

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) **公開特許公報(A)**

(11) 特許出願公開番号

特開2008-217202

(P2008-217202A)

(43) 公開日 平成20年9月18日(2008.9.18)

(51) Int.Cl.

**G06F 3/06 (2006.01)**

F 1

G06F 3/06 301M

G06F 3/06 540

テーマコード (参考)

5 B 0 6 5

審査請求 未請求 請求項の数 6 O L (全 10 頁)

(21) 出願番号 特願2007-51168 (P2007-51168)

(22) 出願日 平成19年3月1日 (2007.3.1)

(71) 出願人 000004237

日本電気株式会社

東京都港区芝五丁目7番1号

(74) 代理人 100102864

弁理士 工藤 実

(72) 発明者 清水 義雄

東京都港区芝五丁目7番1号 日本電気株式会社内

|          |       |      |      |      |      |      |
|----------|-------|------|------|------|------|------|
| Fターム(参考) | 5B065 | BA01 | CA11 | CA30 | CC08 | CE02 |
|          |       | CS01 | EA16 | EA24 | PA03 | PA12 |

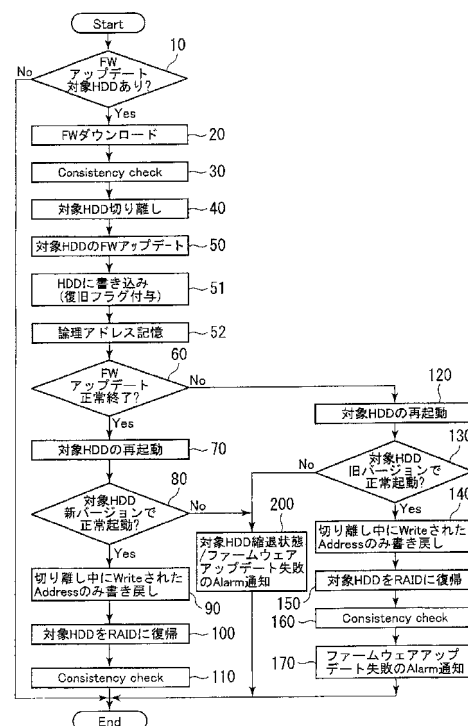
(54) 【発明の名称】 ディスクアレイ装置及びファームウェア更新方法

(57) 【要約】

【課題】処理速度を落とすことなく、ハードディスクのファームウェアを更新することのできるディスクアレイ装置、及びファームウェアの更新方法を提供する。

【解決手段】ＲＡＩＤシステムを構築して、複数のハードディスクの動作を制御するＲＡＩＤコントローラと、前記複数のハードディスクのうちの被更新ハードディスクに対して、ファームウェアの更新を行う管理エージェントと、を具備する。前記管理エージェントは、前記被更新ハードディスクを前記ＲＡＩＤシステムから切り離してファームウェアの更新を行い、前記被更新ハードディスクが切り離されている間に、前記ＲＡＩＤシステムへの書き込みが行われる場合に、書き込みの行われる前記ＲＡＩＤシステム上の論理アドレスを記憶し、更新終了後に、前記ＲＡＩＤコントローラによって、前記被更新ハードディスクのうち、記憶した前記論理アドレスに対応する部分のデータを復元し、前記被更新ハードディスクを前記ＲＡＩＤシステムに復帰させる。

【選択図】図4



**【特許請求の範囲】****【請求項 1】**

複数のハードディスクを、冗長性を有する R A I D システムを構築して論理的に制御する R A I D コントローラと、

前記 R A I D コントローラにアクセス可能に接続され、前記複数のハードディスクのうちの被更新ハードディスクに対して、ファームウェアの更新を行う管理エージェントと、を具備し、

前記管理エージェントは、前記被更新ハードディスクのファームウェアを更新するに際し、前記被更新ハードディスクを前記 R A I D システムから論理的に切り離してファームウェアの更新を行い、

10

前記被更新ハードディスクの切り離し中に前記 R A I D システムに対して書き込みが行われる場合、前記管理エージェントは、前記 R A I D システム上において書き込みの行われる論理アドレスを記憶し、更新終了後に、前記 R A I D コントローラにアクセスして、前記被更新ハードディスクのうち、記憶した前記論理アドレスに対応するセクタのデータを復元させ、前記被更新ハードディスクを前記 R A I D システムに復帰させるディスクアレイ装置。

**【請求項 2】**

請求項 1 に記載されたディスクアレイ装置であって、

前記 R A I D コントローラは、

前記被更新ハードディスクの切り離し中に前記 R A I D システムに対して書き込みが行われる場合に、書き込みの行われるセクタのセクタ情報に復旧フラグを書き込み、

20

前記被更新ハードディスクのデータを復元するにあたり、前記復旧フラグの書き込まれたセクタのデータに基いて、復旧フラグの書き込まれていないセクタのデータを生成することで、前記被更新ハードディスクのデータを復元するディスクアレイ装置。

**【請求項 3】**

請求項 1 又は 2 に記載されたディスクアレイ装置であって、

前記 R A I D コントローラは、パリティを有する R A I D システムを構築して前記複数のハードディスクを制御するディスクアレイ装置。

30

**【請求項 4】**

R A I D システムのハードディスクのファームウェアを更新するファームウェア更新方法であって、

ファームウェアの更新の行われる被更新ハードディスクを、前記 R A I D システムから切り離すステップと、

切り離した前記被更新ハードディスクのファームウェアを更新するファームウェア更新ステップと、

前記被更新ハードディスクの切り離し中に前記 R A I D システムに対して書き込みが行われる場合に、書き込みの行われる論理アドレスを記憶するステップと、

前記ファームウェア更新ステップの終了後に、前記被更新ハードディスクを再起動するステップと、

40

記憶した前記論理アドレスに基いて、前記被更新ハードディスクのうち、記憶した前記論理アドレスに対応するセクタのデータを復元する復元ステップと、

データの復元された前記被更新ハードディスクを、前記 R A I D システムに復帰させるステップと、

を具備する

ファームウェア更新方法。

**【請求項 5】**

請求項 4 に記載されたファームウェア更新方法であって、

更に、

50

前記被更新ハードディスクが切り離されている間に書き込みを行われたセクタのセクタ情報に、復旧フラグを書き込むステップ、  
を具備し、

前記復元ステップにおいて、前記復旧フラグの書き込まれたセクタのデータに基いて、復旧フラグの書き込まれていないセクタのデータを復元することで、前記被更新ハードディスクのデータを復元する  
ファームウェア更新方法。

【請求項 6】

請求項 4 又は 5 に記載されたファームウェア更新方法を、コンピュータにより実現する  
為の、ファームウェア更新プログラム。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、ディスクアレイ装置に関し、特に、RAIDシステムの構築されるディスクアレイ装置と、そのファームウェアを更新する方法に関する。

【背景技術】

【0002】

複数台のハードディスクにデータを分散させて記憶させるディスクアレイ装置が知られている。このようなディスクアレイ装置として、RAIDコントローラにより、RAIDシステムを構築して、複数台のハードディスクを管理するものが挙げられる。

【0003】

複数のハードディスクの各々には、通常、ハードディスクの各種動作を制御する為のファームウェアが記憶されている。このファームウェアは、複数のハードディスク間の性能を均質化したり、性能をより良くするなどの目的により、更新されることがある。

【0004】

このようなファームウェアの更新は、ネットワーク経由で行われることがある。この場合、ディスクアレイ装置にインストールされたファームウェア更新用のプログラム（以下、管理エージェントと記載する）により行われる。この場合の動作について説明する。管理エージェントが、ネットワークを介して、最新バージョンのファームウェアを提供するコンピュータ（以下、管理PCと記載する）にアクセスする。管理エージェントは、管理PCから、最新ファームウェアのバージョン情報を取得し、ディスクアレイ装置内のハードディスクのファームウェアのバージョンと比較する。ハードディスクのファームウェアバージョンが古かった場合、管理PCから最新ファームウェアをダウンロードする。ダウンロード後に、ディスクアレイ装置内のハードディスクのファームウェアを更新する。更新中には、全てのハードディスクに対する書き込み、読み込み処理は中断される。また、ネットワークを介した通信も中断され、ローカルに、ファームウェアの更新が行われる。ファームウェアの更新中は、ディスクアレイ装置に対して、データの書き込み、読み込みを行うことができないので、ユーザにとっては不便であった。

【0005】

尚、特許文献 1 には、ネットワーク経由で、ディスクアレイ装置内のファームウェアやドライバをアップデートする方法に関する記載がある。

【0006】

また、特許文献 2 は、ディスクアレイ装置の処理を中断させることなくファームウェアを更新できる様にする技術を開示している。この特許文献 2 に記載された更新方法では、ファームウェアを更新するにあたり、まず更新対象となるハードディスク A に記録されているデータを、他のハードディスク B に複写する。次に、複写が終了すると、ハードディスク A に対する I/O 処理を中止し、ハードディスク A に対する I/O 処理をハードディスク B に代行させる。更に、代行モード中に、I/O 処理に起因して生じたデータの変更履歴の記憶管理を開始する。そして、ハードディスク A のファームウェアを更新する。ハードディスク A の更新が終了すると、データ変更履歴、及びハードディスク A 又は B に記

10

20

30

40

50

録されているデータに基いて、ハードディスク A の内容を最新の更新状態にセットアップする。更に、ハードディスク B に代行させていたハードディスク A に対する I / O 処理を、ハードディスク A が直接行うように戻して、処理を終了する。

【 0 0 0 7 】

【特許文献 1】特開 2 0 0 2 - 2 7 8 9 0 6 号 公報

【特許文献 2】特開 2 0 0 2 - 3 1 8 6 6 6 号 公報

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【 0 0 0 8 】

特許文献 2 の技術を用いれば、ディスクアレイ装置の処理を中断させることなくファームウェアの更新を行うことができる。しかしながら、( 1 ) 更新対象のハードディスクのデータを別のハードディスクにコピーする、( 2 ) 更新対象のハードディスクのデータを最新の更新状態にセットアップするにあたり、代行させていたハードディスクの内容と比較する、などの処理が必要であり、ファームウェアの更新中は、処理速度が遅くなってしまうことが予想される。

10

【 0 0 0 9 】

従って、本発明の目的は、処理速度を落とすことなく、ハードディスクのファームウェアを更新することのできるディスクアレイ装置、及びファームウェアの更新方法を提供することにある。

【課題を解決するための手段】

20

【 0 0 1 0 】

以下に、[ 発明を実施するための最良の形態 ] で使用される番号・符号を用いて、[ 課題を解決するための手段 ] を説明する。これらの番号・符号は、[ 特許請求の範囲 ] の記載と [ 発明を実施するための最良の形態 ] との対応関係を明らかにするために括弧付きで付加されたものである。ただし、それらの番号・符号を、[ 特許請求の範囲 ] に記載されている発明の技術的範囲の解釈に用いてはならない。

【 0 0 1 1 】

本発明にかかるディスクアレイ装置 ( 1 0 0 ) は、複数のハードディスク ( 3 1 ~ 3 5 ) を冗長性を有する R A I D システムを構築して論理的に制御する R A I D コントローラ ( 1 4 ) と、R A I D コントローラ ( 1 4 ) にアクセス可能に接続され、複数のハードディスク ( 3 1 ~ 3 5 ) のうちの被更新ハードディスク ( 3 1 ) に対して、ファームウェアの更新を行う管理エージェント ( 6 1 ) と、を具備する。管理エージェント ( 6 1 ) は、被更新ハードディスク ( 3 1 ) のファームウェアを更新するに際し、被更新ハードディスク ( 3 1 ) を R A I D システムから論理的に切り離してファームウェアの更新を行う。管理エージェント ( 6 1 ) は、被更新ハードディスク ( 3 1 ) の切り離し中に R A I D システムに対して書き込みが行われる場合、R A I D システム上における、書き込みの行われる論理アドレスを記憶する。管理エージェント ( 6 1 ) は、更新終了後に、R A I D コントローラ ( 1 4 ) にアクセスして、被更新ハードディスク ( 3 1 ) のうち、記憶した論理アドレスに対応するセクタのデータを復元し、被更新ハードディスク ( 3 1 ) を R A I D システムに復帰させる。

30

40

【 0 0 1 2 】

上述の構成に依れば、更新対象のハードディスク ( 3 1 ) のみが R A I D システムから切り離されるので、更新中にも R A I D システムに対する書き込み、読み込み処理を行うことができる。更新中に R A I D システムへの書き込みがあった場合、書き込みの行われる論理アドレスが記憶される。更新終了後に、被更新ハードディスク ( 3 1 ) のセクタのうち、記憶しておいた論理アドレスに対応する部分のセクタのデータのみが復元される。この際、被更新ハードディスクに記録されているデータを全て復元する必要は無いので、データの復元に要する処理を最小限に抑えることができる。従って、処理速度を落とすことなく、ハードディスクのファームウェアを更新することができる。

【 0 0 1 3 】

50

上記のディスクアレイ装置（１００）において、ＲＡＩＤコントローラ（１４）は、被更新ハードディスク（３１）の切り離し中にＲＡＩＤシステムに対して書き込みが行われる場合に、書き込みの行われるセクタのセクタ情報に復旧フラグを書き込ませることが好ましい。この時、被更新ハードディスク（３１）のデータを復元するにあたっては、復旧フラグの書き込まれたセクタのデータに基いて、復旧フラグの書き込まれていないセクタのデータを生成することで、被更新ハードディスクのデータを復元する。

【００１４】

上記のディスクアレイ装置（１００）において、ＲＡＩＤコントローラ（１４）は、パリティを有するＲＡＩＤシステムを構築して複数のハードディスク（３１～３５）の動作を制御することが好ましい。

10

【００１５】

本発明にかかるファームウェア更新方法は、ＲＡＩＤシステムのハードディスクのファームウェアを更新するファームウェア更新方法である。このファームウェア更新方法は、ファームウェアの更新を行う被更新ハードディスクを、ＲＡＩＤシステムから切り離すステップ（ステップＳ４０）と、切り離した被更新ハードディスクのファームウェアを更新するファームウェア更新ステップ（ステップＳ５０）と、更新中に書き込みの行われたＲＡＩＤシステム上の論理アドレスを記憶するステップ（ステップＳ５２）と、ファームウェア更新ステップ（Ｓ５０）の終了後に、被更新ハードディスクを再起動するステップ（ステップＳ７０）と、被更新ハードディスクのうち、記憶した論理アドレスに対応する部分のデータを復元する復元ステップ（ステップＳ９０）と、データの復元された被更新ハードディスクを、ＲＡＩＤシステムに復帰させるステップ（ステップＳ１００）と、を具備する。

20

【００１６】

上記のファームウェア更新方法は、更に、更新中に書き込みを行われたセクタのセクタ情報に、復旧フラグを書き込むステップ（ステップＳ５１）、を具備することが好ましい。このとき、復元ステップ（ステップＳ９０）において、復旧フラグの書き込まれたセクタのデータに基いて、復旧フラグの書き込まれていないセクタのデータを復元することで、被更新ハードディスクのデータを復元する。

【発明の効果】

【００１７】

本発明に依れば、処理速度を落とすことなく、ハードディスクのファームウェアを更新するこのとのできるディスクアレイ装置、及びファームウェアの更新方法が提供される。

30

【発明を実施するための最良の形態】

【００１８】

図面を参照しつつ、本発明の実施形態について説明する。図１は、本実施形態に係るディスクアレイ装置１１を含むネットワークシステム１００の構成を示すブロック図である。このネットワークシステム１００は、一の管理ＰＣ１と、複数のディスクアレイ装置（１１～１４）とを有している。各ディスクアレイ装置（１１～１４）は、ネットワーク２を介して、管理ＰＣ１に接続されている。管理ＰＣ１には、各ディスクアレイ装置（１１～１４）とディスクアレイ装置の管理に関する通信を行うための、マネージャソフトウェア４１がインストールされている。

40

【００１９】

図２は、個々のディスクアレイ装置１１の構成を機能的に描いた概略ブロック図である。各ディスクアレイ装置１１は、ネットワーク２との間に介在するインターフェース１２、ユーザとの間でデータの入出力を行える様にするための入出力装置１３、ＲＡＩＤコントローラ１４、メモリ１５、ＣＰＵ１６、及び格納部１７を有しており、これらは、汎用バス１１を介して互いに接続されている。格納部１７には、オペレーティングシステム１７、ファームウェア更新プログラムとしての管理エージェント６１が格納されている。また、ＲＡＩＤコントローラ１４の配下には、複数のハードディスク（３１～３５）が接続されている。

50

## 【 0 0 2 0 】

オペレーティングシステム 1 7 及び管理エージェント 6 1 は、ディスクアレイ装置 1 1 の起動時にメモリに展開され、CPU に実行されてその機能を実現するものである。管理エージェント 6 1 は、ハードディスクのファームウェアの更新に関する機能を実現するものであり、オペレーティングシステム 5 1 上で動作する。具体的には、ネットワーク 2 を介して、管理 PC 1 のマネージャ 4 1 と定期的に通信を行い、必要に応じてマネージャ 4 1 から最新版のファームウェアをダウンロードし、ハードディスク ( 3 1 ~ 3 5 ) のファームウェアの更新に係る機能を実現する。

## 【 0 0 2 1 】

RAID コントローラ 1 4 は、RAID システムを構築して、複数のハードディスク ( 3 1 ~ 3 5 ) を管理する。この際、RAID コントローラ 1 4 は、冗長性を有する RAID システムを論理的に構築し、複数のハードディスク 3 0 に対する書き込み、読み込み動作を制御する。尚、本明細書でいう RAID システムは、冗長性を有さない RAID 0 を含まない。

## 【 0 0 2 2 】

図 3 は、RAID システムを説明するための図である。RAID コントローラ 1 4 は、図 3 に示されるように、複数のハードディスク ( 3 1 ~ 3 5 ) の各々を、複数の領域 ( 以下、セクタとする ) に分割し、論理アドレスを割り当てて管理している。ここで、論理アドレスは、別々のハードディスクに含まれる複数のセクタから構成されており、図 3 に示される例では 3 つのセクタから構成されている。

## 【 0 0 2 3 】

例えば、入出力装置 1 3 を介してユーザから書き込みが行われた場合、オペレーティングシステム 5 1 が RAID コントローラ 1 4 に対して、論理アドレス単位でデータを通知する。RAID コントローラ 1 4 は、オペレーティングシステム 5 1 からのアクセスに応じて、通知されたデータを 2 分割し、論理アドレス内の 3 つのセクタのうちの 2 つのセクタに、一つずつ格納する。そして、2 分割したデータからパリティデータを生成し、残りの 1 つのセクタにこのパリティデータを格納する。図 3 に示される例では、論理アドレス 2 0 1 に対して書き込みを行う場合、ハードディスク 3 1 のセクタ 2 0 1 - 1 と、ハードディスク 3 2 のセクタ 2 0 1 - 2 とに、2 分割したデータを一つずつ格納し、ハードディスク 3 3 のセクタ 2 0 1 - P にパリティデータを格納する。同様に、論理アドレス 2 0 2 に対しては、2 0 2 - 1、2 0 2 - 2 に 2 分割したデータを一つずつ格納し、2 0 2 - P にパリティデータを格納する。また、RAID コントローラ 1 4 は、必要に応じて、データを格納する際に、各セクタのヘッダ部分にセクタ情報を書き込む。

## 【 0 0 2 4 】

上記のように、論理アドレス内の 1 セクタに、パリティデータを格納することにより、1 台のハードディスクが RAID システムから切り離されても、データ内容は保護されるようになっている。

## 【 0 0 2 5 】

続いて、上述のディスクアレイ装置 1 0 において、ハードディスク 3 1 のファームウェアの更新を行う際の動作について説明する。図 4 は、本実施形態にかかるファームウェア更新方法を示すフローチャートである。

## 【 0 0 2 6 】

管理 PC 1 上で稼動するマネージャ 4 1 から、ネットワーク 2 を介して、ディスクアレイ装置 1 0 上で稼動する管理エージェント 6 1 に対し、ファームウェア更新の指示があったとする。指示を受けた管理エージェント 6 1 は、マネージャ 4 1 から更新するハードディスクの対象名とファームウェアのバージョンを取得する。そして、RAID コントローラ 1 4 配下に対象名のハードディスクが存在するか否かの確認と、各ハードディスクのファームウェアバージョンの確認を行う ( ステップ S 1 0 ) 。

## 【 0 0 2 7 】

対象名のハードディスク 3 1 が存在し、かつ、ファームウェアバージョンが古かった場

10

20

30

40

50

合、管理エージェント 6 1 は、マネージャ 4 1 から最新のファームウェアをダウンロードする（ステップ S 2 0）。その後、RAIDコントローラ 1 4 配下のハードディスク 3 1 ~ 3 5 の整合性確認（Consistency check）を行う（ステップ S 3 0）。整合性確認後、管理エージェント 6 1 は、RAIDコントローラ 1 4 にアクセスして、更新対象のハードディスク 3 1 を RAID システムから論理的に切り離し、RAID システムを縮退状態とする（ステップ S 4 0）。縮退状態にした後、管理エージェント 6 1 は、切り離した更新対象のハードディスク 3 1 のファームウェアを、ダウンロードしたファームウェアに更新する（ステップ S 5 0）。

#### 【0028】

ここで、更新対象のハードディスク 3 1 が RAID システムから切り離されている間に、オペレーティングシステム 5 1 から RAID コントローラ 1 4 に対して、データの書き込み処理が行われたとする。この場合、RAID コントローラ 1 4 は、RAID システムが縮退状態のまま、ハードディスク 3 1 以外の各ハードディスク（3 2 ~ 3 5）に対して、データを書き込む。この時、RAID コントローラ 1 4 は、書き込みを行う各ハードディスク（3 2 ~ 3 5）の各セクタに、後に復旧させるための復旧フラグをセクタ情報として書き込みつつ、データを書き込む（ステップ S 5 1）。また、管理エージェント 6 1 は、書き込みの履歴を管理しており、書き込みの行われる（又は行われた）RAID システム上の論理アドレスを、メモリ 1 5 に記憶しておく（ステップ S 5 2）。

#### 【0029】

管理エージェント 6 1 は、ファームウェアの更新を終えると、ファームウェアの更新が正常終了したかどうかを確認する（ステップ S 6 0）。正常終了した場合、管理エージェント 6 1 は、更新対象のハードディスクを再起動する（ステップ S 7 0）。更に、管理エージェント 6 1 は、新しいファームウェアが正常に起動するかどうかを確認する（ステップ S 8 0）。

#### 【0030】

S 8 0 において正常に起動した場合、管理エージェント 6 1 は、RAID コントローラ 1 4 にアクセスし、更新対象のハードディスク 3 1 に格納されたデータを復元する。この際、メモリ 1 5 に記憶しておいた論理アドレスに基いて、その論理アドレスに対応するセクタのみ、データを復元させる。具体的には、管理エージェント 6 1 が、RAID コントローラ 1 4 に対して、記憶していた論理アドレスを指定した復旧コマンドを送信する。RAID コントローラ 1 4 は、復旧コマンドを受け付けると、各ハードディスクの複数のセクタのうち、指定された論理アドレスに対応するセクタのデータを読み込む。この際、被更新ハードディスク 3 1 のセクタも読み込む。そして、論理アドレス内の 3 つのセクタのデータのうち、復旧フラグのある 2 つのデータから、復旧フラグの無いもう一つのデータを生成し、復旧フラグの無いセクタに書き込む。同時に、復旧フラグのある 2 つのセクタのセクタ情報から、復旧フラグをクリアする。ここでもし、3 つのセクタの全てに復旧フラグが存在する場合は、その論理アドレスには更新対象のハードディスクのセクタが存在しないことを示すため、3 つの復旧フラグのクリアのみを行い、データ自体は変更しない。このような動作により、更新対象のハードディスクのセクタのうち、切り離し中に書き込みのあった論理アドレスのセクタのみ、データが復元される（ステップ S 9 0）。

#### 【0031】

次に、管理エージェント 6 1 は、RAID コントローラ 1 4 により、切り離していた更新対象のハードディスク 3 1 を、RAID システムに復帰させる（ステップ S 1 0 0）。更に、再度整合性確認を行い（ステップ S 1 1 0）、処理を終了する。ディスクアレイ装置 1 1 内のハードディスクに、複数更新対象のものが存在する場合、ステップ S 1 0 ~ 1 1 0 の処理を繰り返し実行する。

#### 【0032】

以上の動作を、より具体的に説明する。図 3 において、ハードディスク 3 1 のファームウェアを更新し、ハードディスク 3 1 が切り離されている間に、論理アドレス 3 0 1 ~ 論理アドレス 3 0 6 に対して書き込み処理が行われたとする。

10

20

30

40

50

## 【 0 0 3 3 】

この場合、ステップ S 4 0 において、ハードディスク 3 1 が R A I D システムから切り離される。また、ステップ S 5 1 において、ハードディスク 3 1 以外のハードディスク ( 3 2 ~ 3 5 ) に対して、データの書き込みが行われる。この際、図 3 に示されるように、書き込みの行われる各セクタのセクタ情報には、復旧フラグ ( 図中、「 R 」 ) が書きこまれる。更に、ステップ S 5 2 において、管理エージェント 6 1 が、論理アドレス 3 0 1 ~ 3 0 6 を、記憶する。

## 【 0 0 3 4 】

ステップ S 9 0 で、データを復元するにあたっては、管理エージェント 6 1 が、R A I D コントローラ 1 4 に対し、記憶していた論理アドレス 3 0 1 ~ 3 0 6 への復旧コマンドを送信する。R A I D コントローラ 1 4 は論理アドレス 3 0 1 に該当するハードディスク 3 1 ~ 3 3 より、セクタ 3 0 1 - 1、3 0 1 - 2、3 0 1 - P のデータを読み込む。この際セクタ情報も読み込む。そして、復旧フラグ「 R 」の存在するセクタ 3 0 1 - 2、3 0 2 - P から、復旧フラグの存在しないセクタ 3 0 1 - 1 のデータを生成し、セクタ 3 0 1 - 1 にそのデータを書き込む。書き込み後、セクタ 3 0 1 - 2、3 0 1 - P のセクタ情報から復旧フラグ「 R 」をクリアする。同様に、ハードディスク 3 1 内のセクタ 3 0 2 - P、3 0 4 - 2、3 0 6 - 1 のデータの更新を行う。また、論理アドレス 3 0 3、3 0 5 については、全てのセクタに復旧フラグ「 R 」が存在するので、復旧フラグ「 R 」のクリアのみを行い、セクタに格納されるデータの変更は行わない。

## 【 0 0 3 5 】

以上のように動作することで、ハードディスク 3 1 に記憶されたデータのうち、切り離し中に書き込みのあった論理アドレスに対応するセクタ ( 3 0 1 - 1、3 0 2 - P、3 0 4 - 2、3 0 6 - 1 ) のデータのみが復元される。

## 【 0 0 3 6 】

なお、ステップ S 6 0 において、ファームウェアの更新が正常に終了しなかった場合には、管理エージェント 6 1 が被更新ハードディスクを再起動し ( ステップ S 1 2 0 )、古いバージョンのまま正常に起動するかどうかを確認する ( ステップ S 1 3 0 )。古いバージョンのまま正常に起動した場合には、切り離し中に書き込みのあった論理アドレスのみ、S 9 0 と同様に、被更新ハードディスクのデータ内容を書き戻す ( ステップ S 1 4 0 )。さらに、管理エージェント 6 1 は、更新対象ハードディスクを R A I D システムに復帰させ ( ステップ S 1 5 0 )、整合性確認 ( ステップ S 1 6 0 ) 後、マネージャ 4 1 に対しファームウェア更新が失敗した旨を通知する ( ステップ S 1 7 0 )。

## 【 0 0 3 7 】

また、S 8 0 において、被更新ハードディスクのファームウェア更新後の再起動で、新しいバージョンのファームウェアが正常に起動できなかった場合、もしくは、ステップ S 1 3 0 において、古いバージョンのファームウェアで正常に起動できなかった場合は、管理エージェント 6 1 は、被更新ハードディスクを切り離した縮退状態を保持し、マネージャ 4 1 に対し、ファームウェア更新が失敗した旨のアラーム通知を行う ( ステップ S 2 0 0 )。

## 【 0 0 3 8 】

以上説明したように動作することで、更新対象のハードディスクが R A I D システムから切り離されている間も、R A I D システムは縮退状態として構築されているので、ファームウェアの更新中でも、R A I D システムに対する書き込み、読み込み処理を行うことができる。

## 【 0 0 3 9 】

ここで、切り離し中に書き込まれたデータを復元するにあたり、書き込みの行われる論理アドレスが記憶されているので、切り離されていたハードディスクのうちの、書き込みの行われる論理アドレスに対応するセクタのデータのみを復元させることができる。書き込みの行われる論理アドレス以外のセクタに関しては、復元処理を行う必要が無いので、データ復元に要する処理を最小限に抑えることができる。すなわち、従来例のように、被

10

20

30

40

50

更新ハードディスクを切り離す際に、被更新ハードディスクに記録されたデータを複写して別の装置（ハードディスクなど）に移しておいたり、データ復元にあたって、被更新ハードディスクのデータ内容を、代行させておいたハードディスクに記録されたデータと比較する、などの処理は必要無く、処理の高速化が見こまれる。

【 0 0 4 0 】

また、管理 P C 1 にネットワーク 2 を介して接続されているディスクアレイ装置 1 2 ~ 1 4 も同様に、R A I D システムに対する書き込み、読み込み処理を止めることなく、ファームウェアの更新を行うことが可能である。

【 0 0 4 1 】

また、ディスクアレイ装置に対する書き込み、読み込み処理を中断する必要があるが、ネットワーク 2 を介して別のコンピュータと接続したままで、ファームウェアの更新を実行することができる。従って、各ディスクアレイ装置毎に、ローカルにファームウェアの更新を行う必要は無く、ネットワーク経由で更新を行うことができる。

10

【 0 0 4 2 】

また、本実施形態では、R A I D コントローラが構築する R A I D システムとして、論理アドレスが別々のハードディスクの 3 つのセクタから構成され、このうちの一つのセクタにパリティデータが格納されるタイプについて説明したが、冗長性を有さない R A I D 0 でなければ、他のタイプの R A I D システムが用いられてもよい。

【図面の簡単な説明】

【 0 0 4 3 】

20

【図 1】ネットワークシステムの概略構成図である。

【図 2】ディスクアレイ装置の構成を示す概略構成図である。

【図 3】R A I D システムを説明する為の概念図である。

【図 4】ファームウェア更新方法を示すフローチャートである。

【符号の説明】

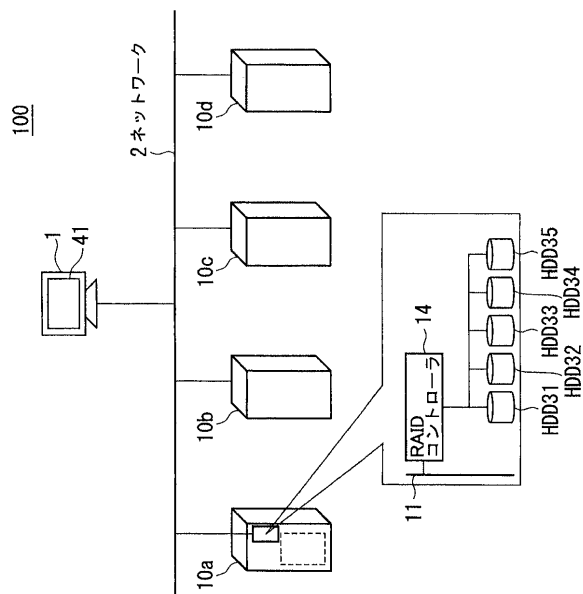
【 0 0 4 4 】

- 1 管理 P C
- 2 ネットワーク
- 1 0 ディスクアレイ装置
- 1 1 汎用バス
- 1 2 インターフェース
- 1 3 入出力装置
- 1 4 R A I D コントローラ
- 1 5 メモリ
- 1 6 C P U
- 1 7 格納部
- 4 1 マネージャ
- 3 1 ハードディスク
- 3 2 ハードディスク
- 3 3 ハードディスク
- 3 4 ハードディスク
- 3 5 ハードディスク
- 5 1 オペレーティングシステム
- 6 1 管理エージェント
- 1 0 0 ネットワークシステム

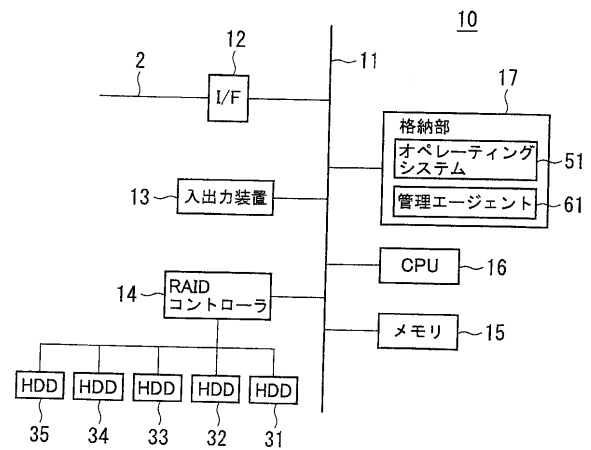
30

40

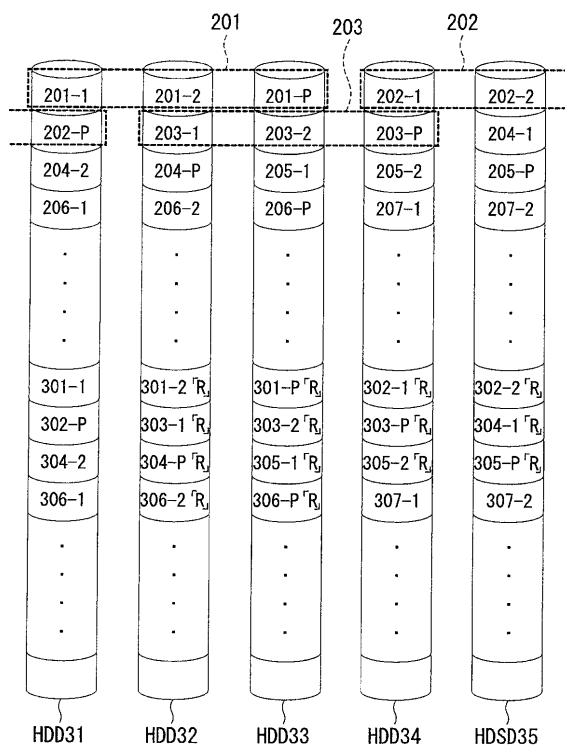
【図 1】



【図 2】



【図 3】



【図 4】

