシュメモリから転送することができる。

30

40

【0005】

ところが、次のコマンドが指示する読み出しセクタが、予めキャッシュメモリに貯めておいたセクタと異なる場合（セクタがヒットしなかった場合）は、もう 1 度処理時間をかけて光ディスク装置の指示されたセクタのデータが読み出されるので効率が悪い。よって、光ディスク装置からのデータ読み出し時のキャッシュメモリに予め記憶したデータのヒット率の向上が望まれている。

【0006】

【従来の技術】

コンピュータで扱われる情報は、プログラムとデータの両方があるが、これらの保存、読み出し、検索、修正等の整理や作業をし易くするために、プログラムとデータは、あるま

50

とまった情報単位（これはファイルと呼ばれる）毎に１つ１つ名前が付けられて処理される。ホストコンピュータのＯＳは、全ての記憶装置に対して、独自の制御方式を用いることにより記憶装置が保有する記憶領域上のデータ管理を行っている。制御方式は様々だが、最低でも以下の３部構成を持ってデータが管理される。

【０００７】

(1) 検索テーブル部（File Allocation Table 部、以後ＦＡＴ部という）

(2) ディレクトリ部（Directory 部、以後ＤＩＲ部という）、及び

(3) データ部

ＦＡＴ部は、光ディスク装置のディスク媒体の複数のセクタに跨がって記憶されたファイルの、次のセクタのアドレスを記憶するものであり、ＤＩＲ部は、ファイルの先頭アドレスとファイル名を記憶するものであり、データ部はデータを記憶するものである。

10

【０００８】

ＯＳはファイルデータを読み取ろうとする際は、最初にＦＡＴ部及びＤＩＲ部からデータ部に関する情報を読み取り、読み取った情報を基にしてデータ部からデータを読み取る。すなわちデータ部からデータを読み取ろうとする場合には、必ずＦＡＴ部及びＤＩＲ部に対する読み取り作業が必要となる。

【０００９】

【発明が解決しようとする課題】

しかしながら、従来のキャッシュ制御方式では、キャッシュメモリからのＦＡＴ部、ＤＩＲ部、及びデータ部の読み取り手順を意識しておらず、ＯＳの読み取り指示に応じて、ランダムにＦＡＴ部、ＤＩＲ部、及びデータ部をディスク媒体から読み取ってはキャッシュメモリに記憶し、更に、次の指示が来るまでは前回の指示で読み取ったデータに続くデータを先読みしてキャッシュメモリに記憶していたために、データ部が分散されている場合には、ＦＡＴ部とＤＩＲ部がキャッシュメモリ上に存在する確率が低いという課題があった。

20

【００１０】

この課題について具体的に説明すると、従来の技術ではキャッシュメモリにおいて、ＦＡＴ部、ＤＩＲ部、及びデータ部を記憶するための領域が分かれていないので、初めにＦＡＴ部の読み出し指令が来たら、ＦＡＴ部の最初のセクタのデータが読み出された後に、ＦＡＴ部の次のセクタ以降のデータが読み出されてキャッシュメモリに記憶される。ところが、次の読み出し指令がＦＡＴ部ではなくデータ部であると、折角先読みされたＦＡＴ部のデータの上にデータ部のあるセクタのデータが上書きされて記憶され、この後にデータ部の次のセクタのデータが読み出されて記憶されて行くので、折角先読みされたＦＡＴ部のデータが潰されていく。よって、この後にＦＡＴ部の読み出し指令が来ても、既にキャッシュメモリ上にはＦＡＴ部のデータはなく、ＦＡＴ部がヒットしないのである。このようなことは、ＤＩＲ部やデータ部についても同様である。

30

【００１１】

そこで、本発明の目的は、光ディスク装置のような記憶装置が保有するデータバッファ上のデータ管理が複数種類のデータによって行われ、記憶媒体からのデータの読み出し時に各データの先読みが行われてデータバッファに記憶される記憶装置において、データバッファの記憶領域を管理することにより、先読みされた複数種類の異なるデータが消去されることがなく、データ読み出し時に読み出したいデータがデータバッファ上に存在する確率が高い記憶装置におけるデータバッファの管理方法を提供することである。

40

【００１２】

【課題を解決するための手段】

前記目的を達成する本発明の特徴は、以下に第１から第８の発明として示される。

第１の発明は、ディスク媒体に記憶すべきデータ或いはディスク媒体から読み出したデータを一時的に格納するデータバッファを備え、ディスク媒体には、情報単位であるファイルの各データを記憶するための第１の情報の記憶部と、ファイルの格納場所を示す索引テーブルである第２の情報の記憶部、及び、ファイルの一覧情報である第３の情報の記憶

50

部が少なくとも設けられており、これら各記憶部の情報により所望のデータを読み書きする記憶装置における、データバッファの管理方法であって、データバッファの記憶領域を、少なくとも前記第1の情報の記憶領域と、第2の情報の記憶部の記憶容量と一致させた第2の情報の記憶領域、及び、第3の情報の記憶領域が存在するように、各記憶領域の境界アドレスを固定して分割しておき、ディスク媒体からのデータの読み出し時に第1の情報の記憶領域が一杯になった時はアクセスカウンタ値に基づいてデータを記憶し、第2の情報の記憶部から第2の情報を読み出して第2の情報の記憶領域に記憶する際には、第2の情報の記憶部から該第2の情報の記憶部に記憶されている全てのデータの読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまで、第2の情報の記憶部から読み出したデータを第2の情報の記憶領域の第2の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶し、第3の情報の記憶部から読み出したデータは第3の情報の記憶領域に記憶して保持するようにしたことを特徴とするものである。

10

【0013】

第2の発明は、第1の発明において、データバッファの第3の情報の記憶領域の記憶容量を、ディスク媒体の第3の情報の記憶部の記憶容量と一致させ、第3の情報の記憶部から第3の情報を読み出して第3の情報の記憶領域に記憶する際には、第3の情報の記憶部から該第3の情報の記憶部に記憶されている全ての情報の読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまで、第3の情報の記憶部から読み出したデータを第3の情報の記憶領域の第3の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶して保持するようにしたものである。

20

【0014】

第3の発明は、ディスク媒体に記憶すべきデータ或いはディスク媒体から読み出したデータをホストの動作速度と変わらない速度で一時的に格納するデータバッファを備え、ディスク媒体には、情報単位であるファイルの各データを記憶するための第1の情報の記憶部と、ファイルの格納場所を示す索引テーブルである第2の情報の記憶部、及び、ファイルの一覧情報である第3の情報の記憶部が少なくとも設けられており、これら各記憶部の情報により所望のデータを読み書きする記憶装置における、データバッファの管理方法であって、データバッファの記憶領域を、境界アドレスを固定して記憶容量の大きい領域と小さい領域の2つの領域に分割し、第2の情報の記憶部の記憶容量と一致させた記憶容量の小さい領域の方は、ディスク媒体の第2の情報の記憶部のデータを専用に記憶する領域とし、記憶容量の大きい領域の方は、ディスク媒体の第3の情報の記憶部のデータと、第1の情報の記憶部のデータの共通の記憶領域とし、ディスク媒体からのデータの読み出し時に、第2の情報の記憶部から第2の情報を読み出してデータバッファの記憶容量の小さい領域に記憶する際には、ディスク媒体の第2の情報の記憶部のデータは、該第2の情報の記憶部に記憶されている全ての情報の読み出しが完了するか他のデータ読み出し指示がくるまでデータバッファの記憶容量の小さい領域の第2の情報の記憶部のアドレスに対応するアドレスに記憶して保持し、第1の情報の記憶部から読み出したデータと第3の情報の記憶部から読み出したデータは、記憶容量の大きい領域を共通に使用して記憶して保持し、該記憶容量の大きい領域が一杯になった時は、読み出したデータをアクセスカウンタ値に基づいて記憶して保持するようにしたことを特徴とするものである。

30

40

【0015】

第4の発明は、第1の発明から第3の発明の何れかにおいて、データバッファの記憶領域が一杯になった時に、新たなデータを記憶するバッファアドレスを、最も古いアクセスカウンタ値を有するアドレスからとしたものである。

第5の発明は、第1の発明から第3の発明の何れかにおいて、データバッファの記憶領域が一杯になった時に、新たなデータを記憶するバッファアドレスを、最も低いアクセスカウンタ値を有するアドレスからとしたものである。

【0016】

第6の発明は、第1の発明から第3の発明の何れかにおいて、記憶装置を光ディスク装置としたものである。

50

第7の発明は、第6の発明において、第1の情報の記憶部がデータ部であり、第2の情報の記憶部が索引テーブル部であり、第3の情報の記憶部をディレクトリ部であるものである。

【0017】

第8の発明は、第7の発明において、データバッファをキャッシュメモリとしたものである。

本発明によれば、データバッファの記憶領域が、ディスク媒体に設定された少なくとも3種類の情報の記憶部、例えば、FAT部、DIR部、及びデータ部の3つの記憶部をそれぞれ記憶するための専用の領域に分かれており、ホストが指示する論理ブロックアドレスが特定の情報の記憶部のものであれば、読み出されたその特定の情報の記憶部のデータが、データバッファの対応する特定の記憶領域に展開された後に転送され、その後は同じ記憶部のデータを先読みして同じ領域に展開が行われるので、次の指示が別の情報部の読み出しであった場合には、その情報部のデータはデータバッファ内の対応する別の記憶領域に展開されるので、前に展開を行った領域のデータは消去されない。この結果、再び、以前の指示と同じ情報の記憶部に対して読み出し指示が来た場合に、そのデータがデータバッファに存在する確率が高く、存在する場合にはデータバッファ内から直ちに読み出して送ることができる。

【0018】

また、本発明によれば、データバッファの記憶領域が、ディスク媒体に設定されたデータ部の情報の記憶部の記憶領域と、特定の情報の記憶部、例えば、FAT部の記憶領域の2つの領域に分かれており、ホストが指示する論理ブロックアドレスがその特定の情報の記憶部のものであれば、読み出された特定の情報の記憶部のデータが、データバッファの対応する特定の記憶領域に展開された後に転送され、その後は同じ記憶部のデータを先読みして同じ領域に展開が行われる。そして、ホストが指示する論理ブロックアドレスがデータ部のものであれば、読み出されたデータ部の記憶部のデータが、データバッファのデータ部用の記憶領域に展開された後に転送され、その後はデータ部のデータを先読みして同じ領域に展開が行われる。また、ホストが指示する論理ブロックアドレスが別の特定の情報の記憶部のものであれば、読み出された別の特定の情報の記憶部のデータは、データバッファのデータ部の記憶領域に共通に展開された後に転送され、その後は別の特定の情報の記憶部のデータを先読みしてデータ部用の記憶領域に展開が行われる。この結果、再び、以前の指示と同じ情報の記憶部に対して読み出し指示が来た場合に、そのデータがデータバッファに存在する確率が高く、存在する場合にはデータバッファ内から直ちに読み出して送ることができる。

【0019】

なお、データバッファの記憶領域の容量が不足した場合には、記憶時期の古いデータの記憶領域、あるいはアクセス頻度の低いデータの記憶領域に新たなデータが記憶される。例えば、読み出し指示がFAT部のものであればFAT部用データバッファ領域に対して読み出したデータと先読みしたデータの展開が行われ、DIR部に対してならDIR部用データバッファ領域に対して読み出したデータと先読みしたデータの展開が行われる。FAT部とDIR部に当てはまらないようならデータ部用データバッファ領域に対して読み出したデータと先読みしたデータの展開が行われる。

【0020】

このように、使用目的別にデータバッファを管理することで、一度読み出して記憶された情報は、その情報の記憶領域の容量がなくなるまで残っているので、次にその情報の読み出し指示が来た場合に、当該情報の記憶部にそのデータが必ず存在するため、再度の読み込み動作が不要になり、読み出し速度が速くなって記憶装置の性能が向上する。

【0021】

【発明の実施の形態】

以下添付図面を用いて本発明の実施形態を具体的な実施例に基づいて詳細に説明する。

図1はデータバッファを備えた記憶装置が使用されるシステムの構成例を示すブロック回

10

20

30

40

50

路図であり、記憶装置として2台の光ディスク装置1が使用されている。各光ディスク装置1はシステムのSCSIバス5の上に接続され、SCSIバス5の上で入出力動作を起動するイニシエータとして動作するホストシステム3から指定された入出力動作を実行する。SCSIバス5には、この例では8台のSCSIデバイス(2台の光ディスク装置1、4台のコントローラ2、及び2台のホストアダプタ4)が接続されており、各SCSIデバイスにはそれぞれに固有の機番(0~7)が割り当てられている。また、この例のシステムは、イニシエータとして動作するホストシステム3が2台接続されたマルチホストシステムになっている。なお、機番2のコントローラ2にはハードディスクが接続され、機番3のコントローラ2には磁気テープが接続され、機番4のコントローラ2にはプリンタが接続され、機番5のコントローラ2には通信装置が接続されている。

10

【0022】

図2(a)は図1の光ディスク装置1の外観図であり、(b)は内部構成を示す図である。光ディスク装置1は、その筐体(ディスクエンクロージャ)10の中に、機構部11、固定光学部12、制御回路部13、可動光学部及びアクチュエータ14を備えており、機構部11によってこの筐体10内に出し入れされる光ディスクカートリッジ15内の光ディスク6を記録媒体としている。

【0023】

詳しい説明は省略するが、機構部11は、スピンドルモータ、ポジショナ、ヘッドアクチュエータ、バイアスマグネット、及び、スピンドルモータの上下移動機構を備えている。また、固定光学部12は、光学系、位置検出、及びレーザダイオード制御回路から構成されている。更に、制御回路部13は筐体10の外部に取り付けられており、SISICコネクタ、装置制御回路、データバッファとしてのキャッシュメモリ、及びSCSIコントローラ部から構成されている。

20

【0024】

図3は図2(a)、(b)で説明した光ディスク装置1の内部構成を示すブロック図である。光ディスク装置1の筐体10内には前述のように、機構部11、固定光学部12、可動光学部及びアクチュエータ14、及び、光ディスク6がある。光ディスク装置1の筐体10の外側に設けられる制御回路部13には、ODC(光ディスクコントローラ)16、ODC16に接続し、MPU、ロジック回路、ROM、S-RAM等を備えた制御回路17、制御回路17に接続するDSP(デジタル信号プロセッサ)18、ODC16と制御回路17に接続されて筐体10内の装置を駆動するアンプ群19、および、ODC16に接続されたバッファメモリであるキャッシュメモリ(D-RAMで構成される)20がある。

30

【0025】

光ディスク装置1では、SCSIバス5と光ディスクカートリッジ15内のディスク媒体とのデータ転送を、キャッシュメモリ20を介してMPUが実行する、いわゆるキャッシュ制御が行われる。キャッシュメモリ20にデータを格納することができるので、光ディスク装置1の実効データ転送速度に依存することなく、イニシエータであるホストシステム3はSCSIバス5の高速データ転送能力を生かした効率の良い入出力処理を行うことができる。

なお、以後の説明における読み出し、転送、展開、管理等の動作は、特に記載しない限り前述のMPUが実行するものとする。

40

【0026】

キャッシュ制御について詳しく説明すると、ホストシステム3が光ディスク装置1に書込コマンドを発行した時、光ディスク装置1はキャッシュメモリ20に書込データを転送し、データ転送が終了した段階で書込コマンド終了を報告する。そして、光ディスク装置1は、SCSI動作と非同期に、書込処理や確認処理を行う。この結果、ホストシステム3から見た見かけ上の書込コマンド処理時間は短縮され、ホストシステム3の入出力特性が向上する。

【0027】

一方、ホストシステム3から光ディスク装置1に読出コマンドが発行された場合は、光デ

50

ディスク装置 1 は、光ディスク 6 からのデータ読出コマンドの実効を終了した後、後続のデータブロックを自動的に読み出してキャッシュメモリ 20 に格納しておく。この動作は先読み動作と呼ばれる。従って、ホストシステム 3 からの次のコマンドが、先読みしてキャッシュメモリ 20 内に格納してあるデータを要求している時には、光ディスク 6 をアクセスすることなく、キャッシュメモリ 20 内のデータを転送することができるので、高速なシーケンシャルデータのアクセスが可能である。

【 0 0 2 8 】

以上のようなキャッシュ制御におけるデータの読み出し制御において、ホストシステム 3 からの次のコマンドによる読み出しデータが、先読みしてキャッシュメモリ 20 内に格納してあるデータに一致することはヒットと呼ばれ、このヒット率が高い程、高速なシーケンシャルデータのアクセスが可能となる。

10

そこで、本発明では、キャッシュメモリ 20 内のデータバッファ領域を、図 4 に示すように、F A T 部用データバッファ領域 21、D I R 部用データバッファ領域 22、およびデータ部用データバッファ領域 23 の 3 つに分けている。このように、キャッシュメモリ 20 内のデータバッファ領域を 3 つに分ける理由は、図 5 に示すように、光ディスク 6 に螺旋状に形成された記憶領域には、論理ブロックアドレス (L B A) が 0 から始まる F A T 部 31 と、これに続く D I R 部 32、及びデータ部 33 が存在するからである。

【 0 0 2 9 】

そして、本発明では、ホストシステムが指示する論理ブロックアドレスが F A T 部 31 のものであれば、読み出したデータをキャッシュメモリ 20 の F A T 部用のデータバッファ領域 21 に対して展開を行い、D I R 部 32 に対してなら D I R 部用のデータバッファ領域 22 に対してデータの展開を行う。また、ホストシステムが指示する論理ブロックアドレスが F A T 部 31 と D I R 部 32 のいずれにも当てはまらないようなら、読み出したデータをデータ部用のデータバッファ領域 23 に対して展開を行う。

20

【 0 0 3 0 】

このように使用目的別にキャッシュメモリ 20 のデータバッファ領域 21 ~ 23 を管理することにより、F A T 部用データバッファ領域 21 と D I R 部用データバッファ領域 22 には、ディスク媒体の F A T 部 31 及び D I R 部 32 のデータが必ず存在する。このため、光ディスク 6 の F A T 部 31 と D I R 部 32 に対するホストシステム 3 からの読み出し要求に対しては、これらのデータを一度読み出してキャッシュメモリ 20 の対応するデータバッファ領域 21, 22 に格納しておけば、以後はキャッシュメモリ 20 からの転送と、データ部 33 からの読み出しのデータ転送動作のみですむ事となり、光ディスク装置 1 の性能が向上する。

30

【 0 0 3 1 】

ここで、ホストコンピュータ 3 の一般的な O S (オペレーティングシステム) が、光ディスクカートリッジ 15 内の光ディスク 6 からデータを読み出す場合の過程を具体例を用いて説明する。

実施例として、光ディスク 6 には以下のようなファイル A とファイル B が記憶されており、これらファイル A とファイル B のデータを読み取る場合のキャッシュメモリ 20 の分割について説明する。

40

【 0 0 3 2 】

ファイルA : F A T部データ L B A = 0 h / ブロック数 = 1 h
 D I R部データ L B A = 1 0 0 h / ブロック数 = 2 h
 データ部データ L B A = 3 0 0 h / ブロック数 = 5 h
 ファイルB : F A T部データ L B A = 0 h / ブロック数 = 1 h
 D I R部データ L B A = 1 0 0 h / ブロック数 = 2 h
 データ部データ L B A = 3 0 6 h / ブロック数 = 7 h
 (ここで、L B Aは論理ブロックアドレスである。)

10

そして、ファイルAとファイルBのF A T部データは、図5のF A T部31のL B A = 0 hから始まるブロックに共通に記憶されており、ファイルAとファイルBのD I R部データはD I R部32のL B A = 1 0 0 , 1 0 1に共通に記憶されており、ファイルAのデータ部データはデータ部33のL B A = 3 0 0 ~ 3 0 4に記憶されており、ファイルBのデータ部データはデータ部33のL B A = 3 0 6 ~ 3 0 Cに記憶されているものとする。但し、L B Aの番地は16進法で記載されているものとする。

(1) 第1の実施例

第1の実施例は、図6(a)に示すように、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のデータバッファ領域を、バッファアドレス0 h ~ 1 9 9 9 hのF A T部用データバッファ領域21、バッファアドレス2 0 0 0 h ~ 5 9 9 9 hのD I R部用データバッファ領域22、及びバッファアドレス6 0 0 0 h以降のデータ部用データバッファ領域23に分割している。この実施例は、キャッシュメモリ20のサイズが大きく、O Sが使用するディスク媒体のF A T部31及びD I R部32と同サイズのデータバッファ領域21, 22をキャッシュメモリ20内に確保することができ、しかもデータ部用のデータバッファ領域23もキャッシュメモリ20内に十分確保できる場合の実施例である。

20

【0033】

F A T部用データバッファ領域21とD I R部用データバッファ領域22には、光ディスク6のL B A (論理ブロックアドレス)に対応したバッファアドレスを割り振る。

この実施例では、図5に示したファイルAとファイルBの、F A T部31におけるL B A = 0のデータがキャッシュメモリ20のF A T部用データバッファ領域21に格納され、D I R部32におけるL B A = 1 0 0 , 1 0 1のデータがキャッシュメモリ20のD I R部用データバッファ領域22に格納される。そして、ファイルAのデータ部33におけるL B A = 3 0 0 ~ 3 0 4のデータと、L B A = 3 0 6 ~ 3 0 Cのデータもデータ部用データバッファ領域23に格納することができる。この実施例ではデータ部用データバッファ領域23が一杯になった時には、新たなデータを記憶するバッファアドレスを記憶時期の古い情報のアドレス、又は、アクセス頻度の低い情報のアドレスからにすることができる。

30

(2) 第2の実施例

第2の実施例は、図6(b)に示すように、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のデータバッファ領域を、バッファアドレス0 h ~ 4 9 9 9 hのF A T部用データバッファ領域21、バッファアドレス5 0 0 0 h ~ 9 9 9 9 hのD I R部用データバッファ領域22、及びバッファアドレス1 0 0 0 h以降のデータ部用データバッファ領域23に分割している。この実施例は、キャッシュメモリ20のサイズが小さく、光ディスク6のF A T部31とD I R部32に相当するデータサイズをキャッシュメモリ20のデータバッファ領域に確保することができない場合の実施例である。この場合でも、光ディスク6のF A T部31のデータを記憶するF A T部用データバッファ領域21と、D I R部32のデータを記憶するD I R部用データバッファ領域22とを持つことには変わりがなく、それぞれのサイズが第1の実施例に比べると縮小される。このため、光ディスク6のF A T部31とD I R部32のそれぞれに対して、キャッシュメモリ20のF A T部用デー

40

50

タバッファ領域 2 1 と D I R 部用データバッファ領域 2 2 は専用のバッファアドレスを持つことができない。従って、第 2 の実施例では F A T 部用データバッファ領域 2 1 と D I R 部用データバッファ領域 2 2 の管理は、第 1 の実施例におけるデータ部用データバッファ領域 2 3 の管理と同様に処理する。

(3) 第 3 の実施例

第 3 の実施例は、図 7 (a) に示すように、光ディスク装置 1 が保有するキャッシュメモリ 2 0 のデータバッファ領域を、バッファアドレス 0 h ~ 1 9 9 9 h の F A T 部用データバッファ領域 2 1 、バッファアドレス 2 0 0 0 h ~ 2 9 9 9 h の D I R 部用データバッファ領域 2 2 、及びバッファアドレス 3 0 0 0 h 以降のデータ部用データバッファ領域 2 3 に分割している。第 2 の実施例は、キャッシュメモリ 2 0 のサイズが、第 1 の実施例のキャッシュメモリ 2 0 より小さいが、第 2 の実施例のキャッシュメモリ 2 0 より大きい場合の実施例である。従って、第 2 の実施例では、O S が使用する光ディスク 6 の F A T 部 3 1 と同サイズのデータバッファ領域 2 1 はキャッシュメモリ 2 0 内に確保するようにしたが、光ディスク 6 の D I R 部 3 2 に対しては、最小限のサイズのデータバッファ領域 2 2 をキャッシュメモリ 2 0 内に確保するようにし、残りのデータバッファ領域を全てデータ部用のデータバッファ領域 2 3 としてある。

10

【 0 0 3 4 】

第 3 の実施例では D I R 部用データバッファ領域 2 2 の管理は、第 1 の実施例におけるデータ部用データバッファ領域 2 3 の管理と同様に処理する。

(4) 第 4 の実施例

20

第 4 の実施例は、図 7 (b) に示すように、光ディスク装置 1 が保有するキャッシュメモリ 2 0 のデータバッファ領域を、バッファアドレス 0 h ~ 4 9 9 9 h の F A T 部用データバッファ領域 2 1 、バッファアドレス 5 0 0 0 h ~ 4 4 9 9 h の D I R 部用データバッファ領域 2 2 、及びバッファアドレス 4 5 0 0 h 以降のデータ部用データバッファ領域 2 3 に分割している。第 4 の実施例も、キャッシュメモリ 2 0 のサイズが、第 1 の実施例のキャッシュメモリ 2 0 より小さいが、第 2 の実施例のキャッシュメモリ 2 0 より大きい場合の実施例である。従って、第 4 の実施例では、O S が使用する光ディスク 6 の D I R 部 3 2 と同サイズのデータバッファ領域 2 2 はキャッシュメモリ 2 0 内に確保するようにしたが、光ディスク 6 の F A T 部 3 1 に対しては、最小限のサイズのデータバッファ領域 2 1 をキャッシュメモリ 2 0 内に確保するようにし、残りのデータバッファ領域を全てデータ部用のデータバッファ領域 2 3 としてある。

30

【 0 0 3 5 】

第 4 の実施例では F A T 部用データバッファ領域 2 1 の管理は、第 1 の実施例におけるデータ部用データバッファ領域 2 3 の管理と同様に処理する。

第 2 ~ 第 4 の実施例のように、キャッシュメモリ 2 0 のデータバッファ領域の大きさが十分に大きくない場合でも、読み出すファイルの容量が小さい場合は、第 1 の実施例と同様に、図 5 に示したファイル A とファイル B の、F A T 部 3 1 における L B A = 0 のデータがキャッシュメモリ 2 0 の F A T 部用データバッファ領域 2 1 に格納でき、D I R 部 3 2 における L B A = 1 0 0 , 1 0 1 のデータがキャッシュメモリ 2 0 の D I R 部用データバッファ領域 2 2 に格納できる。ファイル A のデータ部 3 3 における L B A = 3 0 0 ~ 3 0 4 のデータと、L B A = 3 0 6 ~ 3 0 C のデータもデータ部用データバッファ領域 2 3 に格納することができる。

40

次に、以上説明した第 1 の実施例のようにキャッシュメモリ 2 0 内のデータバッファ領域が 3 つの領域に分割されている場合に、O S が光ディスク 6 に記憶されているファイル A を読み出そうとする場合の読み出し手順の一例について、図 8 ~ 図 1 0 のフローチャートを用いて説明する。ファイル A のデータを読み出そうとする場合には、最初に F A T 3 1 部のデータを読み出し、次に D I R 部 3 2 のデータを読み出し、続いてデータ部 3 3 のデータを読み出す。よって、O S の読み出し手順をこの順に説明する。

【 0 0 3 6 】

図 8 は光ディスク 6 の F A T 部 3 1 のデータ読み出し手順を示すものである。ステップ 8

50

01ではホストシステムからF A T部31の読み出し指示が有ったか否かを判定する。読み出し指示があった場合にはステップ802に進み、キャッシュメモリ20のF A T部用データバッファ領域21に有効データが有るか否かを判定する(図にはF A T部用データバッファ領域は単にF A T部と記載)。最初はF A T部用データバッファ領域21に有効データがないので、ステップ803に進み、光ディスク6のF A T部31を読み出してキャッシュメモリ20のF A T部用データバッファ領域21に、バッファアドレス0h番地から記憶し、続くステップ804においてF A T部用データバッファ領域21内のデータを転送する。

【0037】

ファイルAのF A T部31のデータは、図5で説明したように、光ディスク6のL B A = 0hから記録されている。そして、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20には、光ディスク6のF A T部31のデータの記憶用に専用に割り振られたバッファアドレス0h番地が存在する。そこで、光ディスク装置1は、光ディスク6の記憶領域内のL B A = 0hからブロック数 = 1hだけ読み出し、これをキャッシュメモリ20のF A T部用データバッファ領域21の0h番地から展開し、展開終了後にホスト側に転送する。F A T部用データバッファ領域21に展開されたデータはそのまま保持され有効となる。

【0038】

ステップ804でF A T部用データバッファ領域21に展開されたデータを転送した後はステップ805に進み、光ディスク6のF A T部31のデータ読み出しが完了したか否かを判定する。光ディスク6のF A T部31のデータ読み出しが完了していない場合はステップ806に進み、ホスト側からの次の指示があるか否かを判定する。そして、次の指示がない場合には、光ディスク装置1はステップ807に進み、光ディスク6のF A T部31の次のL B Aの1ブロック分のデータを先読みし、キャッシュメモリ20のF A T部用データバッファ領域21の続きのバッファアドレスから記憶する。

【0039】

光ディスク6のF A T部31の次のL B Aの1ブロック分のデータを先読みしてF A T部用データバッファ領域21に記憶した後はステップ805に戻り、再度光ディスク6のF A T部31のデータ読み出しが完了したか否かの判定を行い、以後はステップ805で光ディスク6のF A T部31のデータ読み出しが完了した場合とステップ806でホスト側からの次の指示が来た場合の除き、光ディスク6のF A T部31の次のL B Aの1ブロック分のデータを更に先読みしてF A T部用データバッファ領域21の続きのバッファアドレスから記憶する動作を繰り返す。

【0040】

一方、ステップ805で光ディスク6のF A T部31のデータ読み出しが完了したと判定した場合と、ステップ806でホスト側から次の指示があったと判定した場合はステップ801に戻る。そして、ステップ801においてホスト側からの指示がF A T部の読み出し指示か否かを判定し、F A T部以外の読み出し指示の場合はステップ808に進む。

【0041】

図9は光ディスク6のD I R部32のデータ読み出し手順を示すものである。ステップ808ではホストシステムからD I R部32の読み出し指示が有ったか否かを判定する。読み出し指示があった場合にはステップ809に進み、キャッシュメモリ20のD I R部用データバッファ領域22に有効データが有るか否かを判定する(図にはD I R部用データバッファ領域は単にD I R部と記載)。最初はD I R部用データバッファ領域22に有効データがないので、ステップ810に進み、光ディスク6のD I R部32を読み出してキャッシュメモリ20のD I R部用データバッファ領域22に、バッファアドレス20, 000h番地から記憶し、続くステップ811においてD I R部用データバッファ領域22内のデータを転送する。

【0042】

ファイルAのD I R部32のデータは、図5で説明したように、光ディスク6のL B A = 100hからブロック数 = 2hだけ記録されている。そして、光ディスク装置1が保有す

10

20

30

40

50

るキャッシュメモリ20には、光ディスク6のDIR部32のデータの記憶用に専用に割り振られたバッファアドレス20,000h番地が存在する。そこで、光ディスク装置1は、光ディスク6の記憶領域内のLBA=100hからブロック数=2hだけ読み出し、これをキャッシュメモリ20のDIR部用データバッファ領域22の20,000h番地から展開し、展開終了後にホスト側に転送する。DIR部用データバッファ領域22に展開されたデータはそのまま保持され有効となる。

【0043】

ステップ811でDIR部用データバッファ領域22に展開されたデータを転送した後はステップ812に進み、光ディスク6のDIR部32のデータ読み出しが完了したか否かを判定する。光ディスク6のDIR部32のデータ読み出しが完了していない場合はステップ813に進み、ホスト側からの次の指示があるか否かを判定する。そして、次の指示がない場合には、光ディスク装置1はステップ814に進み、光ディスク6のDIR部32の次のLBAの1ブロック分のデータを先読みし、キャッシュメモリ20のDIR部用データバッファ領域22の続きのバッファアドレスから記憶する。

10

【0044】

光ディスク6のDIR部32の次のLBAの1ブロック分のデータを先読みしてDIR部用データバッファ領域22に記憶した後はステップ812に戻り、再度光ディスク6のDIR部32のデータ読み出しが完了したか否かの判定を行い、以後はステップ812で光ディスク6のDIR部32のデータ読み出しが完了した場合とステップ813でホスト側からの次の指示が来た場合の除き、光ディスク6のDIR部32の次のLBAの1ブロック分のデータを更に先読みしてDIR部用データバッファ領域22の続きのバッファアドレスから記憶する動作を繰り返す。

20

【0045】

一方、ステップ812で光ディスク6のDIR部32のデータ読み出しが完了したと判定した場合と、ステップ813でホスト側から次の指示があったと判定した場合はステップ808に戻る。そして、ステップ808においてホスト側からの指示がDIR部32の読み出し指示か否かを判定し、DIR部32以外の読み出し指示の場合はステップ815に進む。

【0046】

図10は目的である光ディスク6のデータ部33のデータ読み出し手順を示すものである。ステップ815ではホストシステムからデータ部33の読み出し指示があったか否かを判定する。読み出し指示があった場合にはステップ816に進み、キャッシュメモリ20のデータ部用データバッファ領域23に有効データが有るか否かを判定する(図にはデータ部用データバッファ領域は単にデータ部と記載)。最初はデータ部用データバッファ領域23に有効データがないので、ステップ817に進み、バッファに空きがあるか否か、即ちデータ部用データバッファ領域23に空きがあるか否かを判定し、空きがある場合にはステップ818に進んでバッファの空いている所にデータを読み出してステップ820に進む。一方、ステップ817でバッファに空きがないと判定した場合はステップ819に進み、光ディスク6のデータ部33を読み出してキャッシュメモリ20のデータ部用データバッファ領域23の、最も古いアクセスカウンタ値のアドレスに読み出して記憶し、続くステップ820においてデータ部用データバッファ領域23内のデータを転送する。

30

40

【0047】

ファイルAのデータ部33のデータは、図5で説明したように、光ディスク6のLBA=300hからブロック数=5hだけ記録されている。そして、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20には、光ディスク6のデータ部33のデータの記憶用に専用に割り振られたバッファアドレスとして60000h番地以降が存在する。ここで、データ部33のデータ量はFAT部31やDIR部32に記録されているデータ量よりも遙に多く、通常はキャッシュメモリ20のデータ部用データバッファ領域23の容量よりも大きい。そこで、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のデータ部用データバッファ領域23は、FAT部用データバッファ領域21やDIR部用データバッファ領域22

50

と異なり、光ディスク6のデータ部33のアドレスに対応していない。即ち、データ部用データバッファ領域23は光ディスク6上のデータに対して専用のアドレスが存在するのではない。

【0048】

このようなデータ部用データバッファ領域23は、図3で説明したアクセスカウンタにより、最も古いアクセスカウンタ値のバッファアドレスを展開先と決め、有効か無効を示す情報を持つようになっている。従って、データ部用データバッファ領域23に光ディスク6のデータ部33のデータを記憶する場合には、アクセスカウンタにアドレスの記録を残しておき、最も古いアクセスカウンタ値のバッファアドレスから上書き記憶し、アクセスカウンタを更新することが行われる。ファイルAのデータ部33のデータを始めて記憶する場合は、データ部用データバッファ領域23は全て無効である為、光ディスク6の記録領域内のLBA=300hからブロック数=5hを読み出し、データ部用データバッファ領域23の60000h番地から展開した後に転送する。データ部用データバッファ領域23に展開されたデータはそのまま保持され有効となる。

10

【0049】

ステップ820でデータ部用データバッファ領域23に展開されたデータを転送した後はステップ821に進み、光ディスク6のファイルAのデータ部33のデータ読み出しが完了したか否かを判定する。ファイルAのデータ部33のデータ読み出しが完了していない場合はステップ822に進み、ホスト側からの次の指示があるか否かを判定する。そして、次の指示がない場合には、光ディスク装置1はステップ823に進み、ファイルAのデータ部33の次のLBAの1ブロック分のデータを先読みし、キャッシュメモリ20のデータ部用データバッファ領域23の最も古いアクセスカウンタ値のバッファアドレスから記憶する。

20

【0050】

ファイルAのデータ部33の次のLBAの1ブロック分のデータを先読みしてデータ部用データバッファ領域23に記憶した後はステップ821に戻り、再度ファイルAのデータ部33のデータ読み出しが完了したか否かの判定を行い、以後はステップ821でファイルAのデータ部33のデータ読み出しが完了した場合とステップ822でホスト側からの次の指示が来た場合を除き、ファイルAのデータ部33の次のLBAの1ブロック分のデータを更に先読みしてデータ部用データバッファ領域23の最も古いアクセスカウンタ値のバッファアドレスから記憶する動作を繰り返す。

30

【0051】

一方、ステップ821でファイルAのデータ部33のデータ読み出しが完了したと判定した場合と、ステップ822でホスト側から次の指示があったと判定した場合はステップ815に戻る。そして、ステップ815においてホスト側からの指示がファイルAのデータ部33の読み出し指示か否かを判定し、データ部33以外の読み出し指示の場合はこのルーチンを終了する。

【0052】

このようにしてファイルAのデータを読み出す場合、3回の媒体アクセス動作を行う事になる。

40

なお、第2～第4の実施例のように、キャッシュメモリ20のFAT部用データバッファ領域21またはDIR部用データバッファ領域22の大きさが小さく、読み出し時にFAT部用データバッファ領域21またはDIR部用データバッファ領域22の容量を越えてしまう場合には、FAT部用データバッファ領域21またはDIR部用データバッファ領域22の記憶領域を前述のデータ部用データバッファ領域23のようにアクセスカウンタで管理する。そして、FAT部用データバッファ領域21またはDIR部用データバッファ領域22の記憶領域が一杯となり、データの展開が不可能になるとアクセスカウンタの値を参照し、アクセスカウンタが低い値、または低い値が複数個存在する場合は一番古いバッファアドレス上にディスク媒体からデータを読み出して展開し、新しく展開したデータのアクセスカウンタを設定する。有効データと同一な読み出しが行える場合はアクセス

50

カウンタを更新し、有効を継続することができる。

【 0 0 5 3 】

この後、OSがファイルBのデータ部のデータを読み出す場合には、以上述べた手順と同様に、最初にFAT部31のデータを読み出す。ところが、読み出そうとするFAT部31のデータのLBA = 0hからのブロック数 = 1hがファイルAのデータを読み出した時のFAT部用データバッファ領域21上の0h番地に存在する。このため、ファイルBのFAT部31のデータは、光ディスク6の読み出し実動作を伴うことなく、キャッシュメモリ20のFAT部用データバッファ領域21から転送することができる。

【 0 0 5 4 】

続いて、ファイルBのDIR部32のデータを読み出すが、これも前回有効としたキャッシュメモリ20のDIR部用データバッファ領域22の20000h番地上に存在する為、キャッシュメモリ20のDIR部用データバッファ領域22から転送することができる。最後に目的であるファイルBのデータ部33のデータが読み出される。ファイルBのデータは、データ部用データバッファ領域23の上に該当するデータが存在しない為、光ディスク6の記録領域内のLBA = 306hからブロック数 = 7hを読み出し、データ部用データバッファ領域23の前回展開した続きのバッファアドレスに展開してから転送する。展開されたデータはデータバッファ上で保持され有効になる。この時、前回展開された60000h番地のアクセスカウンタ値は1つ古いものとなる。このようにファイルAに続いてファイルBのファイルデータを読み出す場合は、1回の光ディスク6の読み出し実動作だけで済むことになる。

【 0 0 5 5 】

また、OSがその他のデータを読み出す場合にキャッシュメモリ20上にあるFAT部用データバッファ領域21、DIR部用データバッファ領域22内のデータを使用可能であれば、ファイルBに対する読み出し動作と同様の動作を行うだけで済む。また、キャッシュメモリ20上にあるFAT部用データバッファ領域21、DIR部用データバッファ領域22内のデータを使用可能でない場合には、ファイルAに対する読み出し動作と同様の動作を実行する。そして、ファイルに対する読み取り処理が繰り返されると、キャッシュメモリ20上にあるFAT部用データバッファ領域21、DIR部用データバッファ領域22内に有効データが増えていき、やがてOSが使用する光ディスク6のFAT部31、DIR部32のデータが全てキャッシュメモリ20に格納されて有効となり、OSからの全ての光ディスク6のFAT部31、DIR部32の読み取り動作がバッファ転送だけで良くなり、光ディスク装置1の性能が向上する。

【 0 0 5 6 】

次に、本発明のキャッシュメモリ20のデータバッファの分割方法の変形実施例を説明する。

(5) 第5の実施例

第5の実施例は、図11(a)に示すように、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のデータバッファ領域を、バッファアドレス0h ~ 19999hのFAT部用データバッファ領域21と、バッファアドレス20000h以降のDIR部データ部兼用データバッファ領域24に分割している。この実施例も、キャッシュメモリ20のサイズが小さく、光ディスク6のFAT部31とDIR部32に相当するデータサイズをキャッシュメモリ20のデータバッファ領域に確保することができない場合の実施例である。

【 0 0 5 7 】

第5の実施例は前述の第1から第4の実施例と異なり、キャッシュメモリ20のFAT部用データバッファ領域21のみを光ディスク6のFAT部31と同一なサイズを持つ専用のデータバッファ領域として確保したものである。第5の実施例では光ディスク6のDIR部32とデータ部33については、キャッシュメモリ20内にDIR部データ部兼用データバッファ領域24を確保し、これを共通に使用するようにしている。

【 0 0 5 8 】

このため、光ディスク6のとDIR部32とデータ部33はそれぞれキャッシュメモリ2

10

20

30

40

50

0のD I R部データ部兼用データバッファ領域24内に専用のバッファアドレスを持つことができない。従って、第5の実施例ではD I R部データ部兼用データバッファ領域24の管理は、第1の実施例におけるデータ部用データバッファ領域23の管理と同様に処理する。

(6) 第6の実施例

第6の実施例は、図11(b)に示すように、光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のデータバッファ領域を、バッファアドレス0h~39999hのD I R部用データバッファ領域22と、バッファアドレス40000h以降のF A T部データ部兼用データバッファ領域25に分割している。この実施例も、キャッシュメモリ20のサイズが小さく、光ディスク6のF A T部31とD I R部32に相当するデータサイズをキャッシュメモリ20のデータバッファ領域に確保することができない場合の実施例である。

10

【0059】

第6の実施例は第5の実施例と同様に、キャッシュメモリ20のD I R部用データバッファ領域22のみを光ディスク6のD I R部32と同一なサイズを持つ専用のデータバッファ領域として確保したものである。第6の実施例では光ディスク6のF A T部31とデータ部33については、キャッシュメモリ20内にF A T部データ部兼用データバッファ領域25を確保し、これを共通に使用するようにしている。

【0060】

このため、光ディスク6のF A T部31とデータ部33はそれぞれキャッシュメモリ20のF A T部データ部兼用データバッファ領域25内に専用のバッファアドレスを持つことができない。従って、第6の実施例ではF A T部データ部兼用データバッファ領域25の管理は、第1の実施例におけるデータ部用データバッファ領域23の管理と同様に処理する。

20

【0061】

第5の実施例において、OSがファイルAのデータ部33のデータを読み出そうとする場合には、最初にF A T部31のデータを読み出す。ファイルAのデータのF A T部はL B A = 0hを使用している。光ディスク装置1が保有するF A T部用データバッファ領域21にはL B A = 0h専用割り振られたバッファアドレス0h番地が存在し、最初は無効を示している。この場合、光ディスク装置1はまず、光ディスク6の記憶領域内のL B A = 0hからブロック数 = 1hのF A T部31のデータを読み出し、F A T部用データバッファ領域21の0h番地上に展開してから転送する。展開されたデータはデータバッファ上で保持され有効となる。

30

【0062】

続いて、光ディスク装置1はD I R部32のデータを読み出す。ファイルAのデータのD I R部32はL B A = 100hを使用している。光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のD I R部データ部兼用データバッファ領域24にはL B A = 100hのD I R部データが存在しないので、光ディスク装置1は光ディスク6の記憶領域内のL B A = 100hからブロック数 = 2hのD I R部32のデータを読み出し、D I R部データ部兼用データバッファ領域24のバッファアドレス20000h番地に展開してから転送する。展開されたデータはデータバッファ上で保持され有効となり、アクセスカウンタに最新値をセットする。

40

【0063】

最後に目的であるデータ部のデータを読み出す。ファイルAのデータのデータ部33はL B A = 300hを使用している。これはD I R部32と同様に光ディスク装置1が保有するキャッシュメモリ20のD I R部データ部兼用データバッファ領域24には該当するデータが存在しないので、光ディスク装置1は光ディスク6の記憶領域内のL B A = 300hからブロック数 = 5hを読み出し、これをD I R部データ部兼用データバッファ領域24のD I R部32を展開した続きの20400h番地に展開して転送する。展開されたデータはデータバッファ上で保持され有効となり、アクセスカウンタに最新値をセットする。この時、前回展開された20000h番地のアクセスカウンタ値は1つ古いものとなる。

50

このようにしてファイルAのファイルデータを読み出す場合は、3回の媒体アクセス動作を行う事になる。

【0064】

この後、OSが上記ファイルBのデータ部のデータを読み出す場合には、上記手順と同様に最初に光ディスク6のFAT部31のデータを読み出す。ところが、読み出そうとするFAT部データのLBA=0hからブロック数=1hのデータは、キャッシュメモリ20のFAT部用データバッファ領域21の0番地に存在する。このため、光ディスク装置1は光ディスク6からの読み出しを行うことなく、このデータをキャッシュメモリ20のFAT部用データバッファ領域21から転送する。

【0065】

続いて、DIR部32のデータを読み出すが、これも前回有効としたキャッシュメモリ20のDIR部データ部兼用データバッファ領域24の20000h番地上に存在する為、キャッシュメモリ20から転送する。最後に目的であるデータ部のデータを読み出す。これはDIR部データ部兼用データバッファ領域24に該当するデータが存在しない。このため、光ディスク装置1は光ディスク6の記憶領域のデータ部33からファイルBのデータを読み出し、これをDIR部データ部兼用データバッファ領域24の前回展開した続きのバッファアドレス20E00h番地に展開してから転送する。展開されたデータはDIR部データ部兼用データバッファ領域24上で保持され有効になる。この時、前回展開された10400h番地及び前々回展開された20000h番地のアクセスカウンタ値は1つ古いものとなる。このようなファイルAに続いてファイルBのファイルデータを読み出す場合は、1回の実動作だけで済むことが分かる。

【0066】

また、OSがその他のデータを読み出す場合でも、キャッシュメモリ20上に記憶されている光ディスク6のFAT部31とDIR部32のデータが使用可能であれば、光ディスク6にアクセスすることなく、これらのデータをキャッシュメモリ20から転送することができる。

これ以降、読み取り処理が繰り返されると、FAT部用データバッファ領域21に有効データが増えていき、やがてOSが使用する光ディスク6のFAT部31のデータが全てFAT部用データバッファ領域21上に有効となるので、光ディスク6のFAT部31の読み取り動作は不要となり、全てキャッシュメモリ20から転送することができる。また、光ディスク6のDIR部32、データ部33のデータの読み出しに関しては、キャッシュメモリ20のDIR部データ部兼用データバッファ領域24が一杯となり、データの展開が不可能になるとアクセスカウンタの値を参照し、アクセスカウンタ値が低い値もしくは低い値が複数個存在する場合は一番古いバッファアドレス上に光ディスク6から読み出したデータを展開し、新しく展開したデータのアクセスカウンタを設定する。有効データと同一な読み出しが行える場合はアクセスカウンタを更新し、有効を継続することができる。OSの使用頻度の高いファイルがキャッシュメモリ20上に残るため、磁気ディスク装置1の光ディスク6へのアクセス回数が減り、磁気ディスク装置1の性能が向上する。

【0067】

第6の実施例において、OSがファイルAのデータ部33のデータを読み出そうとする場合は、光ディスク6のFAT部31から読み出したデータがFAT部データ部兼用データバッファ領域25に、データ部33のデータと共通に記憶され、DIR部32から読み出したデータが専用のDIR部用データバッファ領域22に記憶される点が、第5の実施例と異なるだけであるので、その説明を省略する。

【0068】

図12は、光ディスク媒体からのデータ読み出し時に、FAT部とDIR部とデータ部とが全てキャッシュメモリに存在した場合の本発明の方法による読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出し時間と比較して示す説明図である。図におけるファーム処理は光ディスク装置の処理である。

従来は、FAT部、DIR部、データ部の読み出しコマンドがホスト(OS)から来る毎

10

20

30

40

50

に、光ディスク装置はヘッドのシーク指示をし、ヘッドが光ディスク上の読み出し位置に移動されるとシーク完了指示が発行され、その後、光ディスクのリード指示でデータが読み取られ、リードが完了してデータがキャッシュメモリに読み込まれた後に、光ディスク装置からホストへデータが転送されていた。

【 0 0 6 9 】

これに対して、本発明の方法によれば、光ディスクからのデータ読み出し時に、F A T部とD I R部とデータ部とが全てキャッシュメモリに存在した場合は、F A T部とD I R部とデータ部への各リードコマンドの後に、キャッシュメモリからデータ転送を行うことができるので、光ディスクへのヘッドのアクセスが不要となる。この結果、F A T部の読み出し時間、D I R部の読み出し時間、及びデータ部の読み出し時間が全て短縮され、短縮された時間の合計がT 0となり、時間T 0の時間短縮が図れる。

10

【 0 0 7 0 】

図1 3は、光ディスクからのデータ読み出し時に、F A T部とD I R部とがキャッシュメモリに存在した場合の本発明の方法による読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出し時間と比較して示す説明図である。

この場合、本発明の方法によれば、データ部の読み出し時間だけは従来のデータ部の読み出し時間と同じになるが、F A T部の読み出し時間とD I R部の読み出し時間が従来よりも短くなる。この結果、F A T部の読み出し時間とD I R部の読み出し時間において読み出し時間が短縮され、短縮された時間の合計がT 1となり、時間T 1の時間短縮が図れる。

20

【 0 0 7 1 】

図1 4は、光ディスクからのデータ読み出し時に、F A T部のデータのみがキャッシュメモリに存在した場合の本発明の方法による読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出し時間と比較して示す説明図である。

この場合、本発明の方法によれば、D I R部の読み出し時間とデータ部の読み出し時間とが従来のデータ部の読み出し時間と同じになるが、F A T部の読み出し時間が従来よりも短くなる。この結果、F A T部の読み出し時間が時間T 2だけ短縮され、時間T 2の時間短縮が図れる。

【 0 0 7 2 】

図1 5は、光ディスクからのデータ読み出し時に、D I R部のデータのみがキャッシュメモリに存在した場合の本発明の方法による読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出し時間と比較して示す説明図である。

30

この場合、本発明の方法によれば、F A T部の読み出し時間とデータ部の読み出し時間とが従来のデータ部の読み出し時間と同じになるが、D I R部の読み出し時間が従来よりも短くなる。この結果、D I R部の読み出し時間が時間T 3だけ短縮され、時間T 3の時間短縮が図れる。

【 0 0 7 3 】

図1 6は、光ディスクからのデータ読み出す時の色々な場合のデータ読み出し時間を、まとめて従来のデータ読み出し時間と比較して示す説明図である。データの読み出し時には、(a)に示すように、ホストコンピュータはF A T部、D I R部、及びデータ部の全てのデータを読み出す必要がある。この場合、(b)に示す従来のキャッシュ制御方式によれば、F A T部、D I R部、及びデータ部の全ての読み出しにおいて読み出し、記憶、転送の実動作が必要になり、全てが完了する時間は長くなる。

40

【 0 0 7 4 】

これに対して、(c) ~ (e) が本発明によるキャッシュ制御方式によるデータの読み出し処理を示している。(c) が図1 2で説明した場合と同じ状態を示しており、F A T部、D I R部、及びデータ部のデータが全てキャッシュメモリ内であって、データは全てキャッシュメモリからの転送のみで済む場合である。この場合が最も読み出し時間が短縮できる。(d) が図1 3で説明した場合と同じ状態を示しており、F A T部とD I R部のデータがキャッシュメモリ内であって、これらのデータはキャッシュメモリから転送できる場合であ

50

る。この場合は(c)の場合に次いで読み出し時間が短縮できる。(e)はF A T部とD I R部のデータのいずれか一方がキャッシュメモリ内にあって、そのデータはキャッシュメモリから転送できる場合である。(e-1)が図14で説明した場合と同じ状態を示しており、(e-2)が図15で説明した場合と同じ状態を示している。これらの場合のように、F A T部とD I R部のデータのいずれか一方のみがキャッシュメモリ内にあった場合でも、従来のキャッシュ制御方式におけるデータ読み出し時間よりも読み出し時間を短縮できる。

【0075】

なお、以上説明した実施例では、記憶装置として光ディスク装置の例を説明しているが、本発明の方法における記憶装置は光ディスク装置に限定されるものではなく、記憶装置における記憶媒体とのデータの転送速度が、ホストコンピュータ側のデータの転送速度よりも遅いような記憶装置に対して有効に適用することができる。

10

【0076】

【発明の効果】

以上説明したように、本発明の記憶装置におけるデータバッファの管理方法によれば、F A T部、D I R部のキャッシュヒット率が向上する為、記憶媒体からのデータの読み出し、読み出したデータのデータバッファへの記憶、及びデータバッファからのデータの転送の実動作時間が縮小され、処理速度が向上する。その結果、データ部を読み出す場合の一連の処理速度が向上する。

【図面の簡単な説明】

【図1】データバッファを備えた記憶装置が使用されるシステムの構成例を示すブロック回路図である。

20

【図2】(a)は図1の光ディスク装置の外観図であり、(b)は図1の光ディスク装置の内部構成を示す図である。

【図3】図2(a)、(b)の光ディスク装置の内部構成を示すブロック図である。

【図4】図3のキャッシュメモリの本発明における分割の一例を示す説明図である。

【図5】光ディスクの記憶領域の構成を示す説明図である。

【図6】(a)は図4のキャッシュメモリの分割の第1の実施例を示すブロック図、(b)は図4のキャッシュメモリの分割の第2の実施例を示すブロック図である。

【図7】(a)は図4のキャッシュメモリの分割の第3の実施例を示すブロック図、(b)は図4のキャッシュメモリの分割の第4の実施例を示すブロック図である。

30

【図8】本発明の記憶装置におけるデータバッファの管理方法のデータ読み出し手順を示すフローチャートの一部である。

【図9】本発明の記憶装置におけるデータバッファの管理方法のデータ読み出し手順を示すフローチャートの一部である。

【図10】本発明の記憶装置におけるデータバッファの管理方法のデータ読み出し手順を示すフローチャートの一部である。

【図11】(a)は図4のキャッシュメモリの分割の第5の実施例を示すブロック図、(b)は図4のキャッシュメモリの分割の第6の実施例を示すブロック図である。

【図12】記憶媒体からのデータ読み出し時にF A T部とD I R部とデータ部とが全てキャッシュメモリに存在した場合の読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出しと比較して示す説明図である。

40

【図13】記憶媒体からのデータ読み出し時にF A T部とD I R部とがキャッシュメモリに存在した場合の読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出しと比較して示す説明図である。

【図14】記憶媒体からのデータ読み出し時にF A T部のみがキャッシュメモリに存在した場合の読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出しと比較して示す説明図である。

【図15】記憶媒体からのデータ読み出し時にD I R部のみがキャッシュメモリに存在した場合の読み出し時間の短縮を、従来のデータ読み出しと比較して示す説明図である。

【図16】記憶媒体からのデータ読み出す時の色々な場合のデータ読み出し時間を比較して示す説明図である。

50

【符号の説明】

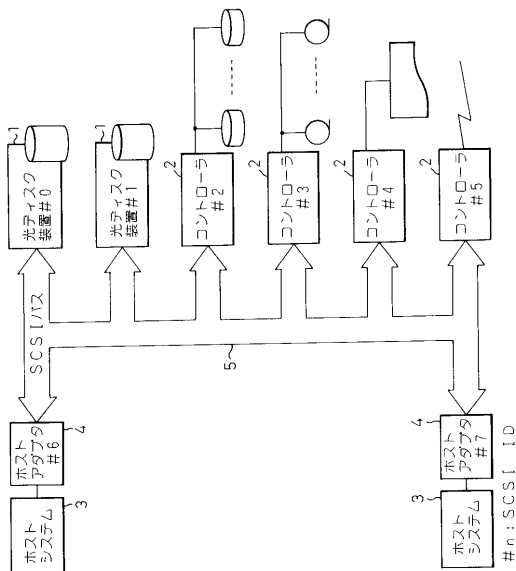
- 1 ... 光ディスク装置
 3 ... ホストシステム
 4 ... ホストアダプタ
 5 ... S C S I バス
 6 ... 光ディスク
 1 2 ... 固定光学部
 1 3 ... 制御回路部
 1 4 ... 可動光学部及びアクチュエータ
 1 5 ... 光ディスクカートリッジ
 1 7 ... 制御回路
 2 0 ... キャッシュメモリ
 2 1 ... F A T 部用データバッファ領域
 2 2 ... D I R 部用データバッファ領域
 2 3 ... データ部用データバッファ領域
 2 4 ... D I R 部データ部兼用データバッファ領域
 2 5 ... F A T 部データ部兼用データバッファ領域
 3 1 ... F A T 部
 3 2 ... D I R 部
 3 3 ... データ部

10

20

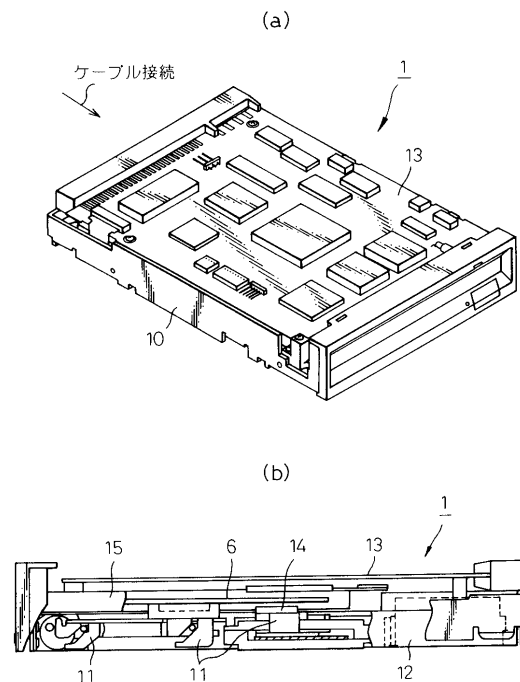
【図 1】

本発明の記憶装置が使用されるシステム構成例



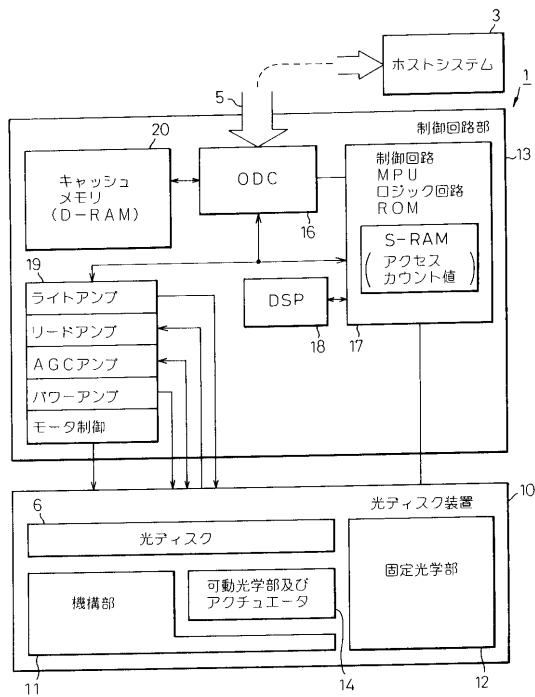
【図 2】

図1の光ディスク装置の外観と内部構成

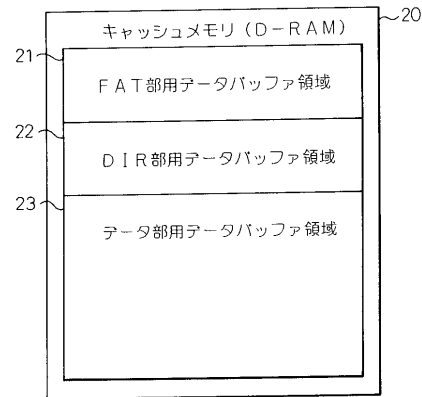


【図 3】

図2の光ディスク装置の内部構成図

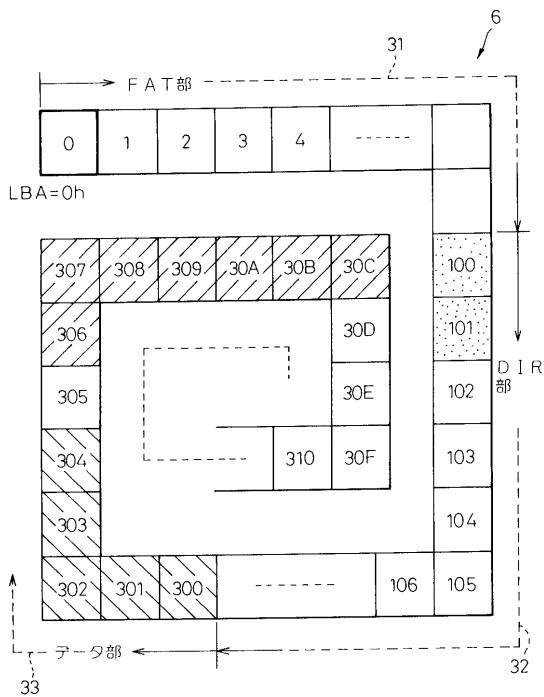


【図 4】

本発明におけるキャッシュメモリの分割の一例
(記憶領域をホスト側から見た場合の構成)

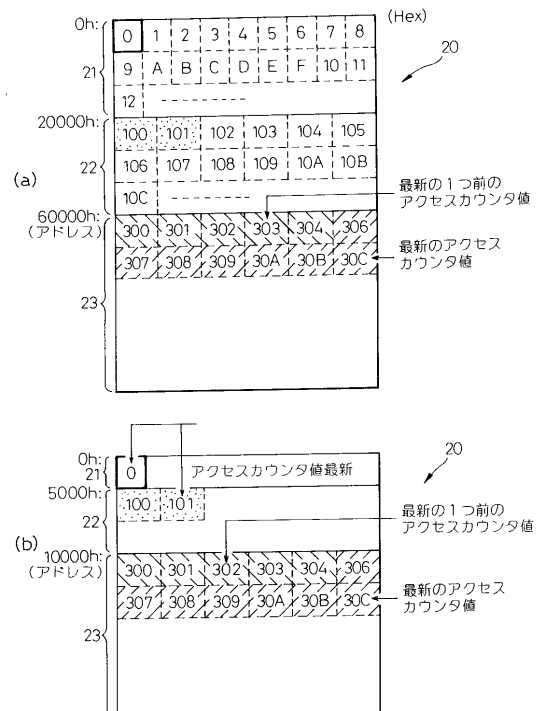
【図 5】

光ディスクの記憶領域の構成

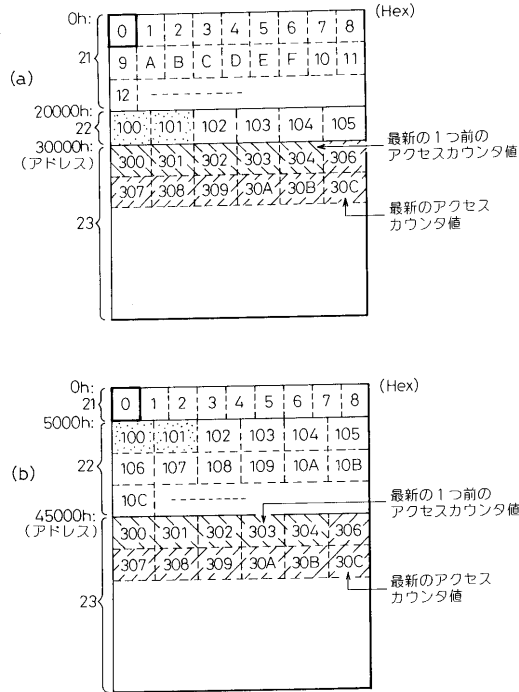


【図 6】

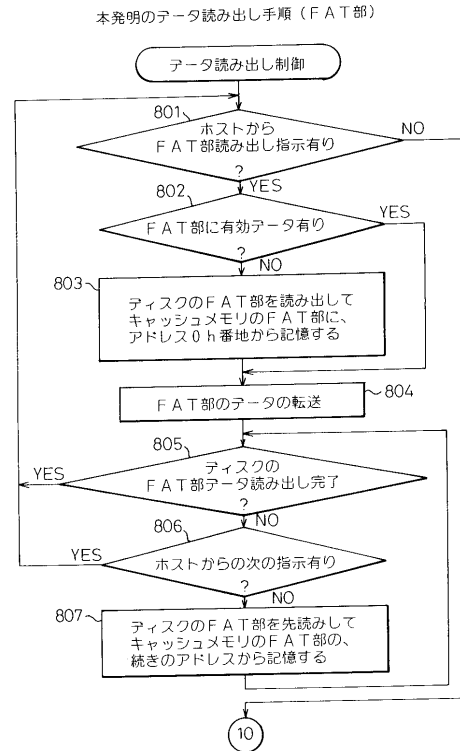
図4のキャッシュメモリの分割の具体例



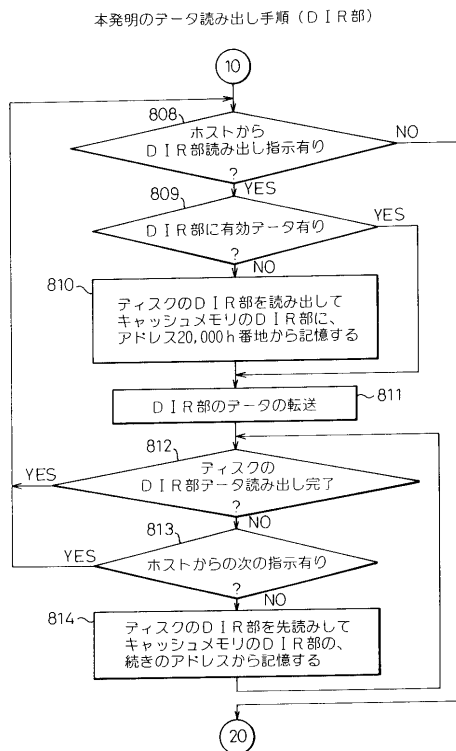
【図 7】



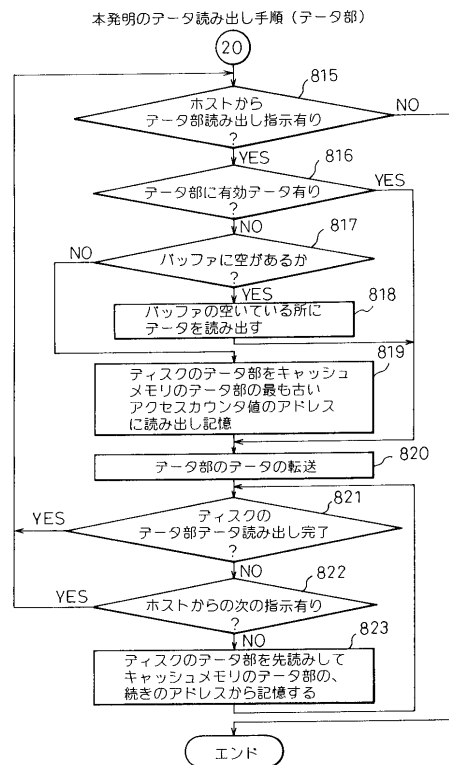
【図 8】



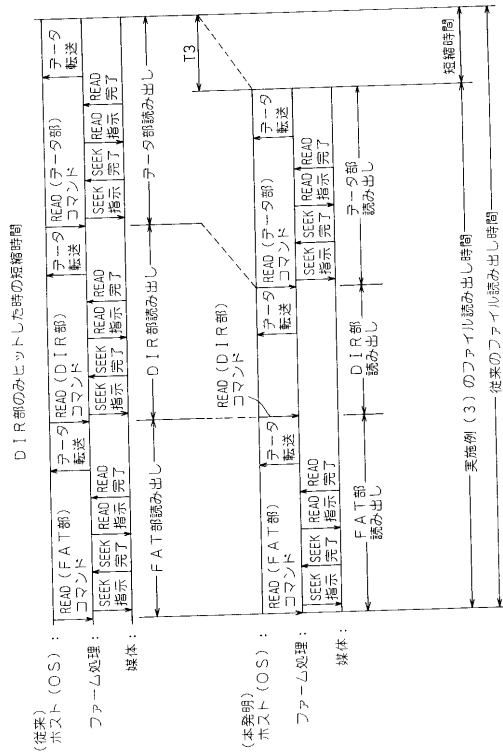
【図 9】



【図 10】



【図 15】



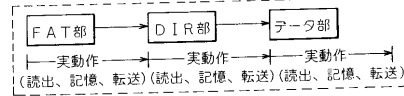
【図 16】

色々な場合のデータ読み出し時間の比較図

(a) ホストが必要とするデータ



(b) 従来のキャッシュ制御方式によるデータの読み出し



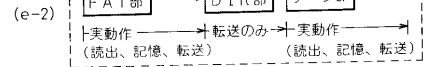
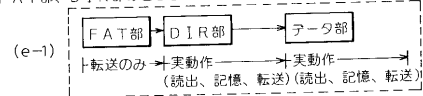
(c) 本発明のキャッシュ制御方式によるデータの読み出し (FAT 部、DIR 部、データ部の全てがキャッシュメモリ内に存在する時)



(d) 本発明のキャッシュ制御方式によるデータの読み出し (FAT 部、DIR 部がキャッシュメモリ内に存在する時)



(e) 本発明のキャッシュ制御方式によるデータの読み出し (FAT 部、DIR 部のどちらかがキャッシュメモリ内に存在する時)



フロントページの続き

(51) Int.Cl.

F I

G 0 6 F 12/00 5 1 4 R

(72)発明者 今村 紀代美

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内

審査官 清木 泰

(56)参考文献 特開平08-314639(JP,A)

特開平06-161847(JP,A)

特開平09-330257(JP,A)

特開平08-166853(JP,A)

特開平08-110868(JP,A)

特開平04-245320(JP,A)

特開平04-238552(JP,A)

特開平02-148217(JP,A)

特開昭64-010358(JP,A)

特開平05-046328(JP,A)

特開平02-061717(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F12/08-12/12

G06F12/00-12/00,549

G06F 3/06- 3/08