

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第6072428号
(P6072428)

(45) 発行日 平成29年2月1日(2017.2.1)

(24) 登録日 平成29年1月13日(2017.1.13)

(51) Int.Cl. F I
G 0 6 F 12/02 (2006.01) G O 6 F 12/02 5 7 0 A
G 0 6 F 12/00 (2006.01) G O 6 F 12/00 5 9 7 U

請求項の数 8 (全 19 頁)

| | | | |
|-----------|-------------------------------|-----------|---------------------|
| (21) 出願番号 | 特願2012-104459 (P2012-104459) | (73) 特許権者 | 514216786 |
| (22) 出願日 | 平成24年5月1日(2012.5.1) | | テセラ アドバンスド テクノロジーズ |
| (65) 公開番号 | 特開2013-232144 (P2013-232144A) | | インコーポレーテッド |
| (43) 公開日 | 平成25年11月14日(2013.11.14) | | アメリカ合衆国 95134 カリフォル |
| 審査請求日 | 平成27年5月1日(2015.5.1) | | ニア州 サン ノゼ オーチャード パー |
| | | | クウェイ 3025 |
| | | (74) 代理人 | 100086771 |
| | | | 弁理士 西島 孝喜 |
| | | (74) 代理人 | 100088694 |
| | | | 弁理士 弟子丸 健 |
| | | (74) 代理人 | 100094569 |
| | | | 弁理士 田中 伸一郎 |
| | | (74) 代理人 | 100067013 |
| | | | 弁理士 大塚 文昭 |

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 制御装置、記憶装置、記憶制御方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既に書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する管理情報生成部と、

上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行うアクセス制御部と、

を備え、

上記アクセス制御部は、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であるときに、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの1つの物理的書き込み単位へ書き込む制御を行う制御装置

。

【請求項2】

上記アクセス制御部は、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であって、かつ所定の管理情報書き込み条件が満たされた場合に、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位への書き込みの実行制御を行う請求項1に記載の制御装置。

【請求項 3】

上記管理情報書き込み条件は、前回の上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みからの、書き込み機会回数の条件である請求項 2 に記載の制御装置。

【請求項 4】

上記管理情報書き込み条件は、

上記不揮発性メモリ上で物理的に連続して書き込まれるデータの論理アドレスの連続性についての条件である請求項 2 に記載の制御装置。

【請求項 5】

上記不揮発性メモリでは、複数の上記物理的書き込み単位により、物理的消去単位が形成されており、

上記アクセス制御部は、上記物理的消去単位内で、最終使用済みの物理的書き込み単位から先頭側の物理的書き込み単位に向かって、順に、物理的書き込み単位内に上記論理・物理アドレス管理情報が含まれているか否かを検索して、最初に発見された上記論理・物理アドレス管理情報を取得する処理を行い、

上記管理情報生成部は、上記アクセス制御部が取得した論理・物理アドレス管理情報及び論理・物理アドレス管理情報が含まれていなかった物理的書き込み単位の論理アドレス情報を用いて、論理・物理アドレス管理情報を更新する請求項 1 に記載の制御装置。

【請求項 6】

上記不揮発性メモリは複数の物理ページで消去単位である物理ブロックが構成される NAND 型フラッシュメモリであり、

上記物理ページが、上記物理的書き込み単位である請求項 1 に記載の制御装置。

【請求項 7】

不揮発性メモリと、

上記不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既に書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する管理情報生成部と、

上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行うアクセス制御部と、

を備え、

上記アクセス制御部は、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であるときに、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの 1 つの物理的書き込み単位へ書き込む制御を行う記憶装置

【請求項 8】

不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既に書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する処理と、

上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行う書き込み処理と、

を行い、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であるときに、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの 1 つの物理的書き込み単位へ書き込む制御を行う記憶制御方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

10

20

30

40

50

本開示は、制御装置、記憶装置、記憶制御方法に関し、特に論理アドレス - 物理アドレスの変換のための管理情報の処理に関する。

【先行技術文献】

【特許文献】

【0002】

【特許文献1】特開2009-70098号公報

【特許文献2】特開2007-334852号公報

【特許文献3】特開2007-193838号公報

【特許文献4】特開2007-58840号公報

【背景技術】

【0003】

例えばNAND型フラッシュメモリなどの不揮発性メモリを用いた記憶装置が普及している。不揮発性メモリは、例えば各種電子機器、情報処理装置などで使用されるメモリカード、SSD (Solid State Drive)、eMMC (Embedded MultiMedia Card) などで利用されている。

上記特許文献1~4にはフラッシュメモリを用いた記憶装置が開示されている。

【0004】

不揮発性メモリでは、物理的な記憶領域のアドレスとして物理アドレス (PBA : Physical Block Address) が使用される。これにより物理ブロック、物理ページ、物理セクタが設定されている。複数の物理セクタで物理ページが構成され、複数の物理ページで物理ブロックが構成される。

消去 (イレーズ) は物理ブロック単位で行われ、書込 (プログラム) 及び読出 (リード) は物理ページ単位で可能とされる。

ホスト側やメモリ制御部側からのアドレス指定は、論理アドレス (LBA : Logical Block Address) が用いられる。論理アドレスによる論理ブロック、論理ページが、上記の物理アドレスに対応づけられる。これによりアクセス要求時には論理アドレスが物理アドレスに変換されて、実際のフラッシュメモリへのアクセスが実行される。

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0005】

このように、NAND型フラッシュメモリ等を記憶デバイスとして用いる記憶装置においては、ホスト機器から指示される論理アドレスと、その論理アドレスに対応したデータがフラッシュメモリ上のどの物理ブロックのどの物理ページにあるかを示す物理アドレスの変換を行う必要がある。

従って、この変換を行うための管理情報を構築しなければならない。ところが、ホストからの小さいサイズ単位のアクセスや、LBAが連続していないアクセスが多い場合には、物理ブロック内部でデータが連続して存在しづらくなり、管理情報構築に時間が掛かってしまう。この結果、システムとしての速度低下を発生させてしまうという問題がある。

【0006】

本開示ではこのような点に鑑みて、例えばシーケンシャルなアドレスではないデータ書き込みが多く発生するような場合であっても、論理アドレス - 物理アドレスの変換に必要な情報を効率よく適切に構築及び保存し、メモリ動作性能を向上させることを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【0007】

本開示の制御装置は、不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既に書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する管理情報生成部と、上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行うア

10

20

30

40

50

クセス制御部とを備える。

本開示の記憶装置は、当該制御装置と不揮発性メモリを有する。

【0008】

本開示の記憶制御方法は、不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する処理と、上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行う書き込み処理とを行う。

【0009】

このような本開示の技術では、論理・物理アドレス管理情報を、物理的書き込み単位（例えば物理ページ）内にデータと共に書き込んでおく。また論理・物理アドレス管理情報は、不揮発性メモリにデータを書き込む際に、その書き込むデータに応じて更新したり、或いは不揮発性メモリに既書き込まれているデータについて更新を行って最新の状態を得るようにする。

そしてこの場合、論理・物理アドレス管理情報を、物理的書き込み単位への通常の書き込み／読み出しのためのアクセスの際に同時に扱うことができる。

【発明の効果】

【0010】

本開示によれば、論理アドレス - 物理アドレスの変換に必要な情報を効率よく適切に構築及び保存することができ、メモリ動作性能を向上させることができる。

【図面の簡単な説明】

【0011】

【図1】本開示の実施の形態のメモリカードのブロック図である。

【図2】実施の形態の不揮発性メモリにおける物理ブロックと物理ページの説明図である。

【図3】実施の形態の論理・物理アドレス管理情報（管理テーブル）の説明図である。

【図4】実施の形態のデータ書き込み時の処理のフローチャートである。

【図5】実施の形態の管理テーブル構築処理のフローチャートである。

【図6】実施の形態の管理テーブル読み出しの説明図である。

【図7】実施の形態の管理テーブル書き込みタイミングの説明図である。

【図8】実施の形態の書き込み機会回数条件を加えた管理テーブル書き込みタイミングの説明図である。

【図9】実施の形態のアドレス連続性条件を加えた管理テーブル書き込みタイミングの説明図である。

【発明を実施するための形態】

【0012】

以下、実施の形態について次の順序で説明する。なお、実施の形態で示すメモリカード1が請求項でいう記憶装置の実施の形態となる。またメモリカード1内の制御部11が、請求項でいう制御装置の実施の形態であり、制御部11による記憶制御処理が請求項でいう記憶制御方法の実施の形態となる。

< 1 . メモリカード構成 >

< 2 . 論理・物理アドレス管理情報（管理テーブル） >

< 3 . データ書き込み制御処理 / 管理テーブル構築処理 >

< 4 . 管理テーブル書き込み機会 >

< 5 . 変形例 >

【0013】

< 1 . メモリカード構成 >

10

20

30

40

50

図1に実施の形態のメモリカード1の構成例を示す。

メモリカード1はホスト機器2に接続され、記憶装置として用いられる。ホスト機器2とは、例えばパーソナルコンピュータ、デジタルスチルカメラ、ビデオカメラ、オーディオプレーヤ、ビデオプレーヤ、ゲーム機器、携帯電話機、PDA(Personal Digital Assistant)等の情報端末など、各種の電子機器、情報処理装置が想定される。

【0014】

メモリカード1は、制御部11、インターナルRAM(Random Access Memory)12、デバイスインターフェース13、バッファRAM、及び不揮発性メモリ(Non-Volatile Memory)15を備える。

【0015】

制御部11はCPU(Central Processing Unit)によって形成され、メモリカード1の全体を制御する。このため制御部11はインターナルRAM12に置かれた命令コードを逐次実行する。主に制御部11は、ホスト機器2からのコマンドに応じたデータの書込や読出を実行させる。このため制御部11は、デバイスインターフェース13のホスト機器2とのデータ送受信動作制御、バッファRAM14の書込/読出動作の制御、不揮発性メモリ15へのアクセス動作の制御を行う。

【0016】

インターナルRAM12は例えばSRAM(Static Random Access Memory)で構成される。インターナルRAM12は、制御部11が実行するプログラム(ファームウェア)の記憶や、ワーク領域として使用される。

デバイスインターフェース13はホスト機器2との間の通信を行う。

バッファRAM14はホスト機器2との間の転送データ(書込データや読出データ)のバッファリングに用いられる。

不揮発性メモリ15は、例えばNAND型フラッシュメモリである。

【0017】

メモリカード1の基本的な動作としては、データ書込時には、ホスト機器2から書込要求とともに、書込アドレス(論理アドレス)、データサイズ、さらに書き込むべきデータが送られてくる。

ホスト機器2から送られてくる書き込むデータは、デバイスインターフェース13で受信されてバッファRAM14にバッファリングされる。そして制御部11の制御のもと、データが不揮発性メモリ15に書き込まれる。制御部11は書込要求、書込アドレス、データサイズに応じてこれらの動作を制御する。

データ読出時にはホスト機器2から読出要求とともに、読出アドレス(論理アドレス)、データサイズが送られてくる。制御部11は、読出アドレス、データサイズに基づいて不揮発性メモリ15から指示されたデータの読出を行い、バッファRAM14にバッファリングする。また制御部11はバッファリングされた読出データに対してエラー訂正処理等を行う。そして読出データはバッファRAM14からデバイスインターフェース13に転送され、ホスト機器2に送信される。

【0018】

ところで不揮発性メモリ15は、物理的な記憶領域のアドレスとして物理アドレスが使用される。これにより物理ブロック(Physical Block)、物理ページ(Physical Page)、物理セクタ(Physical Sector)が設定されている。複数の物理セクタで物理ページが構成され、また複数の物理ページで物理ブロックが構成される。

図2には、物理ブロックPBとしてn+1個の物理ブロックPB0~PBnを模式的に示している。ここでは、あくまで説明上の一例であるが、1つの物理ブロックPBが、16個の物理ページPP(PP0~PP15)で形成される例を挙げている。

なお、1つの物理ページPPは、例えば16Kbyteなどとされる。図示していないが、この物理ページPP内が複数の物理セクタに分けられている。

【0019】

消去(イレース)は物理ブロック単位で行われ、書込(プログラム)及び読出(リード

10

20

30

40

50

)は物理ページ単位で可能とされる。つまり物理ブロックが物理的消去単位、物理ページが物理的書き込み単位となる。

ホスト機器2側からのアドレス指定は、論理アドレスが用いられる。論理アドレスによる論理ブロック、論理ページ、論理セクタが、上記の物理アドレスに対応づけられる。即ち制御部11は論理アドレスと物理アドレスを対応づける論理・物理アドレス管理情報を形成し、ホスト機器2からのアクセス要求時には、指定される論理アドレスを論理・物理アドレス管理情報を参照して物理アドレスに変換する。そして物理アドレスにより、実際の不揮発性メモリ15へのアクセスを実行する。

【0020】

ここで本実施の形態の場合、後述する動作を実行するための機能(ソフトウェアにより実現される処理機能)として、図1の制御部11内に示したように管理情報生成部11a、アクセス制御部11bを備える。

管理情報生成部11aは、論理アドレスと物理アドレスの対応関係を示す論理・物理アドレス管理情報(以下「管理テーブル」という)の生成や更新を行う。

アクセス制御部11bは、ホスト機器2から要求された不揮発性メモリ15へのデータ書込やデータ読出のアクセスの実行制御を行う。また不揮発性メモリ15への管理テーブルの書込や、不揮発性メモリ15からの管理テーブルの読出の動作の制御も行う。

なお、ここではこれらの機能部位がCPU11の処理として発現するソフトウェア機能として設けられているとするが、これらがハードウェアにより形成されてもかまわない。

また制御部11の管理のもと、例えばインターナルRAM12に、管理情報生成部11aが生成、更新した管理テーブルが記憶される。

【0021】

本実施の形態では、物理ブロックPBには、論理アドレスが非連続なデータを連続した物理ページPPに書き込むことを許容する。なお以下、ホスト機器2から書込や読出が要求されるデータ(ホスト機器2が論理アドレスで管理するデータ)を「ホストデータ」という。

【0022】

従前の一般的な書込方式の1つとしては、物理ブロックPB内に書き込むホストデータは、論理アドレスが連続になるようにする方式がある。このようにしておけば、次回、物理ブロックPB内に書き込まれたホストデータの情報を取得する場合に、物理ブロックPB内の最終使用済みの物理ページPPを見つけ出し、その物理ページPPの冗長エリアに書き込まれているホストデータの論理アドレス情報を読み出すことで、当該物理ブロックPBにどの範囲の論理アドレスのホストデータが記憶されているかがわかる。つまりそのようにすれば、制御部11が当該物理ブロックPBについての論理アドレスと物理アドレスの対応関係を把握できる。

【0023】

ただし、この方式の場合、物理ブロックPBに書きこむホストデータは常に論理アドレスが連続である必要があるため、ホスト装置2が非連続な論理アドレスのホストデータを書きこもうとした場合や、既に書き込み済みの或る論理アドレスのホストデータを更新する場合、物理ブロックPBを効率的に使用することができない。この場合、物理ブロックPB内で論理アドレスが連続する状態となるように、ある物理ブロックPBxから別の物理ブロックPByへホストデータをコピーするいわゆるガベージコレクションが多発し、デバイス寿命、および書き込み速度を著しく低下させてしまう。

【0024】

別の書込方式として、物理ブロックPBには非連続な論理アドレスを持つホストデータを連続に書きこむことを許容する方式がある。

この場合、非シーケンシャルなホストデータの書込や、記憶済みの或る論理アドレスのホストデータの書換が要求されても、ガベージコレクションを行うことなく対応できる。つまり書き込み要求されたホストデータを、物理ブロックPB内の最終使用済みの物理ページの次の物理ページPPに書き込めばよい。

10

20

30

40

50

ところが、この場合、制御部 11 が、或る物理ブロック P B に記憶されているホストデータの論理アドレスと物理アドレスの対応関係を知るには、当該物理ブロック P B の全ての書き込み済みの物理ページ P P を読み出し、各物理ページ P P の冗長エリアに書き込まれている論理アドレスの情報を取得して、対応関係の情報（つまり論理・物理アドレス管理情報）を構築する必要がある。結果としてホストデータの書き込み速度、読み出し速度を著しく低下させてしまう。

【 0 0 2 5 】

本実施の形態では、まず物理ブロック P B には非連続な論理アドレスを持つホストデータを連続に書きこむことを許容する方式を用いる。これにより上記のガベージコレクションの機会を減少させるという利点を享受できるようにする。

その上で、管理テーブル（論理・物理アドレス管理情報）の生成・更新のための動作を効率的に短時間で実行できるようにし、ホストデータの書き込み/読み出しとしてのアクセス速度の向上を実現する。

具体的には、ホスト機器 2 からデータ書込を要求された際に、管理テーブルをホストデータと同じ物理ページ内に書き込むようにする。

【 0 0 2 6 】

このために制御部 11 の管理情報生成部 11 a は、不揮発性メモリ 15 に書き込むホストデータ、又は不揮発性メモリ 15 に既に書き込まれているホストデータについて、論理アドレスと物理アドレスとの対応を示す管理テーブルの生成及び更新を行う。

そしてアクセス制御部 11 b は、不揮発性メモリ 15 へのホストデータ書き込み時に、不揮発性メモリ 15 の物理ページ内に、当該ホストデータとともに管理テーブルの書き込みの実行制御を行うようにする。

特に実施の形態の場合、アクセス制御部は、書き込みを行うホストデータと管理テーブルを合わせたデータ量が、物理ページ P P の容量以内である場合に、当該ホストデータと管理テーブルを、不揮発性メモリの物理ページ P P への書き込みの実行制御を行う。

【 0 0 2 7 】

また、管理テーブル構築を行う場合、アクセス制御部 11 b は、物理ブロック P B 内で、最終使用済みの物理ページ P P から先頭側の物理ページ P P に向かって、順に、物理ページ P P 内に管理テーブルが含まれているか否かの検索を行う。そして最初に発見された管理テーブルを取得する処理を行う。

管理情報生成部 11 a は、アクセス制御部 11 b が取得した管理テーブルが、最終使用済み物理ページ P P に記憶されたものでない場合、検索した物理ページ P P（管理テーブルが含まれていなかった物理ページ P P）の論理アドレス情報を用いて、管理テーブルを最新の状態に更新する。

【 0 0 2 8 】

< 2 . 論理・物理アドレス管理情報（管理テーブル） >

図 3 で管理テーブルの例を説明する。

図 3 A は、或る物理ブロック P B x の各物理ページ P P 0 ~ P P 15 の記憶状態を示している。

仮に、1つの物理ページ P P は、16 K b y t e であるとする。またホストデータは 4 K b y t e 単位で論理アドレスが付与されているとする。図の枠の中の数値は論理アドレス（L B A）を示している。

【 0 0 2 9 】

この図の例は、物理ページ P P 0 に、論理アドレス「1」「2」「3」「4」のホストデータが記憶され、その後、物理ページ P P 1 に、論理アドレス「1」「2」「3」「4」のホストデータの書換データが書き込まれた状態である。つまり最新の論理アドレス「1」「2」「3」「4」のホストデータは、物理ページ P P 1 に記憶されている。

また物理ページ P P 2 には論理アドレス「1000」「1001」「1002」「1003」のホストデータが記憶されている。

また物理ページ P P 3 には論理アドレス「3000」「3001」「3002」「3003」のホストデータが書き込まれたが、その後の時点で、内容が更新された論理アドレス「3000」「3001」「3002」「3003」のホストデータが物理ページ P P 1 2 に書き込まれた状態である。

【0030】

この図3の記憶状態に対応する管理テーブルは、例えば図3Bのように、論理アドレス(LBA)と物理ページ P P (Physical Page) を対応させたテーブルとなる。

例えば論理アドレス「1」を先頭とする論理アドレス「1」「2」「3」「4」の最新のホストデータが、物理ページ P P 1 に記憶されていることが示される。

次の論理アドレス「5」を先頭とする論理アドレス「5」「6」「7」「8」の最新のホストデータが、物理ページ P P 5 に記憶されていることが示される。

次の論理アドレス「9」を先頭とする論理アドレス「9」「10」「11」「12」の最新のホストデータが、物理ページ P P 9 に記憶されていることが示される。

以下同様に記憶されている論理アドレスとの対応が管理され、例えば論理アドレス「3000」「3001」「3002」「3003」の最新のホストデータが物理ページ P P 1 2 に記憶されていることが示されている。

このように管理テーブルには、各物理ページ P P と、その物理ページ P P に記憶されたホストデータの論理アドレスとの対応関係を示す情報が記憶されることになる。

なお管理テーブルにエントリされた個々の対応情報を説明上「論物対応データ」という。

【0031】

例えば当該物理ブロック P B x についてこのような管理テーブルが構築されることで、制御部 1 1 は、ホスト機器 2 が論理アドレスで指定するホストデータが、どの物理ページ P P に記憶されているかを把握できる。

【0032】

なお、管理テーブルとしては、図3Cに示すように、さらに物理ブロック P B (Physical Block) の番号も対応させてもよい。

或る物理ブロック P B の管理テーブルが、必ずしも、その物理ブロック P B 内に記憶される必要があるわけではなく、他の物理ブロック P B の物理ページ P P 内に書き込まれることもあり得る。そのような場合に対応するには、図3Cのように、各論理アドレスに対応して、物理ブロック P B の番号と物理ページ P P の番号を管理することが適切となる。

【0033】

< 3 . データ書き込み制御処理 / 管理テーブル構築処理 >

制御部 1 1 の具体的な処理例を図4, 図5で説明する。なお、図4, 図5は管理情報生成部 1 1 a 及びアクセス制御部 1 1 b としての機能を有することで実行される制御部 1 1 の処理としている。

【0034】

図4は制御部 1 1 によるホストデータの揮発性メモリ 1 5 への書き込みの際の制御処理例を示している。

制御部 1 1 はステップ F 1 0 1 として、ホスト機器 2 からデータ書き込み要求に応じて、書き込みを行うホストデータの取り込みや論理アドレスの取得等を行う。

具体的には制御部 1 1 は、送信されてくるホストデータについてはデバイスインターフェース 1 3 を介してバッファ R A M 1 4 に一時格納させる。また制御部 1 1 は、デバイスインターフェース 1 3 を介して送信される書き込み要求のコマンドにより、書き込むホストデータの論理アドレスとデータ量を把握する。

【0035】

ステップ F 1 0 2 では、今回のデータ書込に対応すべく管理テーブルを作成又は更新する。

制御部 1 1 は、今回のホストデータを、或る物理ブロック P B の最終使用済みの物理ペ

10

20

30

40

50

ージの次の物理ページ P P から書き込むことになる。そこで、その時点での管理テーブルに、今回のホストデータの論理アドレスと、書き込みを行おうとする物理ページ P P の番号を対応させた論物対応データを追加する。

なお、その時点で、その書き込みを行おうとする物理ブロック P B についての管理テーブルがまだ構築されていない場合は、後述する図 5 の処理で管理テーブル構築を行い、その管理テーブルに、書き込みを行おうとする物理ページ P P の番号を対応させた論物対応データを追加する。

また書き込みを行おうとする物理ブロック P B が、未使用の物理ブロック P B であった場合、新たに今回のホストデータの論理アドレスを、書き込みを行おうとする物理ページ P P の番号を対応させた論物対応データをエントリした管理テーブルを生成すればよい。

【 0 0 3 6 】

続いて制御部 1 1 はステップ F 1 0 3 で、今回のホストデータのデータ量が、所定量以下であるか否かを判断する。

この判断は、1つの物理ページ P P 内に、今回のホストデータと管理テーブルをまとめて書き込めるか否かの判断である。従って所定量とは、ホストデータを物理ページ P P に書き込んでも、まだ管理テーブルを書き込む容量が残っていると判断できるデータ量をいう。

例えば1つの物理ページ P P が 1 6 K b y t e の容量であって、管理テーブルが数 K b y t e 必要とすると、例えば 8 K b y t e を所定量などとすればよい。またここでいう所定量とは、固定のデータ量である必要はなく、物理ページ P P の容量から、その時点の管理

【 0 0 3 7 】

もし、今回のホストデータが、所定量を越えており、同時に物理ページ P P 内に管理テーブルを書き込めない場合は、制御部 1 1 はステップ F 1 0 5 に進んでホストデータ書込の制御を行う。具体的には、バッファ R A M 1 4 に一時格納させたホストデータを、今回ステップ F 1 0 2 で管理テーブルにエントリした物理アドレスに応じて、不揮発性メモリ 1 5 に記憶させていく。

そして今回の書込要求に応じた処理を終える。

【 0 0 3 8 】

もし、今回のホストデータが所定量以下で、同時に物理ページ P P 内に管理テーブルを書き込める場合は、制御部 1 1 はステップ F 1 0 4 で管理テーブル書込条件を満たしているか否かを判断する。

この管理テーブル書込条件とは、ホストデータのデータサイズ以外の条件であり、例えば、

(a) データサイズが所定量以下であれば必ず管理テーブル書込を行う (つまりサイズ以外の管理テーブル書込条件無し)

(b) データサイズが所定量以下であった機会の m 回に 1 回、管理テーブル書込を行う

(c) 前回の管理テーブル書込から、ホストデータの書込機会が m 回以上あった場合に管理テーブル書込を行う

(d) 物理ブロック P B 内に論理アドレスが不連続となる場合に管理テーブル書込を行う
などの各種条件設定が考えられる。

【 0 0 3 9 】

もし上記 (a) の条件 (つまり無条件) が設定されている場合、ステップ F 1 0 4 では管理テーブル書込条件を満たすため、制御部 1 1 はステップ F 1 0 6 に進む。そして今回のホストデータと、現時点の管理テーブルを、同一の物理ブロック P B に書き込む制御を行う。

例えばバッファ R A M 1 4 に一時格納させたホストデータと、その時点でインターナル R A M 1 2 に格納している最新の管理テーブルを、今回ステップ F 1 0 2 で管理テーブルにエントリした物理アドレスに応じて、不揮発性メモリ 1 5 に記憶させていく。

そして今回の書込要求に応じた処理を終える。

10

20

30

40

50

【 0 0 4 0 】

なお、上記 (b) (c) (d) のいずれかの管理テーブル書込条件が設定されている場合は、それらの条件を満たさない場合がある。その場合は制御部 1 1 はステップ F 1 0 5 でホストデータのみを書込制御を行う。

【 0 0 4 1 】

図 5 は制御部 1 1 による管理テーブル構築処理を示している。制御部 1 1 は、上記図 4 のステップ F 1 0 2 の時点、或いは他の任意の時点で、この図 5 の管理テーブル構築処理を行うことができる。

【 0 0 4 2 】

まず制御部 1 1 はステップ F 2 0 1 で、対象の物理ブロック P B x について最終使用済みページ P P e の検索を行う。例えば 2 分検索などとして最終使用済み物理ページ P P e を探すことができる。

物理ブロック P B は物理ページ P P 0 から順に使用されていくもので、最終使用済み物理ページ P P e とは、その時点で過去に最新のデータ書込が行われた物理ページ P P のことである。

図 6 A には、過去に物理ページ P P 1 3 までデータ書込が行われた物理ブロック P B x を示しているが、この場合、物理ブロック P B x は矢印の方向で各物理ページ P P が順に使用されていく。そして最終使用済み物理ページ P P e とは、物理ページ P P 1 3 となる。

2 分検索とは、例えば中央の物理ページ P P を確認しながら最終使用済み物理ページ P P e を探索する手法である。図 6 A でいえば、まず例えば物理ページ P P 7 を確認する。物理ページ P P 7 が書込済みであれば、最終使用済み物理ページ P P e は物理ページ P P 7 ~ P P 1 5 のいずれかである。そこで次に物理ページ P P 1 1 を確認する。物理ページ P P 1 1 が書込済みであれば、最終使用済み物理ページ P P e は物理ページ P P 1 1 ~ P P 1 5 のいずれかである。そこで次に物理ページ P P 1 3 を確認する。このように中央の物理ページ P P を確認しながら追い込んでいき、最終使用済み物理ページ P P e を探索するものである。

【 0 0 4 3 】

最終使用済み物理ページ P P e を発見したら、制御部 1 1 はステップ F 2 0 2 で、その最終使用済み物理ページ P P e の読出を実行し、記憶されているデータ内容を確認する。特に、最終使用済み物理ページ P P e に、管理テーブルが含まれているか否かを確認する。

最終使用済み物理ページ P P e に管理テーブルが含まれていた場合、制御部 1 1 はステップ F 2 0 3 から F 2 0 7 に進み、当該管理テーブルを更新のために取り込む。そしてステップ F 2 0 8 で管理テーブルを最新状態に更新する。

例えば図 6 A では、管理テーブルを「 M G T 」と示しており、最終使用済み物理ページ P P e である物理ページ P P 1 3 には、管理テーブル M G T が含まれている。

このような物理ブロック P B の場合では、制御部 1 1 は図 6 B の矢印 M R として示すように、検索された最終使用済み物理ページ P P e に記憶されていた管理テーブル M G T を取り込むことになる。

この最終使用済み物理ページ P P e に記憶されていた管理テーブル M G T は、その時点の当該物理ブロック P B x に記憶された全てのホストデータについての論物対応データを含む最新のものである。

従って上述の図 4 のステップ F 1 0 2 でこの図 5 の処理が行われる場合は、図 5 のステップ F 2 0 8 では、この管理テーブル M G T に、今回書き込もうとするホストデータの論理アドレスについて、新たな論物対応データを追加するか、もしくはデータ書換であるなら、或る論物対応データを書き換えればよいことになる。

図 4 のようなデータ書込の際以外にこの図 5 の処理を行う場合は、最終使用済み物理ページ P P e から管理テーブル M G T を読み出せた場合は、それが最新の状態であるので、ステップ F 2 0 8 では論物対応データの追加や更新は必要ない。

10

20

30

40

50

【 0 0 4 4 】

なお、図 4 のデータ書込の際に、毎回、図 5 の処理を行うことが必要になるわけではない。例えば電源オンの状態であれば、ホスト機器 2 からの書き込み要求の都度、ステップ F 1 0 2 で、今回の書き込みデータに応じて管理テーブルを生成、更新していれば、インターナル R A M 1 2 に最新の管理テーブルが記憶されている状態となる。

つまり、図 5 の処理は、例えば電源投入時に 1 回行えばよい。その後はデータ書き込みの際に、その図 5 の処理で得た管理テーブルを更新していけばよい。そして可能なときに、物理ページ P P 内に、最新の管理テーブルを記憶させればよいものである。

【 0 0 4 5 】

最終使用済み物理ページ P P e に管理テーブルが含まれていない場合、制御部 1 1 はステップ F 2 0 3 から F 2 0 4 に進み、その物理ページ P P (この場合最終使用済み物理ページ P P e) に記憶されているホストデータの論理アドレス L B A を確認して記憶する。

そして当該物理ページ P P が対象の物理ブロック P B x の先頭の物理ページ P P 0 でなければ、ステップ F 2 0 5 から F 2 0 6 に進み、1 つ前の物理ページ P P の読出を行い、ステップ F 2 0 3 で、その物理ページ P P に管理テーブル M G T が記憶されているか否かを確認する。

【 0 0 4 6 】

もし、その物理ページ P P にも管理テーブル M G T が記憶されていなければ、また制御部 1 1 はステップ F 2 0 4 で、その物理ページ P P に記憶されているホストデータの論理アドレス L B A を確認して記憶する。そして当該物理ページ P P が対象の物理ブロック P B x の先頭の物理ページ P P 0 でなければ、ステップ F 2 0 5 から F 2 0 6 に進み、さらに 1 つ前の物理ページ P P の読出を行い、ステップ F 2 0 3 で、その物理ページ P P に管理テーブル M G T が記憶されているか否かを確認する。

【 0 0 4 7 】

つまり、ステップ F 2 0 4 F 2 0 5 F 2 0 6 F 2 0 3 の処理は、最終使用済み物理ページ P P e から順番に前の物理ページ P P をたぐって、各物理ページ P P のホストデータの論理アドレスを記憶しながら、管理テーブル M G T が記憶されている物理ページ P P を探し出す処理となる。

【 0 0 4 8 】

この過程で、或る物理ページ P P に管理テーブル M G T が存在することを確認したら、制御部 1 1 はステップ F 2 0 3 から F 2 0 7 に進み、その物理ページ P P から管理テーブル M G T を更新のために取り込む。そしてステップ F 2 0 8 で管理テーブルを最新状態に更新する。

【 0 0 4 9 】

例えば図 6 C では、最終使用済み物理ページ P P e = 物理ページ P P 1 4 であって、この物理ページ P P 1 4 には管理テーブル M G T が存在しない場合を示している。

この場合、矢印 S C として示すように 1 つ前の物理ページ P P の確認を行っていく。この例では 1 つ前の物理ページ P P 1 3 で管理テーブル M G T が発見されるため、矢印 M R として示すように物理ページ P P 1 3 から管理テーブル M G T を取り込むことになる。

【 0 0 5 0 】

このように最終使用済み物理ページ P P e 以外の物理ページ P P に記憶されていた管理テーブル M G T は、その時点の当該物理ブロック P B x に記憶された全てのホストデータについての論物対応データを含むものではない。例えばこの図 6 C の例では、取り込んだ管理テーブル M G T には、物理ページ P P 1 4 についての論物対応データは含まれていない。

そこでステップ F 2 0 8 では、この物理ページ P P 1 4 についての論物対応データを管理テーブル M G T に反映させるように管理テーブル M G T の更新を行う。つまりステップ F 2 0 4 で物理ページ P P 1 4 に記憶されたホストデータの論理アドレスを記憶したため、その記憶された論理アドレスを、物理ページ P P 1 4 に対応づける論物対応データを、取り込んだ管理テーブル M G T に追加することになる。

10

20

30

40

50

その上で、上述の図4のステップF102でこの図5の処理が行われる場合は、この管理テーブルMGTに、今回書き込もうとするホストデータの論理アドレスについて、新たな論物対応データを追加するか、もしくはデータ書換であるなら、或る論物対応データを書き換えればよいことになる。

図4のようなデータ書込の際以外にこの図5の処理を行う場合は、最終使用済み物理ページPPe（この場合、物理ページPP14）までの論物対応データを追加した時点で、それが最新の状態を示す管理テーブルMGTとなる。

【0051】

なお、ステップF205で先頭の物理ページPP0であると判断される場合、当該物理ブロックPBxには、どの物理ページPPにも管理テーブルMGTが記憶されていないこととなる。

10

この場合制御部11はステップF208で管理テーブルMGTを新たに構築することになる。

即ち最終使用済み物理ページPPeから先頭の物理ページPP0までの各物理ページPPについてステップF204で記憶した論理アドレスを用いて、各論理アドレスについての論物対応データを生成し、管理テーブルMGTを生成する。

その上で、上述の図4のステップF102でこの図5の処理が行われる場合は、この生成した管理テーブルMGTに、今回書き込もうとするホストデータの論理アドレスについて、新たな論物対応データを追加するか、もしくはデータ書換であるなら、或る論物対応データを書き換えることとなる。

20

図4のようなデータ書込の際以外にこの図5の処理を行う場合は、生成した管理テーブルMGTが最新の状態を示すものとなる。

【0052】

以上、実施の形態の処理例を説明してきたが、このような制御部11の処理によれば、まず管理テーブルは、ホストデータとともに、物理ページPP内に書き込まれる。

換言すれば、書込要求時に、ホストデータが例えば4Kbyteのデータなど、小さいデータであった場合に、最新の管理テーブルがホストデータとともに物理ページに記憶される。

管理テーブルが物理ページPP内に記憶されていることで、必要に応じて物理ページPPの読出で管理テーブルが読み出せる。また管理テーブルの保存も、ホストデータの書き込み機会に同時に行うことができる。

30

さらに、管理テーブルは、ホストデータが小さく書き込みが可能なときに最新の状態で物理ページPP内に記憶されるため、常に最新に近い管理テーブルが不揮発的に保存されることになる。そして電源オン時などに管理テーブルを把握したい場合は、制御部11は図5の処理を行えば、多くの場合、対象の物理ブロックPBの全物理ページPPを読み出さなくとも、最新の管理テーブルを得ることができる。例えば図6B、図6Cのような場合が多くなる。

従って、最新の管理テーブルを取得するための処理も高速に実行できる。

【0053】

これらのことから、特にホスト機器2からの細かいサイズのホストデータの書き込みや、シーケンシャルな論理アドレスではない書き込みが多い環境下では、物理ブロックPB内の、論理アドレス-物理アドレスの変換に必要な管理テーブルの構築を、短時間でいう事が出来、アクセス速度の向上を実現できる。

40

また、ホスト機器2からのホストデータと、管理テーブルを同じ物理ページPPに書き込む為、物理ブロックPB内部の実態と管理テーブルとの齟齬が発生する可能性が低くなり、途中電源遮断などの異常事態においてもデータの信頼性を高める事ができる。

【0054】

<4. 管理テーブル書き込み機会>

上記実施の形態の処理で行われる管理テーブルの書き込み機会について説明する。先に

50

(a) (b) (c) (d)として管理テーブル書込条件の例を示した。

管理テーブル書込条件として上記(a)が設定され、データサイズが所定量以下であれば必ず(無条件に)管理テーブル書込を行う、という場合は、管理テーブル書き込み動作は図7に示すようになる。

【 0 0 5 5 】

例えばある時点で論理アドレス「 1 」 「 2 」のホストデータの書き込みが要求されたとする。この場合、サイズの的に管理テーブルの書き込みが可能であるとする。すると図7 Aの矢印D M Wのように、例えば物理ページP P 0にホストデータと管理テーブルM G Tの書き込みを行う。

その後、ある時点で論理アドレス「 3 」 「 4 」のホストデータの書き込みが要求され、この場合もサイズの的に管理テーブルの書き込みが可能であるとする。すると図7 Bの矢印D M Wのように、例えば物理ページP P 1にホストデータと管理テーブルM G Tの書き込みを行う。

10

以降、同様に小サイズのホストデータの書き込み要求があったとすると、図7 C、図7 Dの矢印D M Wのように、物理ページP P 2 , P P 3 , P P 4に、それぞれホストデータと管理テーブルM G Tの書き込みを行う。

なお、図7 Eのようにデータサイズが所定量以下ではない論理アドレス「 9 」 「 1 0 」 「 1 1 」 「 1 2 」のホストデータの書込要求があった場合は、矢印D Wのように物理ページP P 4にホストデータの書込を行うが、管理テーブルM G Tの書き込みは行わない。

以上のように、1回の書き込み要求にかかるホストデータのサイズが所定量以下であれば無条件に管理テーブル書込を同時に行うという処理例が考えられる。

20

【 0 0 5 6 】

また上記(b)のように、データサイズが所定量以下であった機会のm回に1回、管理テーブル書込を行うという条件が設定された場合の例を図8に示す。

例えば5回に1回という条件であるとする。

図8 Aは、1回目の書き込み要求(論理アドレス「 1 」 「 2 」のホストデータ)、2回目の書き込み要求(論理アドレス「 3 」 「 4 」のホストデータ)・・・5回目の書き込み要求(論理アドレス「 9 」 「 1 0 」のホストデータ)というように小サイズのホストデータの書き込み要求が5回あった場合を示している。1回目から4回目までは、ホストデータのサイズの的に管理テーブル書き込みが可能であるが、図4のステップF 1 0 4で条件を満たさないとして管理テーブル書き込みは行われぬ。そして5回目の書き込み要求の際は、図4のステップF 1 0 4で条件を満たすとしてステップF 1 0 6でホストデータとともに管理テーブルM G Tの書き込み(矢印D M W)が行われる。

30

その後も小サイズのホストデータの書き込み要求が連続したとしても、図8 B、図8 Cのように、6回目から9回目の書き込み要求の際には管理テーブル書き込みは行われぬ。図8 Dのように10回目の書き込み要求の際には、5回に1回という条件を満たすとしてホストデータとともに管理テーブルM G Tの書き込み(矢印D M W)が行われる。

【 0 0 5 7 】

もちろんm回に1回の「 m 」は各種設定できる。

また、途中でサイズの大きいホストデータの書き込み要求、つまり図4のステップF 1 0 3で所定量以上と判定されるホストデータの書き込み要求があった場合は、それをm回の回数のカウントに入れる例も考えられるし、入れない例も考えられる。

40

所定量を超えるホストデータの書き込み要求機会を、m回の回数のカウントに入れる例とは、上記(c)の、前回の管理テーブル書込から、ホストデータの書込機会がm回以上あった場合に管理テーブル書込を行うという例に該当する。

【 0 0 5 8 】

また上記(d)の、物理ブロックP B内に論理アドレスが不連続となる場合に管理テーブル書込を行うという条件設定が行われる場合の例を図9に示す。

図9 A、図9 Bは、1回目の書き込み要求(論理アドレス「 1 」 「 2 」のホストデータ)、2回目の書き込み要求(論理アドレス「 3 」 「 4 」のホストデータ)・・・5回目の

50

書き込み要求（論理アドレス「9」「10」のホストデータ）というように小サイズのホストデータの書き込み要求が5回あった場合を示している。

ただしこれらの場合、各物理ページPPに記憶される論理アドレスが連続している。この1回目から5回目の書き込み要求の各場合では、論理アドレスが連続しているため、ホストデータのサイズ的には管理テーブル書き込みが可能であるが、図4のステップF104で条件を満たさないとして管理テーブル書き込みは行われない。

その後6回目の書き込み要求として論理アドレス「21」「22」のホストデータの書き込みが要求されたとする。このホストデータは次の物理ページPP5に書き込まれるが、すると論理アドレスは不連続となる。この場合、図4のステップF104で条件を満たすとしてステップF106でホストデータとともに管理テーブルMGTの書き込み（矢印DMW）が行われる。

10

その後も小サイズのホストデータの書き込み要求が連続したとしても、図8B、図8Cのように、6回目から9回目の書き込み要求の際には管理テーブル書き込みは行われない。図8Dのように10回目の書き込み要求の際には、5回に1回という条件を満たすとしてホストデータとともに管理テーブルの書き込み（矢印DMW）が行われる。

【0059】

以上のようにホストデータが所定量以下であって、管理テーブルを物理ページPP内にかける場合でも、図7のように必ず管理テーブル書き込みを行うという例の他に、図8、図9のように各種の書込条件を設定するという処理例も考えられる。もちろん以上の例に限られない。例えば上記（b）又は（c）の条件と、上記（d）の条件のAND条件、OR条件で、管理テーブルの書込の実行/不実行を決めることも考えられる。

20

書き込み条件の設定によってはより効率的な管理テーブルの保存が可能となる。

【0060】

< 5 . 変形例 >

以上、実施の形態について説明したが、実施の形態の構成、処理としては多様な変形例が考えられる。

例えば、図4のステップF106でホストデータと管理テーブルを同一物理ページPP内に書き込む場合、その物理ページPPは、それまで使用していた物理ブロックPBxとは別の物理ブロックPByにおける物理ページPPとしてもよい。

30

また例えば物理ブロックPByとして、管理テーブルの入りの物理ページPPを提供する専用の物理ブロックPByを設定してもよい。

それらの場合、管理テーブルの構造は図3Cの構造とすることが適切である。

【0061】

また実施の形態ではメモリカード1の例を挙げたが、不揮発性メモリ15と、制御部11が別体の構成の場合でも本開示の技術は適用可能である。

本開示の技術は、各種メモリカード、SSD、eMMCなどに適用できる。

【0062】

なお本技術は以下のような構成も採ることができる。

（1）不揮発性メモリに書き込むデータ、又は上記不揮発性メモリに既に書き込まれているデータについて、論理アドレスと上記不揮発性メモリ上の物理アドレスとの対応を示す論理・物理アドレス管理情報を生成及び更新する管理情報生成部と、

40

上記不揮発性メモリへのデータ書き込み時に、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位内に、当該データとともに上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みの実行制御を行うアクセス制御部と、

を備えた制御装置。

（2）上記アクセス制御部は、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であるときに、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの1つの物理的書き込み単位へ書き込む制御を行う上記（1

50

)に記載の制御装置。

(3)上記アクセス制御部は、

書き込みを行うデータと上記論理・物理アドレス管理情報を合わせたデータ量が、上記物理的書き込み単位の容量以内であって、かつ所定の管理情報書き込み条件が満たされた場合に、当該データと上記論理・物理アドレス管理情報を、上記不揮発性メモリの物理的書き込み単位への書き込みの実行制御を行う上記(1)又は(2)に記載の制御装置。

(4)上記管理情報書き込み条件は、前回の上記論理・物理アドレス管理情報の書き込みからの、書き込み機会回数の条件である上記(3)に記載の制御装置。

(5)上記管理情報書き込み条件は、

上記不揮発性メモリ上で物理的に連続して書き込まれるデータの論理アドレスの連続性についての条件である上記(3)又は(4)に記載の制御装置。

10

(6)上記不揮発性メモリでは、複数の上記物理的書き込み単位により、物理的消去単位が形成されており、

上記アクセス制御部は、上記物理的消去単位内で、最終使用済みの物理的書き込み単位から先頭側の物理的書き込み単位に向かって、順に、物理的書き込み単位内に上記論理・物理アドレス管理情報が含まれているか否かを検索して、最初に発見された上記論理・物理アドレス管理情報を取得する処理を行い、

上記管理情報生成部は、上記アクセス制御部が取得した論理・物理アドレス管理情報及び論理・物理アドレス管理情報が含まれていなかった物理的書き込み単位の論理アドレス情報を用いて、論理・物理アドレス管理情報を更新する上記(1)乃至(5)のいずれかに記載の制御装置。

20

(7)上記不揮発性メモリは複数の物理ページで消去単位である物理ブロックが構成されるNAND型フラッシュメモリであり、

上記物理ページが、上記物理的書き込み単位である上記(1)乃至(6)のいずれかに記載の制御装置。

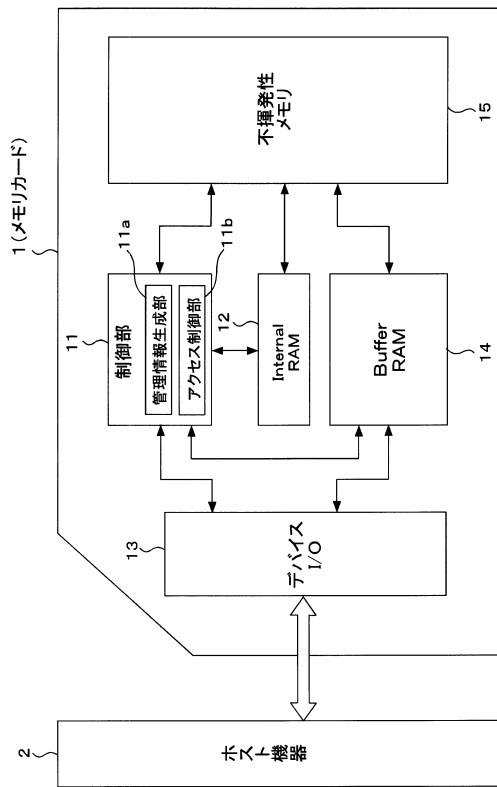
【符号の説明】

【0063】

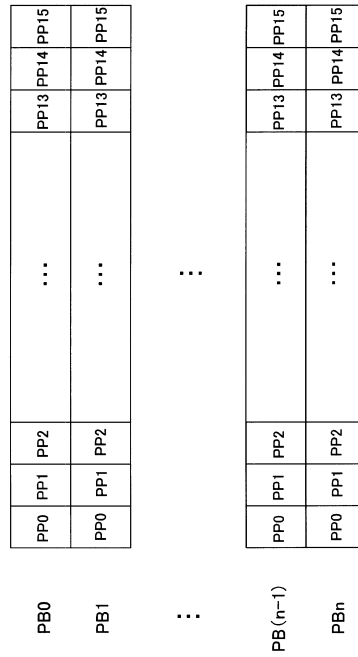
1 メモリカード、2 ホスト機器、11 制御部、11a 管理情報生成部、11b
アクセス制御部、12 インターナルRAM、13 デバイスインターフェース、14
バッファRAM、15 不揮発性メモリ

30

【図1】



【図2】



【図3】

A

| | | | | | | | | | | | | | | | | |
|-------|---|---|------|------|------|---|----|-----|-----|----|-----|------|------|------|----|-----|
| PP → | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
| PBx { | 1 | 1 | 1000 | 3000 | 2500 | 5 | 9 | 100 | 100 | 9 | 120 | 1500 | 3000 | 2500 | 14 | 99 |
| | 2 | 2 | 1001 | 3001 | 2501 | 6 | 10 | 101 | 101 | 10 | 121 | 1501 | 3001 | 2501 | 15 | 100 |
| | 3 | 3 | 1002 | 3002 | 2502 | 7 | 11 | 102 | 102 | 11 | 122 | 1502 | 3002 | 2502 | 16 | 101 |
| | 4 | 4 | 1003 | 3003 | 2503 | 8 | 12 | 103 | 103 | 12 | 123 | 1503 | 3003 | 2503 | 17 | 102 |

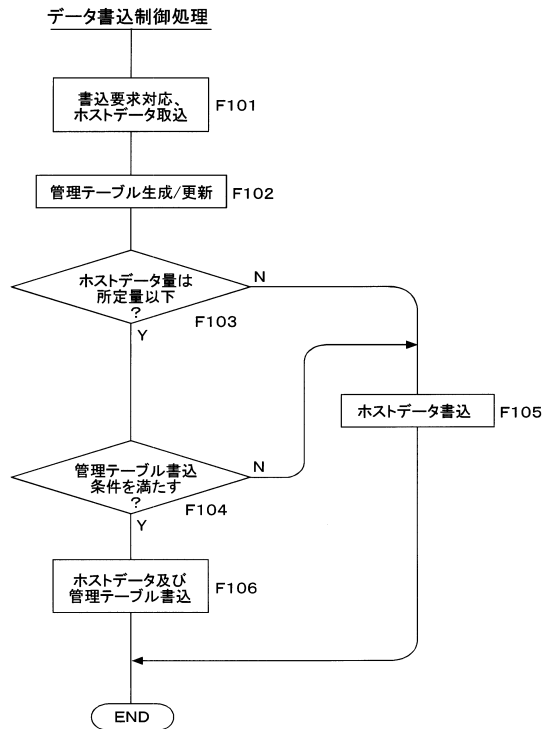
B

| LBA | Physical Page |
|------|---------------|
| 1 | 1 |
| 5 | 5 |
| 9 | 9 |
| 14 | 14 |
| 99 | 15 |
| 100 | 8 |
| 120 | 10 |
| 1000 | 2 |
| 1500 | 11 |
| 2500 | 13 |
| 3000 | 12 |

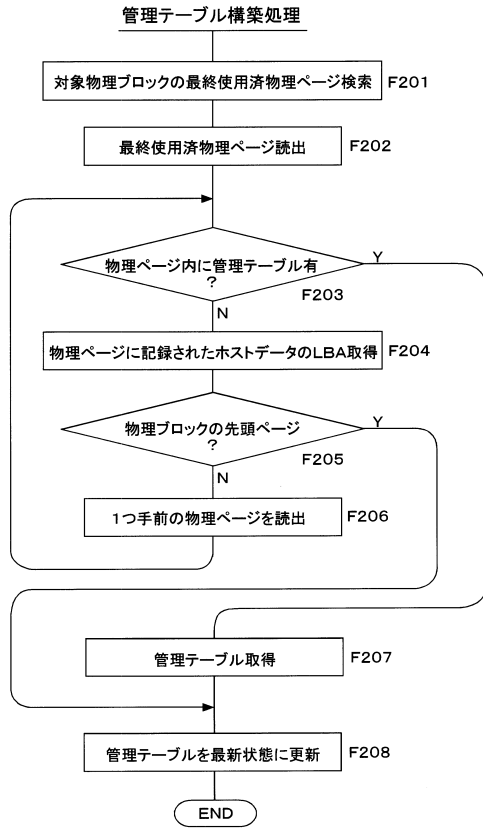
C

| LBA | Physical Page | Physical Block |
|------|---------------|----------------|
| 1 | 1 | x |
| 5 | 5 | x |
| 9 | 1 | x+1 |
| 14 | 14 | x |
| 99 | 15 | x |
| 100 | 8 | x |
| 120 | 10 | x |
| 1000 | 2 | x |
| 1500 | 11 | x |
| 2500 | 13 | x |
| 3000 | 12 | x |

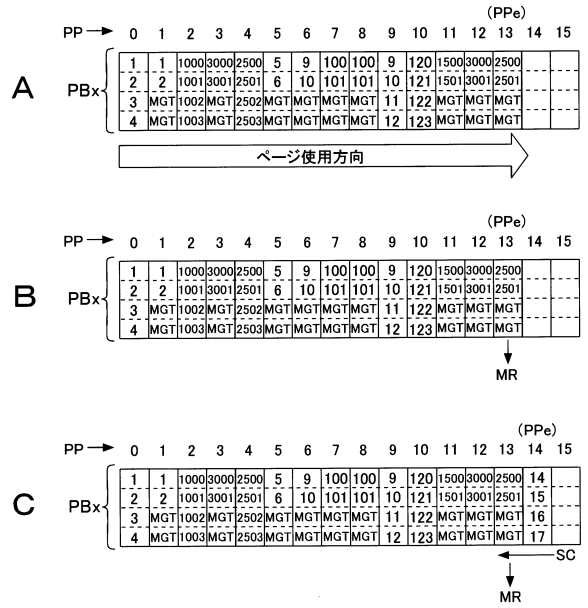
【図4】



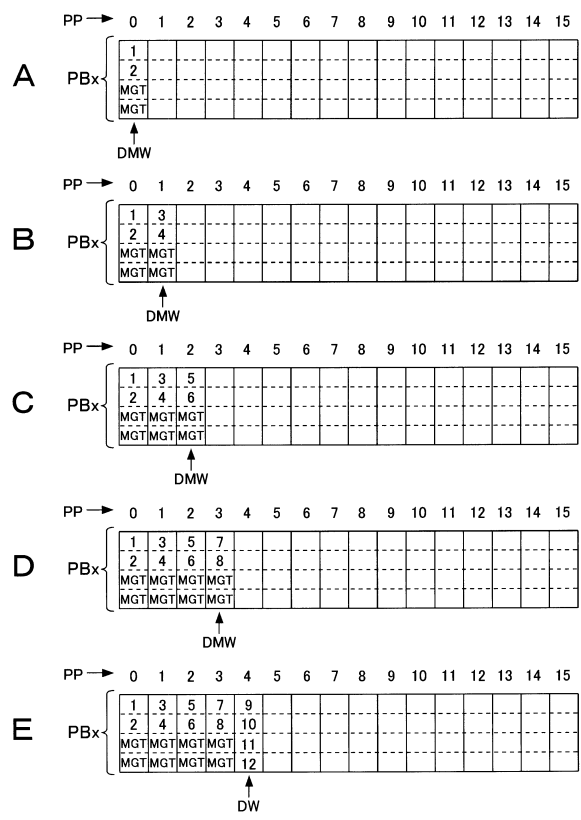
【図5】



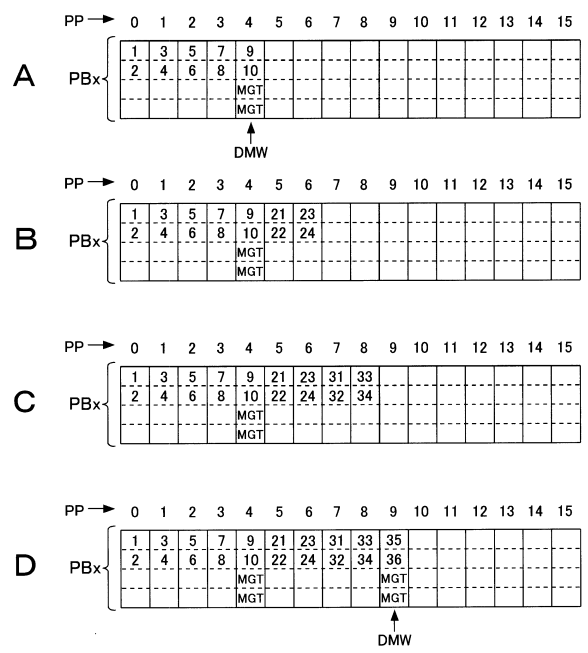
【図6】



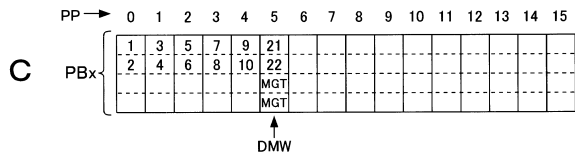
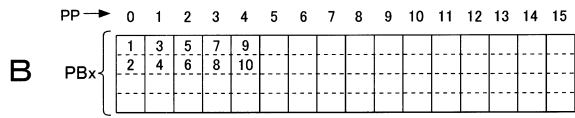
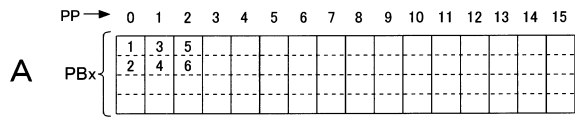
【図7】



【図8】



【 9 】



フロントページの続き

- (74)代理人 100109070
弁理士 須田 洋之
- (74)代理人 100109335
弁理士 上杉 浩
- (74)代理人 100120525
弁理士 近藤 直樹
- (74)代理人 100141553
弁理士 鈴木 信彦
- (72)発明者 石川 裕也
東京都港区港南1丁目7番1号 ソニー株式会社内

審査官 塚田 肇

- (56)参考文献 特表2012-503234(JP,A)
特開2012-037971(JP,A)
特開2012-068764(JP,A)
特開2002-196977(JP,A)

- (58)調査した分野(Int.Cl., DB名)
G06F 12/00
G06F 12/02