

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第6205931号
(P6205931)

(45) 発行日 平成29年10月4日 (2017. 10. 4)

(24) 登録日 平成29年9月15日 (2017. 9. 15)

(51) Int. Cl.

F I

G 0 6 F 11/10 (2006. 01)
G 0 6 F 3/06 (2006. 01)
G 0 6 F 12/00 (2006. 01)
G 0 6 F 12/12 (2016. 01)

G O 6 F 11/10 6 O 4
 G O 6 F 3/06 3 O 2 A
 G O 6 F 12/00 5 1 4 M
 G O 6 F 12/12 5 5 7 Z

請求項の数 10 (全 27 頁)

(21) 出願番号 特願2013-149006 (P2013-149006)
 (22) 出願日 平成25年7月18日 (2013. 7. 18)
 (65) 公開番号 特開2015-22450 (P2015-22450A)
 (43) 公開日 平成27年2月2日 (2015. 2. 2)
 審査請求日 平成28年4月5日 (2016. 4. 5)

(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 100103528
 弁理士 原田 一男
 (72) 発明者 奥野 崇
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号 株式会社富士通コンピュータテクノ
 ロジーズ内
 (72) 発明者 山中 英樹
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
 1号 株式会社富士通コンピュータテクノ
 ロジーズ内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 書き込み制御プログラム及び方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

第1のメモリ領域の世代と前記第1のメモリ領域内のデータの複製が書き込まれる第2のメモリ領域の世代とが同じである場合、前記第1のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第1のメモリ領域に書き込む処理との並行実行を開始し、

前記並行実行を開始すると、前記第2のメモリ領域に対して前記書き込みデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第2のメモリ領域内のデータを用いて、前記書き込みデータが書き込まれる前の前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する

処理をコンピュータに実行させるための書き込み制御プログラム。

【請求項 2】

前記書き込みデータの量が、前記第1のメモリ領域の容量と同じであるか判断する処理をさらに実行させ、

前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量と同じである場合に、前記第1のメモリ領域と前記第2のメモリ領域とを切り替える

処理を実行する請求項1記載の書き込み制御プログラム。

【請求項 3】

10

20

前記第 1 のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第 1 のメモリ領域の容量と同じではない場合に、前記第 1 のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲と同じ範囲のデータを前記第 2 のメモリ領域から読み出し、前記第 1 のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲に書き込む

処理を実行する請求項 2 記載の書き込み制御プログラム。

【請求項 4】

第 1 のメモリ領域内のデータの複製が格納される第 2 のメモリ領域に対して前記第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第 2 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第 2 のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第 1 のメモリ領域から前記第 2 のメモリ領域に切り替える、又は、前記第 2 のメモリ領域内のデータを前記第 1 のメモリ領域に反映する

処理をコンピュータに実行させるための書き込み制御プログラム。

【請求項 5】

前記書き込みデータの量が、前記第 1 のメモリ領域の容量の半分以上であるか判断する処理

をさらに実行させ、

前記第 1 のメモリ領域から前記第 2 のメモリ領域に切り替える処理において、

前記書き込みデータの量が前記第 1 のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、前記第 1 のメモリ領域と前記第 2 のメモリ領域とを切り替える

処理を実行する請求項 4 記載の書き込み制御プログラム。

【請求項 6】

前記書き込みデータの量が前記第 1 のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、前記書き込みデータの量が前記第 1 のメモリ領域の容量未満であるか判断する処理

をさらに実行させ、

前記第 2 のメモリ領域内のデータを前記第 1 のメモリ領域に反映する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第 1 のメモリ領域の容量未満且つ半分以上である場合に、前記第 1 のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲と同じ範囲のデータを前記第 2 のメモリ領域から読み出し、前記第 1 のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲に書き込む

処理を実行する請求項 5 記載の書き込み制御プログラム。

【請求項 7】

第 1 のメモリ領域の世代と前記第 1 のメモリ領域内のデータの複製が書き込まれる第 2 のメモリ領域の世代とが同じである場合、前記第 1 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記第 1 のメモリ領域に前記書き込みデータを書き込む処理との並行実行を開始する第 1 処理部と、

前記並行実行を開始すると、前記第 2 のメモリ領域に対して前記書き込みデータの複製を書き込む処理を停止する第 2 処理部と、

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第 2 のメモリ領域内のデータを用いて、前記書き込みデータが書き込まれる前の前記第 1 のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する第 3 処理部と、

を有するコンピュータ。

【請求項 8】

第 1 のメモリ領域の世代と前記第 1 のメモリ領域内のデータの複製が書き込まれる第 2 のメモリ領域の世代とが同じである場合、前記第 1 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第 1 のメモリ領域に書き込む処理との並行実行を開始し、

前記並行実行を開始すると、前記第 2 のメモリ領域に対して前記書き込みデータの複製

10

20

30

40

50

を書き込む処理を停止し、

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第2のメモリ領域内のデータを用いて、前記書き込みデータが書き込まれる前の前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する

処理をコンピュータが実行する書き込み制御方法。

【請求項9】

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、前記第2のメモリ領域に書き込みデータを書き込む第1処理部と、

前記第1処理部が前記第2のメモリ領域に前記書き込みデータを書き込む処理と並行して、前記書き込みデータに対する誤り検出を実行する第2処理部と、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第1のメモリ領域から前記第2のメモリ領域に切り替える第3処理部と、

を有するコンピュータ。

【請求項10】

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第2のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第2のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第1のメモリ領域から前記第2のメモリ領域に切り替える、又は、前記第2のメモリ領域内のデータを前記第1のメモリ領域に反映する

処理をコンピュータが実行する書き込み制御方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、メモリに対するデータの書き込みを制御する技術に関する。

【背景技術】

【0002】

ネットワークを介したデータ伝送が行われた場合等には、データを受信した装置においてCRC (Cyclic Redundancy Check) 等による誤り検出が行われ、データに誤りが無いことが確認された場合にはデータがメモリに書き込まれる。

【0003】

図1に、FC (Fibre Channel) におけるCRCの一例を示す。FCにおいては、受信側の装置は、受信した複数のフレーム (図1においては、フレーム1乃至3) におけるデータフィールドを合成することによってシーケンスを生成する。各フレームにはCRCの領域が設けられており、シーケンスにもCRCの領域が設けられている。

【0004】

FCにおいては、FCカードが、フレーム毎にCRCを実行することができる。これに対し、FCカードは、フレームの合成によって生成されるシーケンスについてCRCを実行できないことがある。その場合、シーケンスについてのCRCは、CPU (Central Processing Unit) (すなわちソフトウェア) によって実行される。

【0005】

図1の例においては、本来フレーム1、フレーム2、フレーム3という順序でフレームを受信すべきなのに、例えばフレーム1、フレーム3、フレーム2という順序でフレームを受信してシーケンスを生成した場合には、誤りが検出されることになる。

【先行技術文献】

【特許文献】

【0006】

【特許文献1】特開2004-199277号公報

10

20

30

40

50

【非特許文献】

【0007】

【非特許文献1】American National Standards for Information Technology, "FIBRE CHANNEL SINGLE-BYTE COMMAND CODE SETS-2 MAPPING PROTOCOL (FC-SB-2)", 2001年

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0008】

CPUがCRCを実行する場合には、CRCを実行して誤りが無いことを確認した後にデータをメモリに書き込むことになる。そのため、メモリへの書き込み開始が遅くなるため、書き込みの完了までの時間が長くなるという問題がある。

10

【0009】

従って、本発明の目的は、1つの側面では、データに対する誤り検出を実行する場合において、データをメモリに書き込み終わるまでに要する時間を短縮するための技術を提供することである。

【課題を解決するための手段】

【0010】

本発明の第1の態様に係る書き込み制御方法は、第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、第1のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、書き込みデータを第1のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、書き込みデータについて誤りが検出された場合に、第2のメモリ領域に格納されているデータを用いて、書き込みデータが格納される前の第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理を含む。

20

【0011】

本発明の第2の態様に係る書き込み制御方法は、第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、第2のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、書き込みデータを第2のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を第1のメモリ領域から第2のメモリ領域に切り替える、又は、第2のメモリ領域内のデータを第1のメモリ領域に反映する処理を含む。

30

【発明の効果】

【0012】

1つの側面では、データに対する誤り検出を実行する場合において、データをメモリに書き込み終わるまでに要する時間を短縮できるようになる。

【図面の簡単な説明】

【0013】

【図1】図1は、FCにおけるCRCの一例を示す図である。

【図2】図2は、情報処理装置のハードウェア構成を示す図である。

【図3】図3は、情報処理装置の機能ブロック図である。

40

【図4】図4は、管理テーブル格納部に格納されるデータの一例を示す図である。

【図5】図5は、メモリの管理方法について説明するための図である。

【図6】図6は、リード命令の受信時に実行する処理の処理フローを示す図である。

【図7】図7は、メインの処理フローを示す図である。

【図8】図8は、書き込み処理の処理フローを示す図である。

【図9】図9は、CRC実行部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図10】図10は、レプリカ管理部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図11】図11は、並行書き込み処理の処理フローを示す図である。

【図12】図12は、レプリカ管理部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図13】図13は、正常時における対応処理の処理フローを示す図である。

50

【図 1 4】図 1 4 は、主記憶管理部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図 1 5】図 1 5 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

【図 1 6】図 1 6 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

【図 1 7】図 1 7 は、異常時における対応処理の処理フローを示す図である。

【図 1 8】図 1 8 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

【図 1 9】図 1 9 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

10

【図 2 0】図 2 0 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

【図 2 1】図 2 1 は、主記憶領域及びレプリカ領域の管理について説明するための図である。

【図 2 2】図 2 2 は、主記憶管理部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図 2 3】図 2 3 は、レプリカ管理部が実行する処理の処理フローを示す図である。

【図 2 4】図 2 4 は、本実施の形態の処理の概要を表すシーケンス図である。

【図 2 5】図 2 5 は、一般命令によって主記憶領域にデータが書き込まれた場合に実行する処理の処理フローを示す図である。

【図 2 6】図 2 6 は、レプリカ管理部がレプリカ領域を更新する処理の処理フローを示す図である。

20

【図 2 7】図 2 7 は、即時更新リストの一例を示す図である。

【図 2 8】図 2 8 は、通常更新リストの一例を示す図である。

【図 2 9】図 2 9 は、追加更新リストの一例を示す図である。

【図 3 0】図 3 0 は、レプリカ管理部がレプリカ領域を更新する処理の処理フローを示す図である。

【図 3 1】図 3 1 は、更新される順番を示す図である。

【発明を実施するための形態】

【0014】

図 2 に、本実施の形態における情報処理装置 1 のハードウェア構成を示す。情報処理装置 1 は、データ転送 CPU 101、CRC 実行 CPU 102、レプリカ管理 CPU 103 及び主記憶管理 CPU 104 を含む CPU 100 と、メモブリッジ 110 と、メモリ 120 と、I/O (Input/Output) ブリッジ 130 と、FC カード 140 及び 141 と、ハードディスク 150 とを有する。FC カード 140 及び 141 は、外部の記憶装置（図示せず）に接続されており、外部の記憶装置との間でデータ伝送を行う。

30

【0015】

ハードディスク 150 には、データ転送プログラム 1502、CRC 実行プログラム 1503、レプリカ管理プログラム 1504 及び主記憶管理プログラム 1505 を含むプログラム 1501 が格納される。

【0016】

40

ハードディスク 150 に格納されているプログラム 1501 は、メモリ 120 にロードされる。メモリ 120 には、ハードディスク 150 からロードされたプログラムのための領域 1201 と、管理データのための領域 1206 と、主記憶領域 1207 と、レプリカ領域 1208 と、データ転送バッファ 1209 とが含まれる。プログラムには、データ転送プログラム 1202 と、CRC 実行プログラム 1203 と、レプリカ管理プログラム 1204 と、主記憶管理プログラム 1205 とが含まれる。

【0017】

図 3 に、本実施の形態における情報処理装置 1 の機能ブロック図を示す。図 3 の例では、情報処理装置 1 は、データ転送部 1001 と、CRC 実行部 1002 と、レプリカ管理部 1003 と、主記憶管理部 1004 と、管理テーブル格納部 1005 と、更新リスト格

50

納部 1 0 0 6 とを含む。データ転送部 1 0 0 1、CRC 実行部 1 0 0 2、レプリカ管理部 1 0 0 3 及び主記憶管理部 1 0 0 4 は、データ転送 CPU 1 0 1、CRC 実行 CPU 1 0 2、レプリカ管理 CPU 1 0 3 及び主記憶管理 CPU 1 0 4 並びにメモリ 1 2 0 などのハードウェアと、データ転送プログラム 1 2 0 2、CRC 実行プログラム 1 2 0 3、レプリカ管理プログラム 1 2 0 4 及び主記憶管理プログラム 1 2 0 5 とが有機的に協働することにより実現される。管理テーブル格納部 1 0 0 5 及び更新リスト格納部 1 0 0 6 は、管理データののための領域 1 2 0 6 によって実現される。

【 0 0 1 8 】

データ転送部 1 0 0 1 は、データ転送バッファ 1 2 0 9 に格納されているデータを主記憶領域 1 2 0 7 及びレプリカ領域 1 2 0 8 に書き込む処理等を実行する。CRC 実行部 1 0 0 2 は、データ転送バッファ 1 2 0 9 に格納されているデータに対して CRC を実行し、結果をデータ転送部 1 0 0 1 に通知する。レプリカ管理部 1 0 0 3 は、更新リスト格納部 1 0 0 6 に格納されている即時更新リスト、通常更新リスト及び追加更新リストに基づき、データ転送部 1 0 0 1 によるデータの書き込みとは非同期に且つ自律的に、主記憶領域 1 2 0 7 に格納されているデータをレプリカ領域 1 2 0 8 にコピーする処理等を実行する。主記憶管理部 1 0 0 4 は、管理テーブル格納部 1 0 0 5 に格納されているデータを更新する処理等を実行する。

【 0 0 1 9 】

図 4 に、管理テーブル格納部 1 0 5 に格納されるデータの一例を示す。図 4 の例では、ページの識別情報と、主記憶領域 1 2 0 7 のアドレスと、主記憶領域 1 2 0 7 の世代を表す情報と、レプリカ 1 2 0 8 領域のアドレスと、レプリカ領域 1 2 0 8 の世代を表す情報と、データ転送回数と、即時更新フラグと、更新停止フラグとが格納される。

【 0 0 2 0 】

OS (Operating System) のリード (Read) 命令によって主記憶領域 1 2 0 7 が書き換えられた場合には、主記憶管理部 1 0 0 4 によって、主記憶領域 1 2 0 7 の世代が 1 インクリメントされ、またデータ転送回数が 1 インクリメントされる。OS の一般命令によって直接主記憶領域 1 2 0 7 が書き換えられた場合には、主記憶管理部 1 0 0 4 によって主記憶領域 1 2 0 7 の世代が 1 インクリメントされるが、データ転送回数はインクリメントされない。レプリカ管理部 1 0 0 3 によって主記憶領域 1 2 0 7 内のデータがレプリカ領域 1 2 0 8 にコピーされた場合には、主記憶管理部 1 0 0 4 によって、レプリカ領域 1 2 0 8 の世代は主記憶領域 1 2 0 7 の世代に合わせられる。即時更新フラグ及び更新停止フラグについては、後で詳細に説明する。なお、本実施の形態においては、OS からの IO 命令に関連する処理のうち、リード命令に関連する処理について説明する。

【 0 0 2 1 】

図 5 を用いて、本実施の形態におけるメモリ 1 2 0 の管理方法について説明する。本実施の形態においては、メモリ 1 2 0 の一部が、所定のサイズを有するページという単位に分割されて管理される。各ページには、主記憶領域 1 2 0 7 とレプリカ領域 1 2 0 8 とが用意される。主記憶領域 1 2 0 7 は、主記憶として利用されるメモリ領域である。レプリカ領域 1 2 0 8 は、主記憶領域 1 2 0 7 に格納されているデータの複製が格納されるメモリ領域である。主記憶領域 1 2 0 7 とレプリカ領域 1 2 0 8 とは、適宜切り替えられるので、主記憶領域 1 2 0 7 として利用されていた領域がレプリカ領域 1 2 0 8 になり、レプリカ領域 1 2 0 8 として利用されていた領域が主記憶領域 1 2 0 7 になる。切り替えは、主記憶管理部 1 0 0 4 が管理テーブル格納部 1 0 0 5 において主記憶領域 1 2 0 7 のアドレスとレプリカ領域 1 2 0 8 のアドレスとを交換することによって行われる。

【 0 0 2 2 】

次に、図 6 乃至図 3 0 を用いて、情報処理装置 1 の動作について説明する。

【 0 0 2 3 】

まず、図 6 を用いて、データ転送部 1 0 0 1 が OS からのリード命令を受信した場合に実行する処理について説明する。データ転送部 1 0 0 1 は、OS からのリード命令を受信する (図 6 : ステップ S 1)。これに応じ、データ転送部 1 0 0 1 は、FC カード (ここ

10

20

30

40

50

では、F C カード 1 4 0 とする) に、リード命令を送信する (ステップ S 3)。そして処理を終了する。

【 0 0 2 4 】

このような処理を実行すれば、O S からの I O 命令のうちリード命令に対処できるようになる。

【 0 0 2 5 】

なお、リード命令を受信した F C カード 1 4 0 には、外部の記憶装置からのデータが到着する。F C カード 1 4 0 は、受信したデータを D M A (Direct Memory Access) 転送によってデータ転送バッファ 1 2 0 9 に書き込む。D M A 転送はよく知られた技術であるので、ここでは説明を省略する。

10

【 0 0 2 6 】

そして、データ転送部 1 0 0 1 は、以下の処理を実行する。この処理については、図 7 乃至図 2 3 を用いて説明する。

【 0 0 2 7 】

まず、F C カード 1 4 0 は、外部の記憶装置からのデータが到達したことをデータ転送部 1 0 0 1 に通知する。データ転送部 1 0 0 1 は、データの到着を示すデータを F C カード 1 4 0 から受信する (図 7 : ステップ S 1 1)。

【 0 0 2 8 】

そして、データ転送部 1 0 0 1 は、データ転送バッファ 1 2 0 9 に格納されているデータについて書き込み処理を実行する (ステップ S 1 3)。書き込み処理については、図 8 乃至図 2 3 を用いて説明する。

20

【 0 0 2 9 】

まず、データ転送部 1 0 0 1 は、データ転送バッファ 1 2 0 9 に格納されているデータについて C R C を実行することを C R C 実行部 1 0 0 2 に要求する (図 8 : ステップ S 2 1)。

【 0 0 3 0 】

ここで、C R C 実行部 1 0 0 2 が実行する処理について図 9 を用いて説明する。C R C 実行部 1 0 0 2 は、データ転送部 1 0 0 1 から C R C の実行を要求されると、C R C を実行する (図 9 : ステップ S 4 1)。具体的には、データに含まれる C R C 領域内の値と、データから算出された値とを比較する。

30

【 0 0 3 1 】

C R C 実行部 1 0 0 2 は、ステップ S 4 1 において C R C の結果 (すなわち、誤りが検出されたか否か) をデータ転送部 1 0 0 1 に通知する (ステップ S 4 3)。そして処理を終了する。

【 0 0 3 2 】

このような処理を実行すれば、誤りの有無をチェックできるようになる。

【 0 0 3 3 】

図 8 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、データが書き込まれるページのレプリカ領域 1 2 0 8 の更新を停止することをレプリカ管理部 1 0 0 3 に要求する (ステップ S 2 3)。なお、データが書き込まれるページの数 は 複数である場合もある。

40

【 0 0 3 4 】

ここで、レプリカ管理部 1 0 0 3 が実行する処理について図 1 0 を用いて説明する。レプリカ管理部 1 0 0 3 は、データが書き込まれるページに対応する更新停止フラグを、管理テーブル格納部 1 0 0 5 において特定する (図 1 0 : ステップ S 5 1)。更新停止フラグが「O N」である場合、レプリカ管理部 1 0 0 3 によるレプリカ領域 1 2 0 8 の更新は行われない。更新停止フラグが「O F F」である場合、レプリカ管理部 1 0 0 3 によるレプリカ領域 1 2 0 8 の更新は行われる。

【 0 0 3 5 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、特定された更新停止フラグを「O N」に設定する (ステップ S 5 3)。そして処理を終了する。

50

【 0 0 3 6 】

以上のような処理を実行すれば、データを主記憶領域 1 2 0 7 に書き込んでいる間にレプリカ領域 1 2 0 8 が更新されてしまうことを防止できるようになる。

【 0 0 3 7 】

図 8 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、並行書き込み処理を実行する（ステップ S 2 5 ）。並行書き込み処理については、図 1 1 乃至図 1 2 を用いて説明する。

【 0 0 3 8 】

まず、データ転送部 1 0 0 1 は、データが書き込まれるページのうち未処理のページを 1 つ特定する（図 1 1 : ステップ S 6 1 ）。

【 0 0 3 9 】

データ転送部 1 0 0 1 は、ステップ S 6 1 において特定されたページの主記憶領域 1 2 0 7 及びレプリカ領域 1 2 0 8 の世代を管理テーブル格納部 1 0 0 5 において特定する（ステップ S 6 3 ）。

【 0 0 4 0 】

データ転送部 1 0 0 1 は、ステップ S 6 3 において特定された世代が一致するか判断する（ステップ S 6 5 ）。世代が一致する場合（ステップ S 6 5 : Y e s ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、ステップ S 6 1 において特定されたページについてのデータを主記憶領域 1 2 0 7 に書き込む（ステップ S 6 7 ）。

【 0 0 4 1 】

一方、世代が一致しない場合（ステップ S 6 5 : N o ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上であるか判断する（ステップ S 6 9 ）。書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上である場合（ステップ S 6 9 : Y e s ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、ステップ S 6 1 において特定されたページについてのデータをレプリカ領域 1 2 0 8 に書き込む（ステップ S 7 1 ）。書き込みの量が 1 ページの容量の半分未満である場合（ステップ S 6 9 : N o ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、C R C の実行と並行した書き込みを行わない。よって、ステップ S 7 3 の処理に移行する。

【 0 0 4 2 】

データ転送部 1 0 0 1 は、管理テーブル格納部 1 0 0 5 におけるデータ転送回数の更新を、レプリカ管理部 1 0 0 3 に要求する（ステップ S 7 3 ）。

【 0 0 4 3 】

ここで、レプリカ管理部 1 0 0 3 が実行する処理について図 1 2 を用いて説明する。レプリカ管理部 1 0 0 3 は、ステップ S 6 1 において特定されたページに対応する即時更新フラグを管理テーブル格納部 1 0 0 5 から特定し、特定された即時更新フラグを「O N」に設定する（図 1 2 : ステップ S 8 1 ）。即時更新フラグが「O N」である場合、レプリカ管理部 1 0 0 3 によってレプリカ領域 1 2 0 8 の更新が優先的に行われるようになる。但し、即時更新フラグが「O N」であっても更新停止フラグが「O N」である場合には、レプリカ領域 1 2 0 8 の更新は行われない。即時更新フラグが「O F F」である場合、レプリカ管理部 1 0 0 3 によるレプリカ領域 1 2 0 8 の更新は優先的に行われない。

【 0 0 4 4 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、ステップ S 6 1 において特定されたページに対応するデータ転送回数を管理テーブル格納部 1 0 0 5 から特定し、特定されたデータ転送回数を 1 インクリメントする（ステップ S 8 3 ）。データ転送回数を管理する理由は、データ転送される頻度が高い主記憶領域 1 2 0 7 についてはレプリカ領域 1 2 0 8 の更新頻度を高くするためである。そして処理を終了する。

【 0 0 4 5 】

このような処理を実行すれば、データの書き込みが問題なく完了した後にはレプリカ領域 1 2 0 8 の更新を行えるようになる。

【 0 0 4 6 】

図 1 1 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、未処理のページが有るか判断する（ステップ S 7 5 ）。未処理のページが有る場合（ステップ S 7 5 : Y e s ルート）、次のペ

10

20

30

40

50

ージについて処理するため、ステップS 6 1の処理に戻る。一方、未処理のページが無い場合（ステップS 7 5：N o ルート）、元の処理に戻る。

【0 0 4 7】

以上のような処理を実行すれば、C R C 実行部 1 0 0 2 が C R C を実行中にデータ転送部 1 0 0 1 がデータの書き込みを行えるようになる。但し、例えば C R C によって誤りが検出されたデータをメモリに書き込むような事態が生じ得るため、以下の処理を実行することによってそのような事態を回避する。

【0 0 4 8】

図 8 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、C R C 実行部 1 0 0 2 から C R C の結果を受け取るまで待機する（ステップS 2 7）。既に C R C の結果を受け取った場合には、10

【0 0 4 9】

そして、データ転送部 1 0 0 1 は、C R C 実行部 1 0 0 2 から受け取った C R C の結果が「誤り有り」を示しているか判断する（ステップS 2 9）。C R C の結果が「誤り有り」を示していない（すなわち、「誤り無し」を示している）場合（ステップS 2 9：N o ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、正常時における対応処理を実行する（ステップS 3 1）。一方、C R C の結果が「誤り有り」を示している場合（ステップS 2 9：Y e s ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、異常時における対応処理を実行する（ステップS 3 3）。

【0 0 5 0】

まず、正常時における対応処理について、図 1 3 乃至図 1 6 を用いて説明する。データ転送部 1 0 0 1 は、データが書き込まれるページのうち未処理のページを 1 つ特定する（図 1 3：ステップS 9 1）。

【0 0 5 1】

データ転送部 1 0 0 1 は、ステップS 9 1において特定されたページの主記憶領域 1 2 0 7 及びレプリカ領域 1 2 0 8 の世代を管理テーブル格納部 1 0 0 5 において特定する（ステップS 9 3）。

【0 0 5 2】

データ転送部 1 0 0 1 は、ステップS 9 3において特定された世代が一致するか判断する（ステップS 9 5）。世代が一致する場合（ステップS 9 5：Y e s ルート）、データ30は主記憶領域 1 2 0 7 に書き込まれており且つデータに誤りが無いので、ステップS 1 0 7 の処理に移行する。一方、世代が一致しない場合（ステップS 9 5：N o ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上であるか判断する（ステップS 9 7）。

【0 0 5 3】

書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上である場合（ステップS 9 7：Y e s ルート）、データ転送部 1 0 0 1 は、切替処理を主記憶管理部 1 0 0 4 に要求する（ステップS 1 0 1）。

【0 0 5 4】

ここで、主記憶管理部 1 0 0 4 が実行する切替処理について図 1 4 を用いて説明する。40
まず、主記憶管理部 1 0 0 4 は、ステップS 9 1において特定されたページに対応するレプリカ領域 1 2 0 8 のアドレス及び主記憶領域 1 2 0 7 のアドレスを管理テーブル格納部 1 0 0 5 から特定する（図 1 4：ステップS 1 1 1）。

【0 0 5 5】

主記憶管理部 1 0 0 4 は、レプリカ領域 1 2 0 8 のアドレスと主記憶領域 1 2 0 7 のアドレスとを管理テーブル格納部 1 0 0 5 において交換する（ステップS 1 1 3）。そして処理を終了する。

【0 0 5 6】

ステップS 1 1 3 の処理によって、図 1 5 に示すように、レプリカ領域 1 2 0 8 であったメモリ領域が主記憶領域 1 2 0 7 として利用されるように切り替えが行われる。図 1 550

においては、斜線部分はデータが書き込まれた領域を表しており、レプリカ領域 1 2 0 8 にデータが書き込まれている。これは、世代が一致しない場合であって且つ書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上である場合には、ステップ S 7 1 においてレプリカ領域 1 2 0 8 にデータが書き込まれるからである。なお、レプリカ領域 1 2 0 8 に書き込まれたデータに誤りが無いことはステップ S 2 9 において確認されている。

【 0 0 5 7 】

図 1 3 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、書き込みの量が 1 ページの容量未満であるか判断する (ステップ S 1 0 3)。すなわち、書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上であり且つ 1 ページの容量未満であるか判断する。

【 0 0 5 8 】

書き込みの量が 1 ページの容量未満でない場合 (ステップ S 1 0 3 : N o ルート)、書き込みの量は 1 ページの容量と同じである。その場合には、ステップ S 1 0 7 の処理に移行する。一方、書き込みの量が 1 ページの容量未満である場合 (ステップ S 1 0 3 : Y e s ルート)、データ転送部 1 0 0 1 は、データが書き込まれた領域以外の領域に格納されているデータをレプリカ領域 1 2 0 8 から主記憶領域 1 2 0 7 にコピーする (ステップ S 1 0 5)。

【 0 0 5 9 】

ステップ S 1 0 5 の処理について、図 1 6 を用いて説明する。ステップ S 1 0 5 の処理を実行する場合には、既にステップ S 1 0 1 の処理を実行済みである。従って、ステップ S 1 0 1 の処理によって、元々レプリカ領域 1 2 0 8 であったメモリ領域が主記憶領域 1 2 0 7 に切り替えられている。但し、元々主記憶領域 1 2 0 7 であったメモリ領域のうちデータの書き込み範囲以外の範囲 (図 1 6 における斜線部分以外の部分) は、主記憶領域 1 2 0 7 として利用されていた間に別の処理によって更新された可能性がある。そこで、切り替えが行われた後、当該範囲に格納されているデータについては、主記憶領域 1 2 0 7 に書き戻す処理を実行する。

【 0 0 6 0 】

図 1 3 の説明に戻り、ステップ S 9 7 において書き込みの量が 1 ページの容量の半分以上ではない (すなわち、半分未満である) と判断された場合 (ステップ S 9 7 : N o ルート)、データ転送部 1 0 0 1 は、データを主記憶領域 1 2 0 7 に書き込む (ステップ S 9 9)。書き込みの量が 1 ページの容量の半分未満である場合には、並行書き込み処理は実行されないため、ステップ S 9 9 の段階で書き込みが行われる。書き込みが行われるのは、C R C の実行後であるから、従来の技術と同じタイミングである。また、データに誤りが無い場合に主記憶領域 1 2 0 7 に書き込むという処理は、従来技術と同じである。このようにしたのは、書き込み量が 1 ページの容量の半分未満であるため、書き込み範囲以外について書き込みを行うよりも書き込み量が少ないからである。

【 0 0 6 1 】

そして、データ転送部 1 0 0 1 は、未処理のページが有るか判断する (ステップ S 1 0 7)。未処理のページが有る場合 (ステップ S 1 0 7 : Y e s ルート)、次のページについて処理するため、ステップ S 9 1 の処理に戻る。一方、未処理のページが無い場合 (ステップ S 1 0 7 : N o ルート)、元の処理に戻る。

【 0 0 6 2 】

以上のような処理を実行すれば、データに誤りが無いことが確認された場合には、そのデータを主記憶領域 1 2 0 7 に適切に反映することができるようになる。

【 0 0 6 3 】

次に、異常時における対応処理について、図 1 7 乃至図 2 1 を用いて説明する。

【 0 0 6 4 】

まず、データ転送部 1 0 0 1 は、データが書き込まれるページのうち未処理のページを 1 つ特定する (図 1 7 : ステップ S 1 2 1)。

【 0 0 6 5 】

データ転送部 1 0 0 1 は、ステップ S 1 2 1 において特定されたページの主記憶領域 1

10

20

30

40

50

207及びレプリカ領域1208の世代を管理テーブル格納部1005において特定する(ステップS123)。

【0066】

データ転送部1001は、ステップS123において特定された世代が一致するか判断する(ステップS125)。世代が一致しない場合(ステップS125:Noルート)、ステップS25の処理により、データが書き込まれている場合にはレプリカ領域1208に書き込まれている。よって、レプリカ領域1208のデータを破棄すればよく、主記憶領域1207に対しては処理を行わなくてもよいので、ステップS133の処理に移行する。

【0067】

ステップS125のNoルートに該当するケースは、例えば図18に示すように、レプリカ領域1208に書き込まれたデータの量が1ページの容量と等しいケースがある。図18においては、バツ印の部分が、書き込まれたデータの範囲を表す。また、図19に示すように、書き込まれたデータの量が1ページの容量の半分以上且つ1ページの容量未満であるケースも該当する。図19においても、バツ印の部分が、書き込まれたデータの範囲を表す。書き込まれたデータには誤りが有るため、レプリカ領域1208内のデータは破棄される。

【0068】

一方、世代が一致する場合(ステップS125:Yesルート)、データ転送部1001は、書き込み量が1ページの容量と同じであるか判断する(ステップS127)。書き込み量が1ページの容量と同じである場合(ステップS127:Yesルート)、データ転送部1001は、切替処理の実行を主記憶管理部1004に要求する(ステップS131)。主記憶管理部1004が実行する切替処理については、図14を用いて説明したとおりである。

【0069】

世代が一致する場合には、図20に示すように、データは主記憶領域1207に書き込まれている。図20においては、バツ印の部分が、書き込まれたデータの範囲を表す。このような場合には、管理テーブル格納部1005においてアドレスを交換することによって、主記憶領域1207とレプリカ領域1208とを迅速に切り替えることができるようになる。

【0070】

一方、書き込み量が1ページの容量と同じではない場合(ステップS127:Noルート)、データ転送部1001は、書き込み範囲に格納されているデータをレプリカ領域1208から主記憶領域1207にコピーする(ステップS129)。

【0071】

例えば書き込み量が1ページの容量の半分以上且つ1ページの容量未満である場合には、主記憶領域1207における書き込み範囲以外の範囲におけるデータが、別の処理によって更新されている可能性がある。そこで、図21に示すように、1ページ全体を入れ替えるのではなく、書き込み範囲についてはレプリカ領域1208のデータを用いて復旧し、書き込み範囲以外の範囲についてはそのままの状態にする。

【0072】

データ転送部1001は、未処理のページが有るか判断する(ステップS133)。未処理のページが有る場合(ステップS133:Yesルート)、次のページについて処理するため、ステップS121の処理に戻る。一方、未処理のページが無い場合(ステップS121:Noルート)、元の処理に戻る。

【0073】

以上のような処理を実行すれば、データにおける誤りが検出された場合においても、誤りが無いデータを復旧することができるようになる。

【0074】

図8の説明に戻り、データ転送部1001は、主記憶領域1207の世代の更新を主記

10

20

30

40

50

憶管理部 1 0 0 4 に要求する (ステップ S 3 5)。

【 0 0 7 5 】

ここで、主記憶管理部 1 0 0 4 が実行する処理について図 2 2 を用いて説明する。主記憶管理部 1 0 0 4 は、データが書き込まれたページに対応する世代を、管理テーブル格納部 1 0 0 5 において特定する (図 2 2 : ステップ S 1 4 1)。

【 0 0 7 6 】

主記憶管理部 1 0 0 4 は、特定された世代を 1 インクリメントする (ステップ S 1 4 3) 。そして処理を終了する。

【 0 0 7 7 】

このような処理を実行すれば、主記憶領域 1 2 0 7 の世代管理を適切に行えるようになる。

10

【 0 0 7 8 】

図 8 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、レプリカ領域 1 2 0 8 の更新の再開をレプリカ管理部 1 0 0 3 に要求する (ステップ S 3 7) 。そして元の処理に戻る。

【 0 0 7 9 】

ここで、レプリカ管理部 1 0 0 3 が実行する処理について図 2 3 を用いて説明する。レプリカ管理部 1 0 0 3 は、データが書き込まれたページに対応する更新停止フラグを、管理テーブル格納部 1 0 0 5 において特定する (図 2 3 : ステップ S 1 5 1) 。レプリカ管理部 1 0 0 3 は、特定された更新停止フラグを「OFF」に設定する (ステップ S 1 5 3) 。そして処理を終了する。

20

【 0 0 8 0 】

このような処理を実行すれば、レプリカ領域 1 2 0 8 の更新が停止したままになってしまう事態を回避できるようになる。

【 0 0 8 1 】

また、上で説明したように書き込み処理を実行すれば、メモリへのデータの書き込みと CRC とが並行して行われるので、CRC の実行後にメモリへのデータの書き込みを実行する場合と比較して、書き込みの完了までに要する時間が短くなる。

【 0 0 8 2 】

図 7 の説明に戻り、データ転送部 1 0 0 1 は、リード命令において指定された処理が完了したことを OS に通知する (ステップ S 1 5) 。そして処理を終了する。

30

【 0 0 8 3 】

以上のような処理を実行すれば、CRC を実行中においても書き込みを行えるので、メモリ領域に書き込まれるデータに誤りが無いことを保証しつつ、書き込み性能を向上させることができるようになる。

【 0 0 8 4 】

図 2 4 に、本実施の形態における処理の概要を表すシーケンス図を示す。本シーケンス図は、主記憶領域 1 2 0 7 及びレプリカ領域 1 2 0 8 の世代が一致するためデータを主記憶領域 1 2 0 7 に書き込む場合の処理のシーケンス図である。

【 0 0 8 5 】

まず、データ転送部 1 0 0 1 は、OS からリード命令を受信する (ステップ S 1 0 0 1) 。データ転送部 1 0 0 1 は、FC カードにリード命令を送信する (ステップ S 1 0 0 2) 。データ転送部 1 0 0 1 は、データがデータ転送バッファ 1 2 0 9 に到着したことを示すデータを FC カードから受信する (ステップ S 1 0 0 3) 。

40

【 0 0 8 6 】

ステップ S 1 0 0 1 乃至ステップ S 1 0 0 3 が実行されている間、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、自律的にレプリカ領域 1 2 0 8 を更新する (ステップ S 3 0 0 1) 。但し、上で述べたように、レプリカ領域 1 2 0 8 の更新はデータの転送と非同期で行われているのであり、データの転送があった場合に更新が行われるわけではない。

【 0 0 8 7 】

データ転送部 1 0 0 1 は、データを主記憶領域 1 2 0 7 に書き込む (ステップ S 1 0 0

50

4)。ステップS1004の処理と並行して、CRC実行部1002は、CRCを実行する(ステップS2001)。また、レプリカ管理部1003は、更新停止フラグを「ON」に設定することによって、レプリカ領域1208の更新を停止する(ステップS3002)。

【0088】

データ転送部1001は、CRC実行部1002からCRCの結果を受け取る。そして、データ転送部1001は、データに誤りがある場合には主記憶領域1207とレプリカ領域1208とを切り替える(ステップS1005)。

【0089】

データ転送部1001は、リード命令において指定された処理が完了した旨をOSに通知する(ステップS1006)。一方、レプリカ管理部1003は、更新停止フラグを「OFF」に設定することによって、レプリカ領域1208の更新を再開する(ステップS3003)。

【0090】

このように、データの書き込みと誤り検出とを並行して行うことによって、早期にデータの書き込みを開始できるので、データの書き込みが完了するまでの時間を短縮することができるようになる。

【0091】

また、主記憶領域1207に書き込まれたデータに誤りが検出された場合には、レプリカ領域1208内のデータによってデータを復旧でき、主記憶領域1207に書き込まれたデータに誤りが無い場合には、特に何も対処を行わなくても問題は無い。よって、メモリに書き込まれるデータに誤りが無いことを保証できるようになる。

【0092】

なお、上では、OSからのリード命令に関連する処理を説明したが、OSからの一般命令に関連する処理についても一応説明する。ここでは、図25を用いて、一般命令の受信時に主記憶管理部1004が世代の更新を行う処理について説明する。

【0093】

まず、主記憶管理部1004は、データが書き込まれたページに対応する主記憶領域1207の世代を、管理テーブル格納部1005において特定する(図25：ステップS161)。

【0094】

主記憶管理部1004は、特定された世代を1インクリメントする(ステップS143)。そして処理を終了する。

【0095】

このような処理を実行すれば、一般命令によって主記憶領域1207への書き込みが行われた場合においても、適切に対処できるようになる。

【0096】

次に、図25乃至図31を用いて、レプリカ管理部1003がレプリカ領域1208を更新する処理について説明する。

【0097】

まず、レプリカ管理部1003は管理データ格納部1005において管理されているページのうち未処理のページを1つ特定する(図25：ステップS171)。以下では、ステップS171において特定されたページを「処理対象のページ」と呼ぶ。

【0098】

レプリカ管理部1003は、処理対象のページに対応する即時更新フラグを、管理テーブル格納部1005から特定する(ステップS173)。

【0099】

レプリカ管理部1003は、ステップS173において特定された即時更新フラグが「ON」であるか判断する(ステップS175)。即時更新フラグが「ON」である場合(ステップS175：Yesルート)、ステップS171において特定されたページの識別

10

20

30

40

50

情報を即時更新リストに追加する（ステップ S 1 7 7 ）。

【 0 1 0 0 】

図 2 7 に、更新リスト格納部 1 0 0 6 に格納される即時更新リストの一例を示す。図 2 7 の例では、更新される順番を示す情報と、ページの識別情報とが格納される。即時更新リストに識別情報が格納されているページは、即時更新リストに識別情報が格納されていないページよりも優先して更新される。

【 0 1 0 1 】

一方、即時更新フラグが「ON」ではない場合（ステップ S 1 7 5 : N o ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、処理対象のページの識別情報を通常更新リストに追加する（ステップ S 1 7 9 ）。

【 0 1 0 2 】

図 2 8 に、更新リスト格納部 1 0 0 6 に格納される通常更新リストの一例を示す。図 2 8 の例では、更新される順番を示す情報と、ページの識別情報とが格納される。

【 0 1 0 3 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、処理対象のページに対応するデータ転送回数を、管理テーブル格納部 1 0 0 5 から特定する（ステップ S 1 8 1 ）。そして、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、特定されたデータ転送回数を所定の値（例えば 1 0 0 ）で割る（ステップ S 1 8 3 ）。

【 0 1 0 4 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、ステップ S 1 8 3 の処理によって得られた商が 0 であるか判断する（ステップ S 1 8 5 ）。商が 0 ではない場合（ステップ S 1 8 7 : N o ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、処理対象のページの識別情報を追加更新リストに追加する（ステップ S 1 8 7 ）。そしてステップ S 1 8 9 の処理に移行する。なお、ステップ S 1 8 7 においては、商の値と同じ数のエントリを追加更新リストに追加する。例えば、処理対象のページがページ 1 であり、商の値が 3 である場合には、ページ 1 について 3 つのエントリを追加更新リストに追加する。これにより、データ転送が頻繁に行われるページほど頻繁に更新が行われるようになる。

【 0 1 0 5 】

図 2 9 に、更新リスト格納部 1 0 0 6 に格納される追加更新リストの一例を示す。図 2 9 の例では、更新される順番を示す情報と、ページの識別情報とが格納される。追加更新リストに識別情報が登録されているページは、通常の更新だけでなく追加的な更新も行われる。

【 0 1 0 6 】

一方、商が 0 である場合（ステップ S 1 8 5 : Y e s ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、未処理のページが有るか判断する（ステップ S 1 8 9 ）。未処理のページが有る場合（ステップ S 1 8 9 : Y e s ルート）、ステップ S 1 7 1 の処理に戻る。未処理のページが無い場合（ステップ S 1 8 9 : N o ルート）、処理は端子 A を介して図 3 0 のステップ S 1 9 1 に移行する。

【 0 1 0 7 】

図 3 0 の説明に移行し、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、即時更新リストから未処理のページのうち先頭のページを 1 つ特定する（ステップ S 1 9 1 ）。そして、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、特定されたページのレプリカ領域 1 2 0 8 を、主記憶領域 1 2 0 7 に格納されているデータによって更新する（ステップ S 1 9 3 ）。

【 0 1 0 8 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、即時更新リストに未処理のページが有るか判断する（ステップ S 1 9 5 ）。未処理のページが有る場合（ステップ S 1 9 5 : Y e s ルート）、ステップ S 1 9 1 の処理に戻る。

【 0 1 0 9 】

一方、未処理のページが無い場合（ステップ S 1 9 5 : N o ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、通常更新リストに含まれるページの数と追加更新リストに含まれるページの

10

20

30

40

50

数との合計 P を算出する（ステップ S 1 9 7）。

【 0 1 1 0 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、追加更新リストに含まれるページの数で P を割ることによって得られた商によって、ループ回数を割る（ステップ S 1 9 9）。ループ回数とは、ステップ S 1 9 9 の処理を既に行った回数に 1 を加えた数と同義である。例えばステップ S 1 9 9 の処理を初めて実行する場合には、ループ回数は 1 である。

【 0 1 1 1 】

レプリカ管理部 1 0 0 3 は、ステップ S 1 9 9 の計算によって得られた余りが 0 であるか判断する（ステップ S 2 0 1）。余りが 0 である場合（ステップ S 2 0 1：Y e s ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、追加更新リストから先頭のページを特定し、特定されたページのレプリカ領域 1 2 0 8 を、主記憶領域 1 2 0 7 に格納されているデータによって更新する（ステップ S 2 0 3）。一方、余りが 0 ではない場合（ステップ S 2 0 1：N o ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、通常更新リストから先頭のページを特定し、特定されたページのレプリカ領域 1 2 0 8 を、主記憶領域 1 2 0 7 に格納されているデータによって更新する（ステップ S 2 0 5）。

【 0 1 1 2 】

レプリカ管理領域 1 2 0 3 は、更新回数が P 回に達したか判断する（ステップ S 2 0 7）。更新回数が P 回に達していない場合（ステップ S 2 0 7：N o ルート）、次の更新を行うため、ステップ S 1 9 9 の処理に戻る。

【 0 1 1 3 】

一方、更新回数が P 回に達した場合（ステップ S 2 0 7：Y e s ルート）、レプリカ管理部 1 0 0 3 は、処理を終了するか判断する（ステップ S 2 0 9）。処理を終了する場合とは、例えば、情報処理装置 1 の管理者から処理の終了を指示された場合である。処理を終了しない場合（ステップ S 2 0 9：N o ルート）、処理は端子 B を介して図 2 6 のステップ S 1 7 1 に戻る。一方、処理を終了する場合（ステップ S 2 0 9：Y e s ルート）、処理を終了する。

【 0 1 1 4 】

なお、図 2 7 乃至図 2 9 に示したデータが即時更新リスト、通常更新リスト及び追加更新リストに格納されている場合、実際にページが更新される順番は、図 3 1 に示すようになる。図 3 1 に示すように、即時更新リストに登録されているページ（ここでは、ページ 1 及びページ 4）は優先的に更新され、その後に通常更新リスト及び追加更新リストに登録されているページ（ここでは、ページ 2、ページ 3、ページ 5 及びページ 6）が更新される。

【 0 1 1 5 】

以上のような処理を実行すれば、データの転送とは非同期にレプリカ領域 1 2 0 8 を更新できるようになる。

【 0 1 1 6 】

以上本発明の一実施の形態を説明したが、本発明はこれに限定されるものではない。例えば、上で説明した情報処理装置 1 の機能ブロック構成は実際のプログラムモジュール構成に一致しない場合もある。

【 0 1 1 7 】

また、上で説明した各テーブルの構成は一例であって、上記のような構成でなければならないわけではない。さらに、処理フローにおいても、処理結果が変わらなければ処理の順番を入れ替えることも可能である。さらに、並列に実行させるようにしても良い。

【 0 1 1 8 】

なお、レプリカ管理部 1 0 0 3 によるレプリカ領域 1 2 0 8 の更新は、データ転送とは非同期且つ自律的に行われるのであれば、上で述べたような方法以外の方法で更新してもよい。

【 0 1 1 9 】

以上述べた本発明の実施の形態をまとめると、以下のようになる。

【 0 1 2 0 】

本実施の形態の第 1 の態様に係る書き込み制御方法は、(A) 第 1 のメモリ領域内のデータの複製が格納される第 2 のメモリ領域に対して第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、(B) 第 1 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、書き込みデータを第 1 のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、(C) 書き込みデータについて誤りが検出された場合に、第 2 のメモリ領域に格納されているデータを用いて、書き込みデータが格納される前の第 1 のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理を含む。

【 0 1 2 1 】

このようにすれば、誤り検出を実行中においても書き込みを行えるので、メモリ領域に書き込まれるデータに誤りが無いことを保証しつつ、書き込み性能を向上させることができるようになる。なお、単に処理を並列化しただけだと、第 1 のメモリ領域内のデータを復旧できなくなる場合がある。しかし、上で述べたように第 2 のメモリ領域へのデータの書き込みを停止しておけば、書き込み前の第 1 のメモリ領域内のデータを保存できるので、復旧を問題なく行える。

【 0 1 2 2 】

また、本書き込み制御方法が、(D) 書き込みデータの量が、第 1 のメモリ領域の容量と同じであるか判断する処理をさらに含むようにしてもよい。そして、第 1 のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、(c 1) 書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量と同じである場合に、第 1 のメモリ領域と第 2 のメモリ領域とを切り替えてもよい。このようにすれば、メモリ領域全体を簡便にデータを復旧できるようになる。

【 0 1 2 3 】

また、第 1 のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、(c 2) 書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量と同じではない場合に、第 1 のメモリ領域において書き込みデータが書き込まれた範囲と同じ範囲のデータを第 2 のメモリ領域から読み出し、第 1 のメモリ領域において書き込みデータが書き込まれた範囲に書き込んでもよい。書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量と同じではない場合には、全体を切り替えると、書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲において更新されたデータが消えてしまうことがある。そこで、上で述べたような処理を実行すれば、書き込みデータが書き込まれた範囲以外については更新後のデータを残すことができるようになる。

【 0 1 2 4 】

また、複製を書き込む処理を停止する処理は、(a 1) 第 1 のメモリ領域の世代と第 2 のメモリ領域の世代とが同じである場合に実行されてもよい。世代が同じである場合には、通常どおり第 1 のメモリ領域に書き込めば、誤りが検出されたとしても適切にデータを復旧できるようになる。

【 0 1 2 5 】

また、第 1 のメモリ領域内のデータの複製を第 2 のメモリ領域に格納する処理は、書き込みデータを第 1 のメモリ領域に書き込む処理とは非同期で行われてもよい。書き込みデータを第 2 のメモリ領域に書き込む処理と同じタイミングで行われる場合には、書き込み前のデータを保存しておくことができなくなる。そこで、上で述べたようにすれば、書き込み前のデータを保存しておくことができるようになる。

【 0 1 2 6 】

本実施の形態の第 2 の態様にかかる書き込み制御方法は、(E) 第 1 のメモリ領域内のデータの複製が格納される第 2 のメモリ領域に対して第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、(F) 第 2 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、書き込みデータを第 2 のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、(G) 書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を第 1 のメモリ領域から第 2 のメモリ領域に切り替える、又は、第 2 のメモリ領域内のデータを第 1 のメモリ領域に反映する処理を含む。

【 0 1 2 7 】

また、本書き込み制御方法が、(H) 書き込みデータの量が、第 1 のメモリ領域の容量の半分以上であるか判断する処理をさらに含むようにしてもよい。そして、第 1 のメモリ領域から第 2 のメモリ領域に切り替える処理において、(g 1) 書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、第 1 のメモリ領域と第 2 のメモリ領域とを切り替えてもよい。このようにすれば、メモリ領域全体を簡便に切り替えることができるようになる。

【 0 1 2 8 】

また、(I) 書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量未満であるか判断する処理をさらに含むようにしてもよい。そして、第 1 のメモリ領域に反映する処理において、(g 2) 書き込みデータの量が第 1 のメモリ領域の容量未満且つ半分以上である場合に、第 1 のメモリ領域において書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲と同じ範囲のデータを第 2 のメモリ領域から読み出し、第 1 のメモリ領域において書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲に書き込んでよい。第 2 のメモリ領域においては、書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲においてもデータが更新されている場合があるので、領域全体を切り替えると、更新後のデータが消えることになる。そこで、上で述べたようにすれば、このような事態を回避できるようになる。

【 0 1 2 9 】

また、第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止する処理は、(e 1) 第 1 のメモリ領域の世代と第 2 のメモリ領域の世代とが同じではない場合に実行されてもよい。世代が同じではない場合、複製が格納される第 2 のメモリ領域内のデータは主記憶として利用される第 1 のメモリ領域内のデータよりも古いことになる。よって、第 1 のメモリ領域に書き込みデータを書き込むと、現時点における第 1 の領域内のデータよりも古いデータでしか復旧を行えなくなる。そこで、上で述べたようにすることで、このような事態を回避できるようになる。

【 0 1 3 0 】

また、第 1 のメモリ領域内のデータの複製を第 2 のメモリ領域に格納する処理は、書き込みデータを第 1 のメモリ領域に書き込む処理とは非同期で行われてもよい。書き込みデータを第 1 のメモリ領域に書き込む処理と同じタイミングで行われる場合には、書き込み前のデータを保存しておくことができなくなる。そこで、上で述べたようにすれば、書き込み前のデータを保存しておくことができるようになる。

【 0 1 3 1 】

また、第 1 のメモリ領域のアドレスと第 2 のメモリ領域とのアドレスとを交換することにより、第 1 のメモリ領域と第 2 のメモリ領域とを切り替えてもよい。このようにすれば、切り替えを迅速に行えるようになる。

【 0 1 3 2 】

なお、上記方法による処理をコンピュータに行わせるためのプログラムを作成することができ、当該プログラムは、例えばフレキシブルディスク、C D - R O M、光磁気ディスク、半導体メモリ、ハードディスク等のコンピュータ読み取り可能な記憶媒体又は記憶装置に格納される。尚、中間的な処理結果はメインメモリ等の記憶装置に一時保管される。

【 0 1 3 3 】

以上の実施例を含む実施形態に関し、さらに以下の付記を開示する。

【 0 1 3 4 】

(付記 1)

第 1 のメモリ領域内のデータの複製が格納される第 2 のメモリ領域に対して前記第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第 1 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第 1 のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第 2 のメモリ領域に格納さ

10

20

30

40

50

れているデータを用いて、前記書き込みデータが格納される前の前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する

処理をコンピュータに実行させるための書き込み制御プログラム。

【0135】

(付記2)

前記書き込みデータの量が、前記第1のメモリ領域の容量と同じであるか判断する

処理をさらに実行させ、

前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量と同じである場合に、前記第1のメモリ領域と前記第2のメモリ領域とを切り替える

10

処理を実行する付記1記載の書き込み制御プログラム。

【0136】

(付記3)

前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量と同じではない場合に、前記第1のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲と同じ範囲のデータを前記第2のメモリ領域から読み出し、前記第1のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲に書き込む

処理を実行する付記2記載の書き込み制御プログラム。

【0137】

20

(付記4)

前記複製を書き込む処理を停止する処理は、前記第1のメモリ領域の世代と前記第2のメモリ領域の世代とが同じである場合に実行される

ことを特徴とする付記1記載の書き込み制御プログラム。

【0138】

(付記5)

前記第1のメモリ領域内のデータの複製を前記第2のメモリ領域に格納する処理は、前記書き込みデータを前記第1のメモリ領域に書き込む処理とは非同期で行われる

ことを特徴とする付記5記載の書き込み制御プログラム。

【0139】

30

(付記6)

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第2のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第2のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第1のメモリ領域から前記第2のメモリ領域に切り替える、又は、前記第2のメモリ領域内のデータを前記第1のメモリ領域に反映する

処理をコンピュータに実行させるための書き込み制御プログラム。

【0140】

40

(付記7)

前記書き込みデータの量が、前記第1のメモリ領域の容量の半分以上であるか判断する処理

をさらに実行させ、

前記第1のメモリ領域から前記第2のメモリ領域に切り替える処理において、

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、前記第1のメモリ領域と前記第2のメモリ領域とを切り替える

処理を実行する付記6記載の書き込み制御プログラム。

【0141】

(付記8)

50

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量の半分以上である場合に、前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量未満であるか判断する処理

をさらに実行させ、

前記第2のメモリ領域内のデータを前記第1のメモリ領域に反映する処理において、

前記書き込みデータの量が前記第1のメモリ領域の容量未満且つ半分以上である場合に、前記第1のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲と同じ範囲のデータを前記第2のメモリ領域から読み出し、前記第1のメモリ領域において前記書き込みデータが書き込まれた範囲以外の範囲に書き込む

処理を実行する付記7記載の書き込み制御プログラム。

【0142】

10

(付記9)

前記複製を書き込む処理を停止する処理は、前記第1のメモリ領域の世代と前記第2のメモリ領域の世代とが同じではない場合に実行される

ことを特徴とする付記6記載の書き込み制御プログラム。

【0143】

(付記10)

前記第1のメモリ領域内のデータの複製を前記第2のメモリ領域に格納する処理は、前記書き込みデータを前記第1のメモリ領域に書き込む処理とは非同期で行われる

ことを特徴とする付記6記載の書き込み制御プログラム。

【0144】

20

(付記11)

前記第1のメモリ領域のアドレスと前記第2のメモリ領域とのアドレスとを交換することにより、前記第1のメモリ領域と前記第2のメモリ領域とを切り替える

ことを特徴とする付記6記載の書き込み制御プログラム。

【0145】

(付記12)

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、前記第1のメモリ領域に書き込みデータを書き込む第1処理部と、

前記第1処理部が前記第1のメモリ領域に前記書き込みデータを書き込む処理と並行して、前記書き込みデータに対する誤り検出を実行する第2処理部と、

30

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第2のメモリ領域に格納されているデータを用いて、前記書き込みデータが格納される前の前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する第3処理部と、

を有するコンピュータ。

【0146】

(付記13)

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第1のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第1のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

40

前記書き込みデータについて誤りが検出された場合に、前記第2のメモリ領域に格納されているデータを用いて、前記書き込みデータが格納される前の前記第1のメモリ領域に格納されていたデータを復旧する

処理をコンピュータが実行する書き込み制御方法。

【0147】

(付記14)

第1のメモリ領域内のデータの複製が格納される第2のメモリ領域に対して前記第1のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、前記第2のメモリ領域に書き込みデータを書き込む第1処理部と、

50

前記第 1 処理部が前記第 2 のメモリ領域に前記書き込みデータを書き込む処理と並行して、前記書き込みデータに対する誤り検出を実行する第 2 処理部と、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第 1 のメモリ領域から前記第 2 のメモリ領域に切り替える第 3 処理部と、
を有するコンピュータ。

【 0 1 4 8 】

(付 記 1 5)

第 1 のメモリ領域内のデータの複製が格納される第 2 のメモリ領域に対して前記第 1 のメモリ領域内のデータの複製を書き込む処理を停止し、

前記第 2 のメモリ領域に書き込まれる書き込みデータに対する誤り検出と、前記書き込みデータを前記第 2 のメモリ領域に書き込む処理とを並行して実行し、

前記書き込みデータについて誤りが検出されなかった場合に、主記憶として利用される領域を前記第 1 のメモリ領域から前記第 2 のメモリ領域に切り替える、又は、前記第 2 のメモリ領域内のデータを前記第 1 のメモリ領域に反映する

処理をコンピュータが実行する書き込み制御方法。

【 符号の説明 】

【 0 1 4 9 】

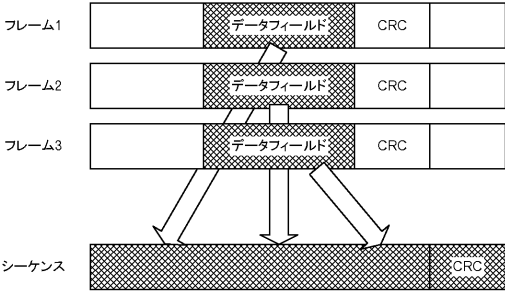
1	情報処理装置	1 0 0	C P U	
1 0 1	データ転送 C P U	1 0 2	C R C 実行 C P U	
1 0 3	レプリカ管理 C P U	1 0 4	主記憶管理 C P U	
1 1 0	メモリブリッジ	1 2 0	メモリ	
1 2 0 1	プログラム	1 2 0 2	データ転送プログラム	
1 2 0 3	C R C 実行プログラム	1 2 0 4	レプリカ管理プログラム	
1 2 0 5	主記憶管理プログラム	1 2 0 6	管理データ	
1 2 0 7	主記憶領域	1 2 0 8	レプリカ領域	
1 2 0 9	データ転送バッファ	1 3 0	I / O ブリッジ	
1 4 0 , 1 4 1	F C カード	1 5 0	ハードディスク	
1 5 0 1	プログラム	1 5 0 2	データ転送プログラム	
1 5 0 3	C R C 実行プログラム	1 5 0 4	レプリカ管理プログラム	
1 5 0 5	主記憶管理プログラム			
1 0 0 1	データ転送部	1 0 0 2	C R C 実行部	
1 0 0 3	レプリカ管理部	1 0 0 4	主記憶管理部	
1 0 0 5	管理テーブル格納部	1 0 0 6	更新リスト格納部	

10

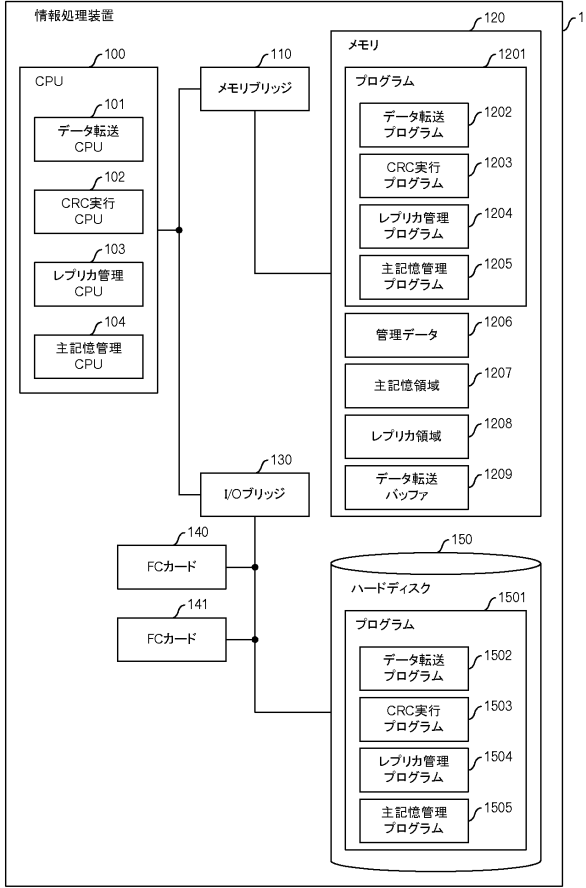
20

30

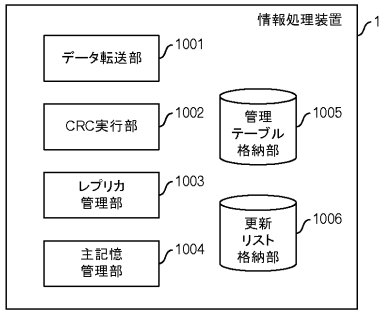
【図 1】



【図 2】



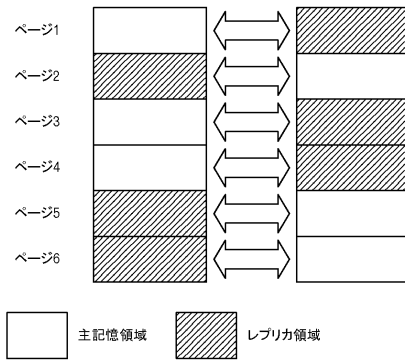
【図 3】



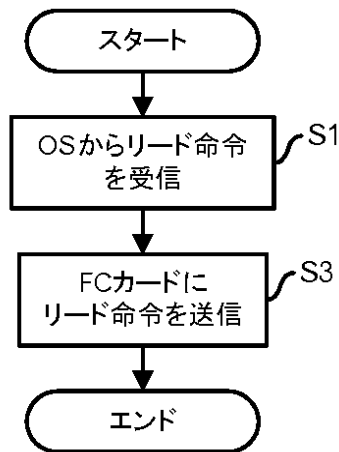
【図 4】

	主記憶領域		レプリカ領域		データ転送回数	即時更新	更新停止
	アドレス	世代	アドレス	世代			
ページ1	0xcd0001000	0x0012	0xe0001000	0x0006	0x0012	ON	ON
ページ2	0xe0002000	0x0001	0xd0002000	0x0001	0x0001	OFF	OFF
ページ3	0xcd0003000	0x00EF	0xe0001000	0x00DD	0x00EE	OFF	OFF
ページ4	0xd0004000	0x0051	0xe0004000	0x0051	0x0050	ON	ON
ページ5	0xe0005000	0x0051	0xd0005000	0x0050	0x0030	OFF	OFF
ページ6	0xe0006000	0x0051	0xd0006000	0x0050	0x0021	OFF	OFF
...

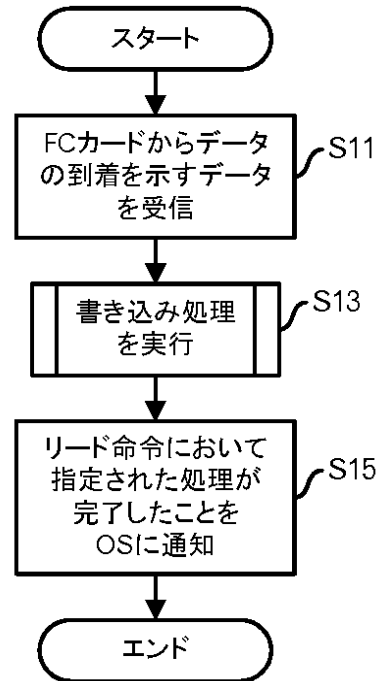
【図 5】



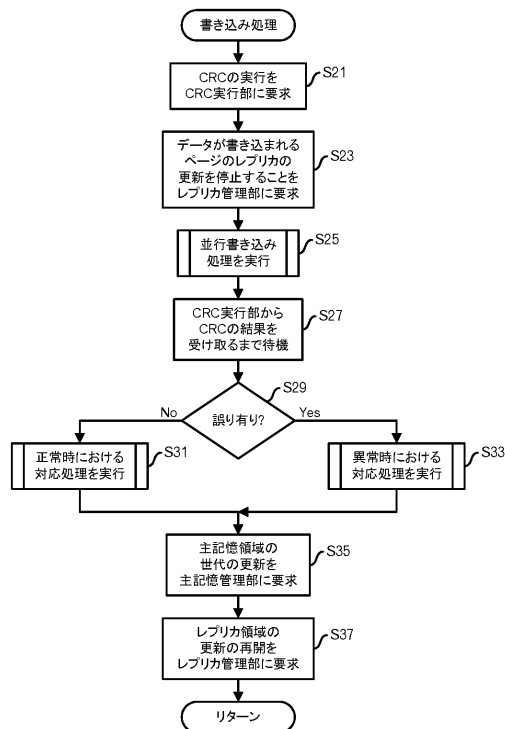
【図 6】



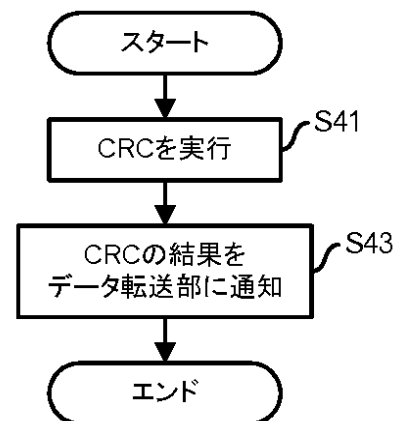
【図 7】



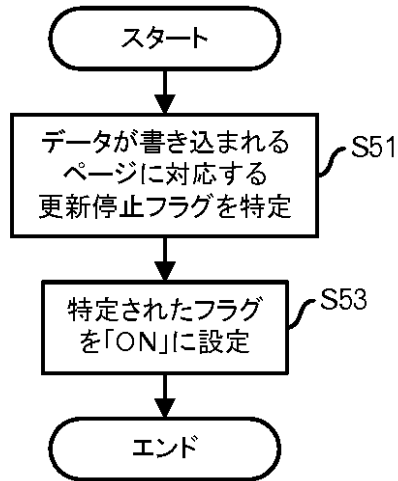
【図 8】



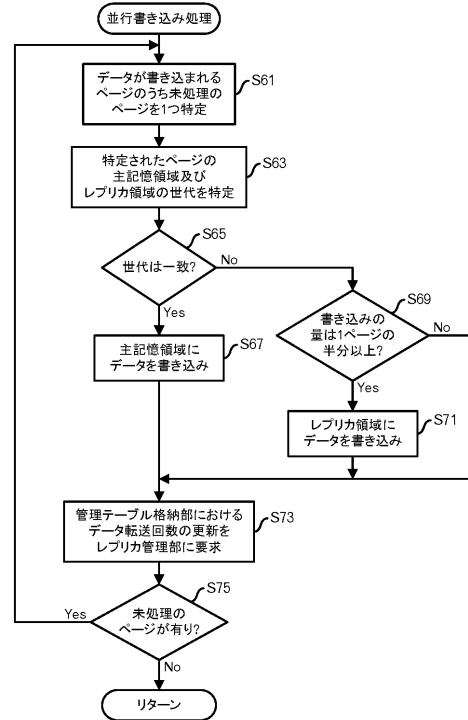
【図 9】



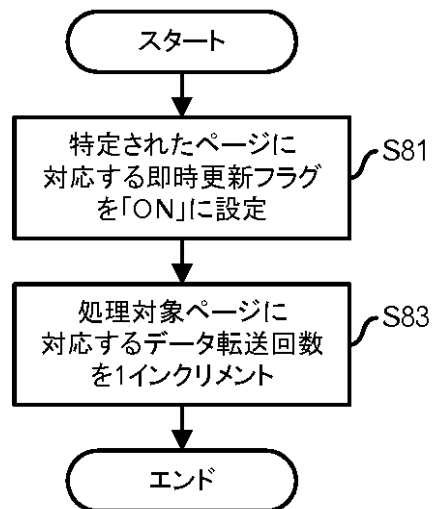
【図 10】



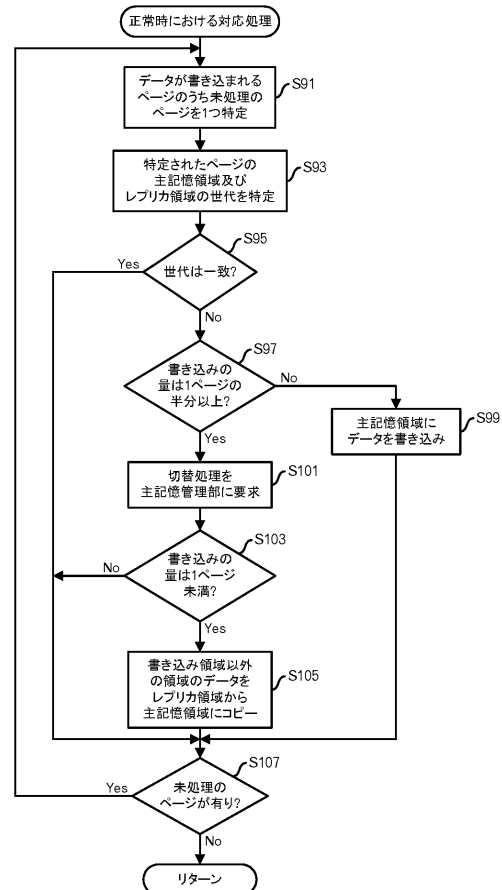
【図 11】



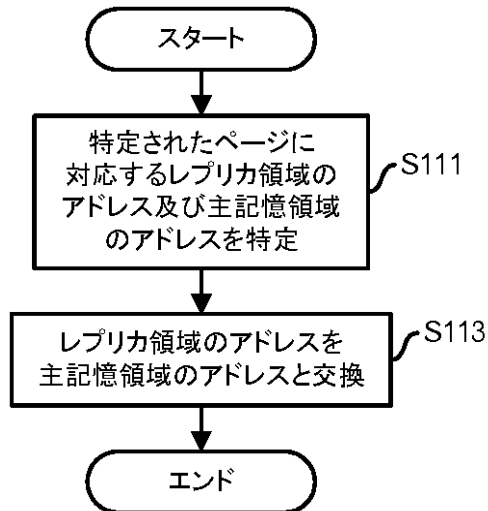
【図 12】



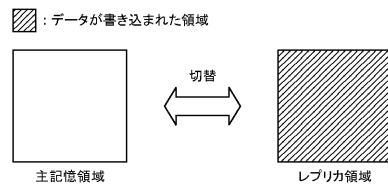
【図 13】



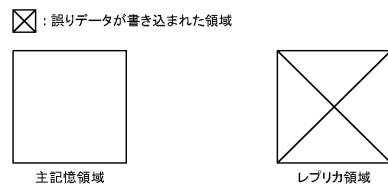
【図 14】



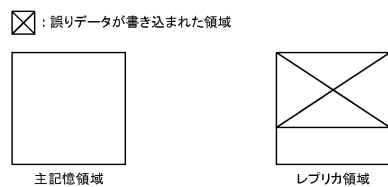
【図 15】



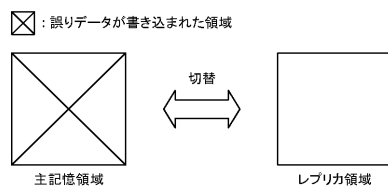
【図 18】



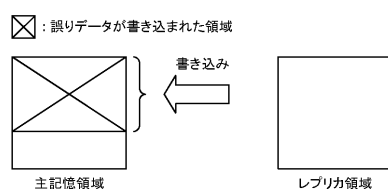
【図 19】



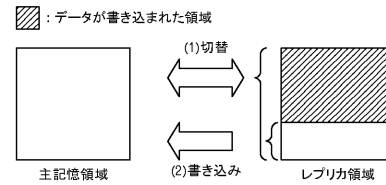
【図 20】



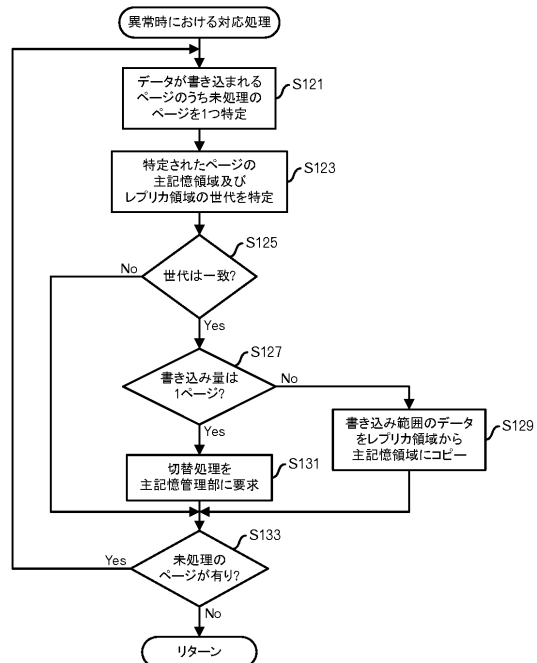
【図 21】



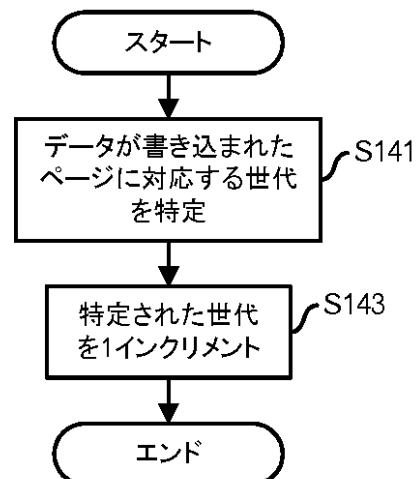
【図 16】



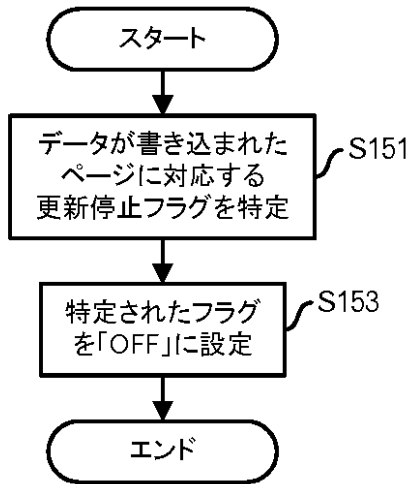
【図 17】



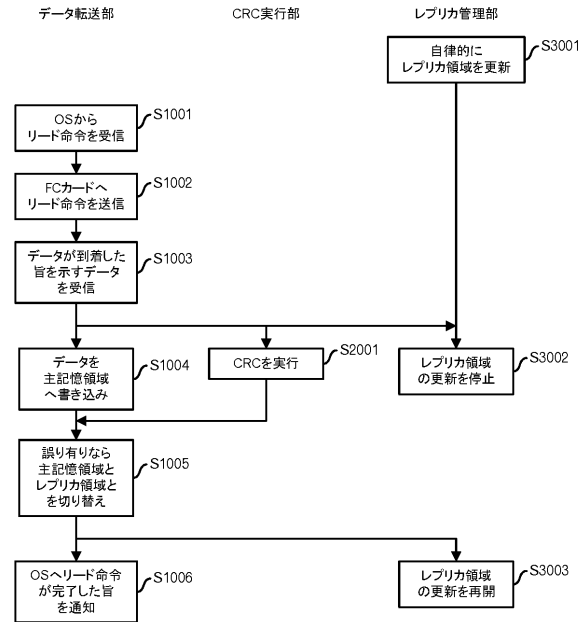
【図 22】



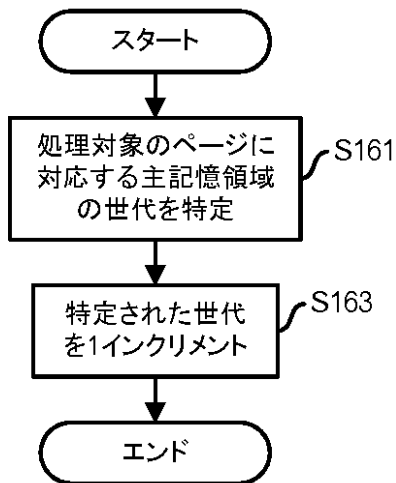
【図 2 3】



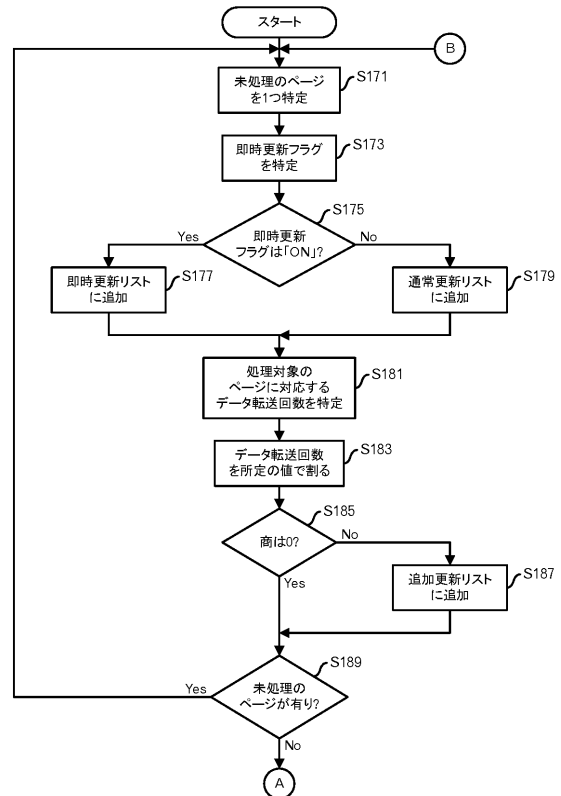
【図 2 4】



【図 2 5】



【図 2 6】



【図 27】

順番	ページ
1	ページ1
2	ページ4
⋮	⋮

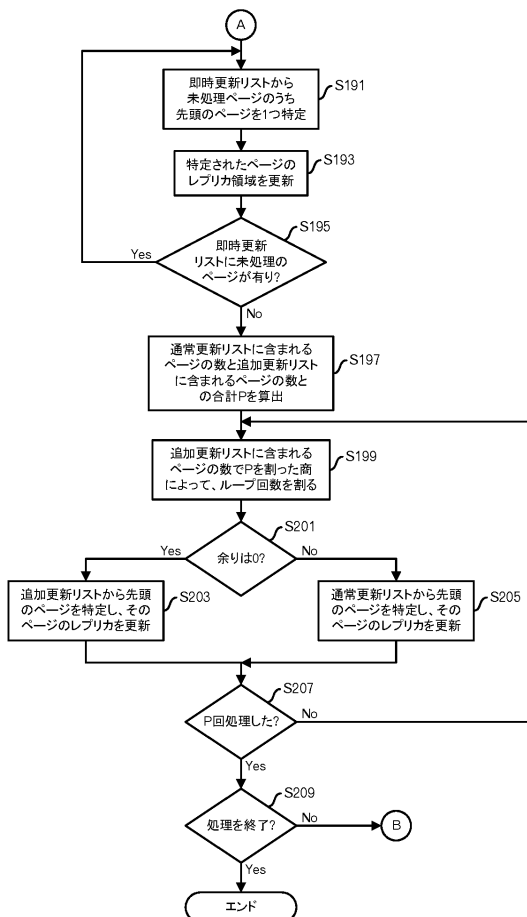
【図 29】

順番	ページ
1	ページ3
2	ページ3
⋮	⋮

【図 28】

順番	ページ
1	ページ2
2	ページ3
3	ページ5
4	ページ6
⋮	⋮

【図 30】



【図 31】

順番	ページ	リスト
1	ページ1	即時更新リスト
2	ページ4	即時更新リスト
3	ページ3	追加更新リスト
4	ページ2	通常更新リスト
5	ページ3	通常更新リスト
6	ページ3	追加更新リスト
7	ページ5	通常更新リスト
8	ページ6	通常更新リスト
⋮	⋮	⋮

フロントページの続き

審査官 三坂 敏夫

- (56)参考文献 特開平05 - 274253 (JP, A)
特開平08 - 179994 (JP, A)
特開2007 - 220092 (JP, A)
特開2002 - 063044 (JP, A)
特開2004 - 199277 (JP, A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F 11/08 - 11/10
3/06 - 3/08
12/00
12/08 - 12/0804
12/0868
12/10
12/12