

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4365509号
(P4365509)

(45) 発行日 平成21年11月18日(2009.11.18)

(24) 登録日 平成21年8月28日(2009.8.28)

(51) Int.Cl.

F I

H O 4 N 5/91 (2006.01)

H O 4 N 5/91 Z

G O 6 F 3/06 (2006.01)

G O 6 F 3/06 3 O 6 B

G O 6 F 12/00 (2006.01)

G O 6 F 12/00 5 4 5 M

G 1 1 B 20/12 (2006.01)

G 1 1 B 20/12

G 1 1 B 27/00 (2006.01)

G 1 1 B 27/00 D

請求項の数 10 (全 31 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願2000-145905 (P2000-145905)
 (22) 出願日 平成12年5月18日(2000.5.18)
 (65) 公開番号 特開2001-36841 (P2001-36841A)
 (43) 公開日 平成13年2月9日(2001.2.9)
 審査請求日 平成19年4月13日(2007.4.13)
 (31) 優先権主張番号 特願平11-140364
 (32) 優先日 平成11年5月20日(1999.5.20)
 (33) 優先権主張国 日本国(JP)

(73) 特許権者 000005821
 パナソニック株式会社
 大阪府門真市大字門真1006番地
 (74) 代理人 100083172
 弁理士 福井 豊明
 (72) 発明者 本村 直久
 東広島市鏡山3丁目10番18号株式会社
 松下電器情報システム広島研究所内
 (72) 発明者 二宮 昌子
 東広島市鏡山3丁目10番18号株式会社
 松下電器情報システム広島研究所内

審査官 新井 寛

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データ管理装置、データ管理方法、データ管理手順を記録した記録媒体

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

ストリームデータを固定サイズのデータブロックに分割し、上記分割した固定サイズのデータブロックを特定する検索情報を上記分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応して生成し、上記生成した検索情報のそれぞれが対応する固定サイズのデータブロックと関連付けるように、上記固定サイズのデータブロックと、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報とを上記第1の記録媒体に記録する記録制御部と、

上記ストリームデータを特定するファイル管理情報に基づいて上記第1の記録媒体に記録されたストリームデータを管理するファイル管理部と、

上記ファイル管理情報の復旧要求が出たときに上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応する検索情報に基づいて当該ファイル管理情報を復旧する復旧部とを備え、

上記第1の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、

上記記録制御部は上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックはそれぞれ、上記セクタをN個(Nは2以上の整数)含み、かつ、上記固定サイズのデータブロックのそれぞれに含まれるN個のセクタのうち、最後のセクタの余りの領域に、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報を記録し、

上記データブロックの固定サイズの大きさは上記セクタを(N-1)個用いたときよりも大きく、かつ上記セクタをN個用いたときよりも小さいことを特徴とするストリームデータ管理装置。

10

20

【請求項 2】

上記ファイル管理情報が、上記第1の記録媒体とは別の、第2の記録媒体に記録されていることを特徴とする請求項 1 記載のストリームデータ管理装置。

【請求項 3】

上記検索情報がシリアル番号、日付情報、認証情報、作成者情報のうちの少なくとも 1 つであることを特徴とする請求項 1 に記載のストリームデータ管理装置。

【請求項 4】

上記第 1 の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、
上記記録制御部は対応するデータブロックに含まれる最後のセクタに続く 1 のセクタに上記検索情報を更に記録する請求項 3 に記載のストリームデータ管理装置。

10

【請求項 5】

ストリームデータを固定サイズのデータブロックに分割し、上記分割した固定サイズのデータブロックを特定する検索情報を上記分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応して生成し、
上記生成した検索情報のそれぞれが対応する固定サイズのデータブロックと関連付けるように、上記固定サイズのデータブロックと、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報とを上記第1の記録媒体に記録する記録制御ステップと

、
上記ストリームデータを特定するファイル管理情報に基づいて上記第1の記録媒体に記録されたストリームデータを管理するファイル管理ステップと、

上記ファイル管理情報の復旧要求が出たときに上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応する検索情報に基づいて当該ファイル管理情報を復旧する復旧ステップとを備え、

20

上記第 1 の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、

上記記録制御ステップは上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックはそれぞれ、上記セクタを N 個 (N は 2 以上の整数) 含み、
かつ、上記固定サイズのデータブロックのそれぞれに含まれる N 個のセクタのうち、最後のセクタの余りの領域に、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報を記録し

、
上記データブロックの固定サイズの大きさは上記セクタを $(N - 1)$ 個用いたときよりも大きく、かつ上記セクタを N 個用いたときよりも小さいことを特徴とするストリームデータ管理方法。

30

【請求項 6】

上記ファイル管理情報が、上記第1の記録媒体とは別の、第2の記録媒体に記録されていることを特徴とする請求項 5 記載のストリームデータ管理方法。

【請求項 7】

上記検索情報がシリアル番号、日付情報、認証情報、作成者情報のうちの少なくとも 1 つであることを特徴とする請求項 5 に記載のストリームデータ管理方法。

【請求項 8】

上記第 1 の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、
上記記録制御ステップは対応するデータブロックに含まれる最後のセクタに続く 1 のセクタに上記検索情報を更に記録する請求項 7 に記載のストリームデータ管理方法。

40

【請求項 9】

ストリームデータを固定サイズのデータブロックに分割し、上記分割した固定サイズのデータブロックを特定する検索情報を上記分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応して生成し、
上記生成した検索情報のそれぞれが対応する固定サイズのデータブロックと関連付けるように、上記固定サイズのデータブロックと、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報とを上記第1の記録媒体に記録する記録制御ステップと

、
上記ストリームデータを特定するファイル管理情報に基づいて上記第1の記録媒体に記録されたストリームデータを管理するファイル管理ステップと、

50

上記ファイル管理情報の復旧要求が出たときに上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応する検索情報に基づいて当該ファイル管理情報を復旧する復旧ステップとを備え、

上記第1の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、

上記記録制御ステップは上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックはそれぞれ、上記セクタをN個（Nは2以上の整数）含み、かつ、上記固定サイズのデータブロックのそれぞれに含まれるN個のセクタのうち、最後のセクタの余りの領域に、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報を記録し、

上記データブロックの固定サイズの大きさは上記セクタを（N - 1）個用いたときよりも大きく、かつ上記セクタをN個用いたときよりも小さいことを特徴とするプログラムを記録したプログラム記録媒体。

10

【請求項10】

上記検索情報がシリアル番号、日付情報、認証情報、作成者情報のうちの少なくとも1つであることを特徴とする請求項9記載のプログラム記録媒体。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、記録媒体に記録したデータの管理に関し、特に、映像データのように時間的に連続するデータを記録・再生するデータ管理装置そのデータ管理方法に関するものである。

20

【0002】

【従来の技術】

映像や音声などの時間的に連続するアナログ信号をデジタル化し、そのストリームデータをハードディスク等の記録媒体に記録あるいは該記録媒体から再生するシステム（例えばビデオサーバスシステムやノンリニア編集システムなど）では、高速かつシームレスにデータを記録・再生することが要求され、この観点から種々のデータ管理装置が提案されている。

【0003】

図29は、特開平10 - 275058号に開示されるデータ管理装置の構成図であり、このデータ管理装置を構成するコンピュータ8は、CPU9と、I/Oアダプタ10と、メモリ5と、ホストバスとしてのPCIバス1と、このPCIバス1に接続されるホストアダプタとしてのSCSIアダプタ2(k)（k：自然数であって、この明細書では1～4を用いる）と、これらSCSIアダプタ2(k)それぞれのSCSIバス3(k)に接続される記録媒体としてのハードディスク4(k)と、これらハードディスク4(k)へのアクセス制御をする制御ユニット11とを備える。

30

【0004】

“SCSIアダプタ2(1)とハードディスク4(1)”～“SCSIアダプタ2(4)とハードディスク4(4)”すなわち()内の数字が同じSCSIアダプタとハードディスクのグループはそれぞれ記録ユニットを構成し、該4組の記録ユニットで1の記録ユニット群を構成している。

40

【0005】

各SCSIアダプタ2(k)はバスマスタDMA転送を可能にしている。すなわち、該SCSIアダプタ2(k)に内蔵されるコントローラ6がPCIバス1の占有権を取得し、メモリ5上の任意のデータをPCIバス1を介してSCSIアダプタ2(k)に内蔵されるバッファ7へ転送することが可能である。

【0006】

尚、ホストバスにはPCIバスを用いているが、転送速度条件さえ満足するようであれば他の種類のデータ転送バスであってもかまわない。また、ホストアダプタにはSCSIアダプタを用いているが、バスマスタDMA転送が可能であれば他の種類のホストアダプタ

50

であってもかまわない。

【 0 0 0 7 】

I / O アダプタ 1 0 は、高ビットレートのストリームデータを上記制御ユニット 1 1 の指示に基づいて、固定サイズブロック単位で入力しメモリ 5 の所定領域に転送またはメモリ 5 の所定領域に既に記録されたデータをストリームデータとして出力することが可能である。

【 0 0 0 8 】

制御ユニット 1 1 は、以下に説明する記録制御部 1 1 1 とファイル管理部 1 1 2 と再生制御部 1 1 3 とが、C P U と該 C P U の下で動作するソフトウェアで構成され、また、制御に必要なデータ、特に、記録制御部 1 1 1 が管理するファイル管理情報は上記ハードディスク 4 (k) とは別の記録手段（例えばハードディスク）に格納されるようになっている。

10

【 0 0 0 9 】

すなわち、記録制御部 1 1 1 は、C P U 9 の制御の下、固定サイズブロック単位で連続してメモリ 5 に入力されるストリームデータを必ず記録が間に合うように（つまり、メモリ 5 がオーバーフローしない状態を維持しながら）各ハードディスク 4 に振り分けて記録する制御を行う。ファイル管理部 1 1 2 は、各ハードディスク 4 に記録したデータの配置管理を行う。再生制御部 1 1 3 は、各ハードディスク 4 に振り分けて記録したデータを順に読み出してストリームデータを再構築し、I / O アダプタ 1 0 に出力する制御を行う。

【 0 0 1 0 】

以下、上記記録制御部 1 1 1 が行う記録処理の手順を更に詳しく説明する。

20

【 0 0 1 1 】

記録制御部 1 1 1 に含まれる入力手段（図示せず）は、I / O アダプタ 1 0 から入力されたストリームデータを固定サイズブロック 1 2 3 ... に分割するとともに、上記記録ユニット群を構成する複数のハードディスク 4 (k) が 1 の論理記録空間となるよう上記のように分割された固定サイズブロック 1 2 3 ... を各ハードディスク 4 (k) に対応させて振り分ける。

【 0 0 1 2 】

同時に、記録制御部 1 1 1 に含まれる書き込み手段（図示せず）は、上記のように振り分けられた固定サイズブロック 1 2 3 ... を各ハードディスク 4 (k) に転送するよう各 S C S I アダプタ 2 (k) に指示し、この指示を受けた S C S I アダプタ 2 (k) に内蔵されるコントローラ 6 (k) は、上記固定サイズブロック 1 2 3 ... をバッファ 7 (k) に格納したのちハードディスク 4 (k) に記録する。すなわち、図 3 0 に示すように、固定サイズブロック 1 はコントローラ 6 (1) によってハードディスク 4 (1) に記録され、固定サイズブロック 2 はコントローラ 6 (2) によってハードディスク 4 (2) に記録され、固定サイズブロック 3 はコントローラ 6 (3) によってハードディスク 4 (3) に記録されるというように上記固定サイズブロック 1 2 3 ... がシリアルライズに記録される。

30

【 0 0 1 3 】

以上のような手順によれば、ストリームデータ源より記録ユニットを構成する 1 のバッファ 7 (k) へのデータ転送手順と該バッファ 7 (k) よりハードディスク 4 (k) への記録手順とが交互に実行されているが、複数の記録ユニット単位では見掛け上、上記 2 つの手順が同時行われていることになるため、高速かつシームレスにデータを記録することができる。

40

【 0 0 1 4 】

なお、上記のようにハードディスク 4 (k) に記録されたストリームデータに関する各種情報は、ファイル管理部 1 1 2 がファイル管理情報（当該ファイル管理情報の内容は本発明の説明に委ねる）として管理している。

【 0 0 1 5 】

【発明が解決しようとする課題】

コンピュータ等で通常にファイル管理をする場合は、当該コンピュータが採用するオペ

50

レーティングシステムがサポートしているファイルシステム（例えばF A T（file allocation table））を使用することになる。従って、ハードディスク上の破壊されたデータを復旧する機能（以下「復旧機能」という）などは、上記のファイルシステムを用いて実行することになる。

【 0 0 1 6 】

しかしながら、オペレーティングシステムがサポートしているファイルシステムを使用しないで、上記のように独自のファイルシステムを備えるデータ管理装置では、当然破壊されたデータ復旧機能も独自に設計する必要がある。

【 0 0 1 7 】

上記のF A T等のファイルシステムでは、記録対象となるデータとファイル管理情報とが同じ記録媒体に格納され、しかも、管理情報と記録対象となるデータとは同じ記憶媒体の異なる領域に記録されるところから、ハードディスクのヘッドのシークが頻繁に発生することになる。ところが、映像データのようなストリームデータを記録あるいは再生するには、高速かつシームレスであることが要求され、従って、ハードディスク上のヘッドのシークをできるだけ少なくする必要がある。

【 0 0 1 8 】

この点を考慮して記録対象のデータとは別の記憶媒体にファイル管理情報を記憶する独自のファイルシステムの開発が必要となり、更に、当該ファイルシステムに応じたデータ復旧機能を備えるファイルシステムを開発する必要がある。

【 0 0 1 9 】

すなわち、何らかの事情で上記した別の記憶媒体に格納されたファイル管理情報が破壊されたとき、ストリームデータ自体はハードディスク4に存在しているにも関わらずシステムとして記録あるいは再生をすることができなくなる。この場合に、上記別の記憶媒体に格納されたファイル管理情報を修復する必要がある。また、記録の最中に何らかの不都合によって、記録中断が発生した場合は、この中断までに記録されたストリームデータに関する各種情報がファイル管理情報として上記別の記憶媒体に正常に登録されないことになる。このときに、当該ストリームデータが無効になるのを防止するために、上記別の記憶媒体上にファイル管理情報を生成する必要がある。

【 0 0 2 0 】

また、データ記録時に不良セクタが存在する場合には、ハードディスク4のヘッドは何回（システムによって回数は異なる）かのリトライを実行し、それでも書き込みができないときには代替セクタへの記録処理がなされる。ここで代替セクタは、本来のセクタより離れた位置に存在するので、ヘッドのシークが発生し、従って、不良セクタが増加した場合、代替セクタへのシークが増加することによってハードディスク4のアクセス性能が著しく低下し、その結果、ストリームデータを記録・再生する際にエラー（オーバーフローエラー・アンダーフローエラー）が発生するという問題がある。この問題は、ハードディスク4への記録命令・再生命令自体はエラーにならず、記録・再生に要する時間が長くなるという現象であるため、対策が非常に難しい。

【 0 0 2 1 】

本発明は上記従来の事情に基づいて提案されたものであって、高速かつシームレスにデータを記録再生できるとともに復旧機能を備えたデータ管理装置及びそのデータ管理方法、更に、その方法を実現する手順を記録した記録媒体を提供することを目的とする。

【 0 0 2 2 】

【課題を解決するための手段】

本発明のストリームデータ管理装置は、

ストリームデータを固定サイズのデータブロックに分割し、上記分割した固定サイズのデータブロックを特定する検索情報を上記分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応して生成し、上記生成した検索情報のそれぞれが対応する固定サイズのデータブロックと関連付けるように、上記固定サイズのデータブロックと、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報とを上記第1の記録媒体に記録する記録制御部と、

10

20

30

40

50

上記ストリームデータを特定するファイル管理情報に基づいて上記第1の記録媒体に記録されたストリームデータを管理するファイル管理部と、

上記ファイル管理情報の復旧要求が出たときに上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックのそれぞれに対応する検索情報に基づいて当該ファイル管理情報を復旧する復旧部とを備え、

上記第1の記録媒体は固定量のデータを記憶するための複数のセクタを備えており、

上記記録制御部は上記第1の記録媒体に記録したストリームデータを分割した固定サイズのデータブロックはそれぞれ、上記セクタをN個（Nは2以上の整数）含み、かつ、上記固定サイズのデータブロックのそれぞれに含まれるN個のセクタのうち、最後のセクタの余りの領域に、上記固定サイズのデータブロックに対応する検索情報を記録し、

上記データブロックの固定サイズの大きさは上記セクタを（N - 1）個用いたときよりも大きく、かつ上記セクタをN個用いたときよりも小さいことを特徴とする。

【0023】

また、本発明のストリームデータ管理装置は、

上記検索情報がシリアル番号、日付情報、認証情報、作成者情報のうちの少なくとも1つであることを特徴とする。

【0029】

【発明の実施の形態】

以下に本発明の実施の形態を図面に従って詳細に説明する。

図1に示すように、ストリームデータを固定サイズブロックに分割したのち該固定サイズブロックを第1の記録媒体4に記録する記録制御部111と、上記第1の記録媒体に記録されたストリームデータを、該ストリームデータを特定するファイル管理情報に基づいて管理するファイル管理部112とを備えたデータ管理装置を前提としている。

ここで、上記記録制御部111は、固定サイズブロックに関する検索情報を生成したのち該検索情報を上記固定サイズブロックに付加して記録し、復旧手段114は、ファイル管理情報の復旧要求があったとき上記検索情報に基づいてファイル管理情報を復旧する。

上記検索情報は最終セクタの余り領域に上記を記録すると、特別なセクタを用意する必要がなく、少ない容量で復旧処理が可能となる。もっとも、上記検索情報を必ずしも上記余り領域ではなく、最終セクタの次のセクタに記録するようにしてもよい。

また、上記記録制御部111は、ファイル管理情報を所定サイズ単位に分割して複数の分割保存情報を生成したのち該分割保存情報を上記固定サイズブロックに付加して記録し、復旧手段114は、ファイル管理情報の復旧要求があったとき上記分割保存情報に基づいてファイル管理情報を復旧する。

上記において、ファイル管理情報は上記第1の記録媒体とは別の記録媒体に記録しておくのが、記録、再生の高速性を維持する上で好ましく、この第2の記録媒体は、ハードディスク、フラッシュメモリ等が選択できる。ここではこの第2の記憶媒体に記憶されたファイル管理情報を、所定サイズ単位に分割して複数の分割保存情報を生成したのち該分割保存情報を上記固定サイズブロックに付加して第1の記録媒体に記録するようにしている。

更に、上記記録制御部111は、固定サイズブロックのアクセス処理に関するアクセス履歴情報、例えば、書き込み時間履歴を生成したのち該アクセス履歴情報を上記固定サイズブロックに付加して記録し、図2に示す不良領域検出手段115は、上記アクセス履歴情報が所定値以上となる記録媒体4上の領域を不良領域として検出する。また、再生制御部113は、固定サイズブロックの再生時間に関する履歴情報を生成したのち該再生時間（読み出し時間）に関する履歴情報を上記固定サイズブロックに付加して記録し、上記再生時間に関する履歴情報

が所定値以上となる記録媒体4上の領域を不良領域として検出する。

上記書き込み時間履歴、読み出し時間履歴に代えて、固定サイズブロック内の不良セクタの数を用いてもよい。また、上記のように特定のスレッシュホールドレベルで固定サイズブロックの良、不良を決めるのではなく、上記不良セクタの検出手順で、アクセス履歴の

10

20

30

40

50

示す値に応じて複数段階のレベルを生成しておき、使用するアプリケーションに対応して当該レベルを選択するようにしてもよい。

(第1の実施の形態)

図1は、本発明を適用したコンピュータの概略機能ブロック図であり、以下その構成を上記従来技術と異なる点のみ説明する。

〔記録フォーマット〕図3は、第1の記憶手段としてのハードディスク4における記録フォーマットを示す図であり、固定サイズブロックと次の固定サイズブロックとの間には本発明の効果を生み出す様々な情報が付加記録(格納)される。

【0030】

すなわち、各ハードディスク4(k)の先頭セクタ(最新ストリーム情報格納セクタ200)には、ストリームデータを記録する度に後述するストリーム情報が格納される。尚、ここで一連の連続した場面を表現する映像データをストリームデータと称しており、1つのファイルは少なくとも1つのストリームデータより構成されることになる。

【0031】

また、固定サイズブロックが記録される最終セクタ(検索情報格納セクタ201)の余り領域には後述する検索情報が格納される。この検索情報が最終セクタの余り領域より大きい場合は、最終セクタの次のセクタを上記検索情報格納セクタ201としてもかまわない。

【0032】

更に、上記検索情報格納セクタ201の次のセクタ(分割保存情報格納セクタ202)には後述する分割保存情報が格納され、この分割保存情報格納セクタ202の次のセクタ(書き込み時間履歴情報格納セクタ203)には後述する書き込み時間履歴情報が格納され、更にその次のセクタ(読み出し時間履歴情報格納セクタ204)には後述する読み出し時間履歴情報が格納される。

【0033】

なお、図3に示す書き込み時間履歴情報格納セクタ203および読み出し時間履歴情報格納セクタ204に格納される情報は、いずれも固定サイズブロックの書き込み、読み出しの時間履歴に関する情報である。

〔記録手順〕

まず、ストリームデータをハードディスク4に記録する手順を説明する。

【0034】

I/Oアダプタ10への入力映像を表示するモニタを見たユーザがマウス等を用いて記録指示をした場合などストリームデータをハードディスク4に記録する必要がある場合、CPU9の制御の下、記録制御部111に含まれる入力手段と書き込み手段とが起床する。

【0035】

すなわち、記録制御部111は、図4に示すように入力手段17と書き込み手段18と記録バッファマネージャ16とより構成され、この記録バッファマネージャ16は、ストリームデータを固定サイズブロック単位に格納する記録バッファ14と、この記録バッファ14において固定サイズブロックのデータが格納されている領域のアドレスを保持する記録管理キュー15(k)(各ハードディスク4(k)それぞれに対応している)とを管理する。なお、記録バッファ14および記録管理キュー15(k)は、いずれもメモリ5内に形成される。

【0036】

以下、上記のように起床した入力手段17が行う処理(以下「入力処理」という)の手順を図13に示すフローチャートに従って説明する。

【0037】

まず、入力手段17はメモリ5に検索情報を生成する(図13、ステップS1)。この検索情報とは、固定サイズブロック(以下「ブロック」という)に関する各種情報であり、ストリームデータを構成するブロック単位に生成される情報である。本発明では、図7に

10

20

30

40

50

示す検索情報構造体 2 3 1 をメモリ 5 に生成した後、この検索情報構造体 2 3 1 に以下の情報をセットすることによって検索情報を生成するようにしている。

【 0 0 3 8 】

すなわち、「認証文字列エリア」には、検索情報であることを示す認証文字列（検索情報認証文字列）をセットし、「シリアル番号エリア」には、当該記録対象であるストリームデータの先頭ブロックから最終ブロックまで順に割り付けたシリアル番号をセットする。また、「作成時間エリア」には、所定の精度（例えば 0 . 0 0 1 秒の精度）で現在時刻を保持する時計素子（図 1 に示す R T C 6 0 ）から現在時刻を取得してセットし、「作成者エリア」には、ファイル管理部 1 1 2 から作成者情報を取得してセットする。更に、「最終ブロックフラグエリア」には、当該ブロックが最終ブロックであればその旨を示す情報（フラグ）をセットする。

10

【 0 0 3 9 】

なお、「作成時間エリア」にセットされる現在時刻（当該記録の開始時間に相当する）及び「作成者エリア」にセットされる作成者情報（当該記録を指示したユーザ情報である）は、当該記録対象であるストリームデータの先頭ブロックから最終ブロックまで同一値である。

【 0 0 4 0 】

次いで、入力手段 1 7 はファイル管理情報を所定数 m に分割した情報（以下「分割保存情報」という）である分割保存情報を収納する、図 8 に示す分割保存情報構造体 2 4 1 をメモリ 5 に必要数生成する（図 1 3、ステップ S 2 ）。

20

【 0 0 4 1 】

上記ファイル管理情報は現在ファイル管理部 1 1 2 で管理しているファイル管理情報であり、第 2 の記録手段（例えばハードディスク）に格納されている。従って、当然のことながらこのファイル管理情報には現在書き込み途中であるストリームデータに関する情報は含まれない。また、上記必要数とは、全ファイル管理情報を分割保存するのに必要な数であり、ここではファイル管理情報の総数 m に相当する。すなわち、ファイル管理情報は、図 6 に示す 4 種類の構造体（共通情報構造体 2 2 1 ・ボリューム情報構造体 2 2 2 ・ストリーム情報構造体 2 2 3 ・空き領域情報構造体 2 2 4 ）に分類することができる。

【 0 0 4 2 】

上記共通情報構造体 2 2 1 は対象ファイルにつき 1 つ、ボリューム情報構造体 2 2 2 は対象ファイルを収納する論理空間に関する情報を格納する構造体であって、通常 1 ファイルにつき 1 つ、ストリーム情報構造体 2 2 3 は 1 のファイルを構成するストリームデータに関する情報を格納する構造体であって、1 ファイルを構成するストリームの数だけ必要であり、更に、空き領域情報構造体 2 2 4 は、対象ファイルを収納する論理空間の空きファイルに関する情報を収納する構造体であり、連続した一連の空き空間ごとに 1 つ割り当てられる。上記総数 m は上記の構造体の総数を意味することになる。

30

【 0 0 4 3 】

これら 4 種類の構造体のサイズはいずれも分割保存情報構造体 2 4 1 のデータ保存領域 2 4 1 d（図 8 参照）のサイズを越えないようにしている。従って、上記のように m 個の分割保存情報構造体 2 4 1（以下「分割保存情報構造体 2 4 1 (1) ~ (m)」と表す）を生成しておけば全ファイル管理情報を分割保存できる。

40

【 0 0 4 4 】

ここで、入力手段 1 7 は、上記のように分割保存情報構造体 2 4 1 (1) ~ (m) を生成する一方で上記 4 種類の構造体をファイル管理部 1 1 2 より順次取得し、これら構造体を分割保存情報構造体 2 4 1 (1) ~ (m) の「データ保存領域」に順次コピーした後、更に以下の情報を分割保存情報構造体 2 4 1 (1) ~ (m) にセットする。

【 0 0 4 5 】

すなわち、「認証文字列エリア」には、分割保存情報であることを示す認証文字列（分割保存情報認証文字列）をセットし、「フォーマット種別エリア」には、ファイル管理情報のフォーマット種別（バージョン情報）をファイル管理部 1 1 2 より取得してセットし、

50

「総セクタ数エリア」には、全分割保存情報構造体 2 4 1 を格納するために必要なセクタ数つまり分割保存情報構造体 2 4 1 の総数 m をセットする。また、「セクタシリアル番号エリア」には、当該分割保存情報構造体 2 4 1 が生成された順番を示す番号つまり 1 から m までのいずれかをセットし、「構造体種別エリア」には、当該分割保存情報構造体 2 4 1 の分割保存対象が上記 4 種類の構造体のいずれであるかを示す認証文字列をセットする。更に、「構造体分割数エリア」には、当該分割保存対象である情報の分割数（後述する）をセットし、「構造体分割シリアル番号エリア」には、当該分割保存対象である情報を分割した順に割り付けたシリアル番号（後述する）をセットし、「有効データ領域サイズエリア」には、当該分割保存対象である情報の有効サイズ（有効に存在するサイズ）をセットする。

10

【0046】

なお、上述した通り、上記 4 種類の構造体のサイズは通常データ保存領域 2 4 1 d のサイズより小さいため、「構造体分割数エリア」および「構造体分割シリアル番号エリア」には 1 がセットされることになる。また、各分割保存情報構造体 2 4 1 (m) はそれぞれ 1 つのセクタ（分割保存情報格納セクタ 2 0 2）に格納するため、分割保存情報構造体 2 4 1 のサイズは、セクタサイズである 5 1 2 バイトとしている（後述する書き込み時間履歴情報構造体 2 5 1 および読み出し時間履歴情報構造体 2 5 2 も同様の理由で 5 1 2 バイトとしている）。

【0047】

次いで、入力手段 1 7 は、これより入力するストリームデータを格納するための領域を記録バッファマネージャ 1 6 に問い合わせ、この問い合わせを受けた記録バッファマネージャ 1 6 は、後述する B ポインタ 2 1 2 を入力手段 1 7 に返す（図 1 3、ステップ S 3）。

20

【0048】

ところで、ハードディスクにおける書き込み・読み出しはセクタ単位に行われる。従って、1 のブロックのデータをハードディスクに書き込む場合、書き込み命令の書き込みサイズとして 1 ブロックのデータサイズを指定したとしても必ずセクタサイズの N 倍のサイズの領域が使用されることになり、その結果、最終のセクタには意味のないデータが発生する。例えば 5 1 3 バイトのデータをハードディスクに書き込む場合、ハードディスクのセクタサイズは 5 1 2 バイトであるので実際には 2 セクタ分の領域（1 0 2 4 バイトの領域）が使用されることになるが、この場合、2 セクタ目において有効なデータは先頭 1 バイト

30

【0049】

そこで記録バッファマネージャ 1 6 は、本発明では、図 1 1 に示すように“（ブロックを書き込むために必要なセクタ数 $N \times$ セクタサイズ）+（セクタサイズ $\times 3$ ）”のサイズの領域を記録バッファ 1 4 上の確保する。そして、上記 $N + 3$ セクタの内の 3 番目のセクタの先頭位置である B ポインタ 2 1 2 からブロックサイズのデータを格納すると、上記 $N + 3$ セクタの内の最後から 2 番目のセクタに余り領域が発生することになる。このセクタの余り領域（先頭位置 C ポインタ 2 1 3）に検索情報構造体 2 3 1 が格納されるようになっている。

40

【0050】

尚、図 1 1 において、メモリ 5 に確保された領域の最初の 2 セクタ（A ポインタ）と、最後の 1 セクタ（D ポインタ）については後述する。

【0051】

このようにすれば、上記 $N + 3$ セクタの内の最後から 2 番目の余り領域に検索情報構造体 2 3 1 が書き込まれることになるため、意味のないデータの発生を最小限に抑えることができる。また、ハードディスク 4 の記憶フォーマット（図 3 (a)）とメモリブロックの格納フォーマット（図 3 (b)、図 1 1）とが同一でない点については後述する。

【0052】

次いで、入力手段 1 7 は、上記のように取得した B ポインタ 2 1 2 を指定してストリームデータを格納するよう I/O アダプタ 1 0 に指示し、この指示を受けた I/O アダプタ 1

50

0 は、上記 B ポインタ 2 1 2 が示す領域に当該記録対象であるストリームデータの先頭ブロックを格納する（図 1 3、ステップ S 4）。この格納処理の間、入力手段 1 7 は休止している。

【 0 0 5 3 】

上記格納処理が完了すると、入力手段 1 7 は、シリアル番号 1 の検索情報構造体 2 3 1 を C ポインタ 2 1 3（図 1 1 参照）が示す領域に格納した後、分割保存情報構造体 2 4 1 (1) を D ポインタ 2 1 4（図 1 1 参照）が示す領域に格納する（図 1 3、ステップ S 5 S 6）。

【 0 0 5 4 】

次いで、入力手段 1 7 は、分割保存情報構造体 2 4 1 の格納が完了した旨を記録バッファマネージャ 1 6 に通知するとともに記録管理キュー 1 5 (1) に A ポインタ 2 1 1（図 1 1 参照）を渡した後、書き込み手段 1 8 を起床させる（図 1 3、ステップ S 7 S 8）。 10

【 0 0 5 5 】

以上の手順を各ブロックについて繰り返し（図 1 3、ステップ S 9 : N o）ストリームデータの最終ブロックについての格納が完了すると（図 1 3、ステップ S 9 : Y e s）当該入力処理を終了する。

【 0 0 5 6 】

なお、上記の説明は先頭ブロックを入力する手順であるため D ポインタ 2 1 4 には分割保存情報構造体 2 4 1 (1) を格納する（図 1 3、ステップ S 7）こととしているが、以降、2 番目のブロックを入力する手順では分割保存情報構造体 2 4 1 (2) を格納し 3 番目のブロックを入力する手順では分割保存情報構造体 2 4 1 (3) を格納するというように分割保存情報構造体 2 4 1 (m) まで順に格納し終えたら再び分割保存情報構造体 2 4 1 (1) から格納する（分割保存情報をサイクリックに格納する）ようにしている。 20

【 0 0 5 7 】

次に、上記のように起床した書き込み手段 1 8 が行う処理（以下「書き込み処理」という）の手順を図 1 4 に示すフローチャートに従って説明する。

【 0 0 5 8 】

まず、書き込み手段 1 8 は、各ハードディスク 4 (k) における空き領域の先頭アドレスをファイル管理部 1 1 2 より取得し、一旦休止状態となる（図 1 4、ステップ S 1 1 S 1 2）。なお、ファイル管理部 1 1 2 は、空き領域情報構造体 2 2 4（図 6 参照）の内容に基づいて上記空き領域の先頭アドレスを特定する。 30

【 0 0 5 9 】

次いで、書き込み手段 1 8 は、上記のように入力手段 1 7 によって起床されると（図 1 3、ステップ S 8 参照）、書き込むべきデータが存在するか否かを記録バッファマネージャ 1 6 に問い合わせ、この問い合わせを受けた記録バッファマネージャ 1 6 は、上記のように記録管理キュー 1 5 (k) に格納した A ポインタ 2 1 1（以下「書き込みアドレス」という）を書き込み手段 1 8 に返す（図 1 4、ステップ S 1 3 (k) S 1 4 (k) S 1 5 (k)）。ただし、問い合わせ対象であるハードディスク 4 (k) に書き込むべきデータが存在しない場合（図 1 4、ステップ S 1 3 (k) : N o）や、問い合わせ対象であるハードディスク 4 (k) が記録処理中である場合（図 1 4、ステップ S 1 4 (k) : Y e s）、書き込み手段 1 8 は、次のハードディスク 4 (k) について上記と同様の問い合わせをする。 40

【 0 0 6 0 】

次いで、書き込み手段 1 8 は、上記書き込みアドレスによって特定されるハードディスク 4 (k) に対して書き込み命令を発行する（図 1 4、ステップ S 1 6 (k)）。

【 0 0 6 1 】

以下、上記書き込み命令の発行手順（図 1 4、ステップ S 1 6 (k)）を図 1 5 に従って更に詳しく説明する。

【 0 0 6 2 】

まず、書き込み手段 1 8 は、当該書き込み命令が最初の書き込み命令であるか否かを判定する（図 1 5、ステップ S 1 6 -1(k)）。ここでいう最初の書き込み命令とは、当該記録 50

処理において最初に発行された書き込み命令を意味する。

【 0 0 6 3 】

ここで、当該書き込み命令が最初の書き込み命令である場合、書き込み手段 1 8 は、R T C 6 0 から現在時刻を取得し、この現在時刻を書き込み命令発行時間としてメモリ 5 に保存した後、直ちに、上記 A ポインタ 2 1 1 のアドレスに 2 セクタ分を加算したアドレス (B ポインタ) から、上記メモリブロックのサイズより 2 セクタ分減算したサイズ (N + 1 セクタ分のサイズ) を指定して書き込み命令を発行する (図 1 5、ステップ S 1 6 -1(k) S 1 6 -5(k) S 1 6 -6(k))。

【 0 0 6 4 】

上記 2 セクタ分を加算あるいは減算するようにしたのは、以降の手順において図 9 に示すアクセス時間履歴情報 (書き込み時間履歴情報構造体 2 5 1 および読み出し時間履歴情報構造体 2 5 2) を上記 A ポインタ 2 1 1 が示す領域に格納するためである。

【 0 0 6 5 】

一方、当該書き込み命令が 2 回目以降の書き込み命令である場合、書き込み手段 1 8 は、まず、上記 A ポインタ 2 1 1 が示す領域にアクセス時間履歴情報 (生成手順については後述する) を格納し、次いで、上記と同様の手順で書き込み命令発行時間をメモリ 5 に保存した後、直ちに、上記 A ポインタ 2 1 1 のアドレスと上記メモリブロックのサイズ (N + 3 セクタ分のサイズ) とを指定して書き込み命令を発行する (図 1 5、ステップ S 1 6 -1(k) S 1 6 -2(k) S 1 6 -3(k) S 1 6 -4(k))。

【 0 0 6 6 】

この時点で、当該メモリブロックには、先頭から “ 「アクセス時間履歴時間情報」 「ブロック」 「検索情報」 「分割保存情報」 ” が格納されていることになるが、括弧内の先頭に示す「アクセス時間履歴情報」は、次の B ポインタに書き込まれる「ブロック」に関する情報ではなく、前回の書き込み命令発行時において生成されたブロックに関する情報である。例えば、ブロックを A、B、C・・・とし、これらブロックに対応するアクセス時間履歴情報を A'、B'、C'・・・とした場合、< A の書き込み > < A' の書き込み > < B の書き込み > < B' の書き込み > < C の書き込み >・・・とするのではなく、< A の書き込み > < A' + B の書き込み > < B' + C の書き込み >・・・という手順としている (< > は 1 の書き込み範囲を表す)。このようにアクセス時間履歴情報を当該ブロックの次のブロックに付加して書き込む手順 (A' を B とともに書き込む) によれば、書き込み命令発行数の増加を防止できる。

【 0 0 6 7 】

以上のように書き込み命令を発行した書き込み手段 1 8 は、各コントローラ 6 (k) がハードディスク 4 (k) へ書き込みをしている間は休止状態となり、いずれかへの書き込みが完了した時点で起床してアクセス時間履歴情報を生成する (図 1 4、ステップ S 1 7 S 1 8 S 1 9)。

【 0 0 6 8 】

以下、ハードディスク 4 (1) への最初のブロックのデータを書き込みが完了した時点で起床した書き込み手段 1 8 がアクセス時間履歴情報を生成 (図 1 4、ステップ S 1 9) する手順を図 1 6 に示すフローチャートを用いて詳しく説明する。

【 0 0 6 9 】

まず、書き込み手段 1 8 は R T C 6 0 から現在時刻を取得し、この現在時刻から上記のようにメモリ 5 に保存したハードディスク 4 (1) に対する書き込み命令発行時間を減算することによって、書き込み命令を発行してから書き込みが完了するまでの時間 (以下「書き込み時間」という) を算出する (図 1 6、ステップ S 1 9 -1 S 1 9 -2)。

【 0 0 7 0 】

次いで、書き込み手段 1 8 は、2 セクタ分の領域をメモリ 5 に確保した後、上記ハードディスク 4 (1) に既にかき込まれている (上書きの場合) アクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3・2 0 4 (図 3 (a) 参照) を読み出して、このように読み出した情報にアクセス時間履歴情報認証文字列が格納されているか否かを確認する (図 1 6、ステップ S 1 9 -3

10

20

30

40

50

S 1 9 -4)。

【 0 0 7 1 】

ここで、書き込み手段 1 8 は、認証文字列を確認した場合には上記のように読み出した情報をアクセス時間履歴情報であるとみなし、当該書き込み時間履歴情報構造体 2 5 1 のサンプル時間格納領域における所定位置（初期値：「書き込み時間サンプル 1」格納領域の位置）に上記書き込み時間を格納する（図 1 6、ステップ S 1 9 -4：Y e s S 1 9 -6）。なお、書き込み時間を格納し終えた書き込み手段 1 8 は、次の書き込み時間格納に備えて履歴開始ポインタ（上記所定位置を特定する）に 1 を加算しておく。また、サンプル時間格納領域が満杯になったら、古いサンプル時間から順に上書きする。すなわち通常、同じ領域のデータを幾度も読み書きするが、その度に書き込み時間を記録して、当該領域の書き込み時間の履歴を残し、後に不良セクタの検出に利用するようにしている。

10

【 0 0 7 2 】

一方、上記認証文字列を確認できなかった場合の書き込み手段 1 8 は、当該書き込みが当該ハードディスク 4 (1) において未だデータが書き込まれていない状態での書き込み（新規書き込みであり未だアクセス時間履歴情報構造体はハードディスク上の書き込まれていない）であるものとみなし、まず、書き込み時間履歴情報構造体 2 5 1 および読み出し時間履歴情報構造体 2 5 2 をメモリ 5 に新規生成する。その後、上記認証文字列を確認した場合と同様の手順で書き込み時間を格納する（図 1 6、ステップ S 1 9 -4：N o S 1 9 -5 S 1 9 -6）。

【 0 0 7 3 】

20

上記書き込み命令発行ステップ（図 1 5、ステップ S 1 6 -2(k)）で使用したアクセス時間履歴情報は、ここで生成されたアクセス時間履歴情報である。すなわち、上記のように書き込み時間を格納したアクセス時間履歴情報は、書き込み手段 1 8 によって上記 A ポインタ 2 1 1 が示す領域に格納された後、コントローラ 6 (k) によって、次のブロックサイズのデータとともに上記アクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3・2 0 4 に書き込まれることになる。尚、図 1 1 のメモリ 5 の格納フォーマットを図 3 (b) に、また、書き込み単位を図 3 (c) に示して、ハードディスク 4 への格納フォーマットと比較できるようにした。

【 0 0 7 4 】

なお、上記したアクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3・2 0 4 の読み出し（図 1 6、ステップ S 1 9 -3）はストリームデータ記録処理中に行われるため、このような読み出しによれば記録パフォーマンスの低下が懸念される。しかしながら、この読み出し直前における磁気ヘッドは、分割保存情報格納セクタ 2 0 2 について書き込みをした位置で停止しているため、分割保存情報格納セクタ 2 0 2 の次セクタであるアクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3・2 0 4 を読み出すことによって磁気ヘッドのシーク負荷は全く生じない。

30

【 0 0 7 5 】

以上のように書き込み時間履歴情報構造体 2 5 1 に書き込み時間を追加した書き込み手段 1 8 は、ハードディスク 4 (1) への書き込みが完了した旨を記録バッファマネージャ 1 6 に通知するとともに、ハードディスク 4 (1) に対応する記録管理キュー 1 5 (1) の所定位置に書き込み完了を示す値を格納する（図 1 4、ステップ S 2 0）。

40

【 0 0 7 6 】

ここで、休止状態にある書き込み手段 1 8（図 1 4、ステップ S 1 8）が起床するのは、上記した場合（ハードディスク 4 (k) のいずれかが書き込みを完了した場合）だけでなく、入力手段 1 7 が起床命令を発行した場合（図 1 3、ステップ S 8）にも起床する。ただし、この場合は、書き込むべきメモリ 5 上に存在するか否かを書き込み手段 1 8 が記録バッファマネージャ 1 6 に問い合わせる手順へ移行する（図 1 4、ステップ S 1 8 S 1 3 (k)）。

【 0 0 7 7 】

このように、本発明では、あるハードディスク（例えば 4 (1)）への書き込み命令が終了した時点で次のハードディスク（例えば 4 (2)）に書き込むべき領域が存在する場合には

50

、直ちに上記次のハードディスク 4 (2) に対して書き込み命令を発行する手順としている。このようにすれば、ハードディスク 4 (1) ~ (4) に対してパラレルに書き込み命令を発行していることになり、その結果、ハードディスク 4 (k) のアイドル時間とホストバス 1 のアイドル時間とを極力抑えてストリームデータを記録し続けることができる。

【 0 0 7 8 】

また、各記録管理キュー 1 5 (k) に書き込みアドレスが存在せず、かつ、ストリームデータの入力終了している場合 (図 1 4、ステップ S 2 1 : Y e s)、書き込み手段 1 8 は、各ハードディスク 4 (k) それぞれに対して最後に書き込んだブロック (最後のブロック) のアクセス時間履歴情報を書き込んだ後、上記のように生成した検索情報をファイル管理部 1 1 2 に渡し、これによってストリームデータの登録が完了する (図 1 4、ステップ S 2 2 S 2 3)。上記最後のブロックのアクセス時間履歴情報の書き込み (図 1 4 ステップ 2 2) が必要であるのは、格納フォーマットと記録フォーマットとが異なる点を考えれば当然である。

【 0 0 7 9 】

ここで、後述する復旧処理 (復旧手順 2) に備え、当該ストリームデータについてのストリーム情報構造体 2 2 3 (最新のストリーム情報である旨を示す情報) を生成し、このストリームデータ構造体 2 2 3 を最新ストリーム情報格納セクタ 2 0 0 に書き込むようにしている (図 1 4、ステップ S 2 4)。上記ストリーム情報構造体 2 2 3 を生成するのは書き込み手段 1 8 であってもファイル管理部 1 1 2 であってもかまわない。

【 0 0 8 0 】

以上の結果、図 3 に示すフォーマットでストリームデータがハードディスク (k) に記録されたことになる。

〔再生手順〕

以下、上記のように記録したストリームデータを再生する手順を説明する。

【 0 0 8 1 】

まず、図示しないアプリケーション等が各 S C S I アダプタ 2 (k) のコントローラ 6 (k) に再生を指示した場合などハードディスク 4 に記録されたストリームデータを再生する必要がある場合、C P U 9 の制御の下、再生制御部 1 1 3 に含まれる読み出し手段が起床する。

【 0 0 8 2 】

すなわち、再生制御部 1 1 3 は、図 5 に示すように読み出し手段 2 2 と出力手段 2 3 と再生バッファマネージャ 1 9 とより構成され、この再生バッファマネージャ 1 9 は、ブロック単位にストリームデータを格納する再生バッファ 2 0 (1 メモリブロックの詳細を図 1 2 に示す) と、この再生バッファ 2 0 上の所定アドレスを保持する読み出し管理キュー 2 1 とを管理する。なお、再生バッファ 2 0 および再生管理キュー 2 1 は、いずれもメモリ 5 内に形成される。

【 0 0 8 3 】

以下、上記のように起床された読み出し手段 2 2 が行う処理 (以下「読み出し処理」という) の手順を図 1 7 に示すフローチャートに従って説明する。

【 0 0 8 4 】

まず、読み出し手段 2 2 は、読み出すべき (再生すべき) データが存在するか否かをファイル管理部 1 1 2 に問い合わせ、この問い合わせを受けたファイル管理部 1 1 2 は、読み出すべきデータが記録されているハードディスク 4 上の領域の先頭アドレスを読み出し手段 2 2 に返す (図 1 7、ステップ S 3 0)。なお、ファイル管理部 1 1 2 は、ストリーム情報構造体 2 2 3 (図 6 参照) 等に基づいて上記先頭アドレスを特定する。

【 0 0 8 5 】

次いで、読み出し手段 2 2 は、再生すべきデータを読み出して一時格納するためのメモリ 5 上の領域を再生バッファマネージャ 1 9 に問い合わせ、この問い合わせを受けた再生バッファマネージャ 1 9 は、メモリ 5 上の再生バッファ 2 0 における空き領域のアドレス (格納アドレス) を読み出し手段 2 2 に返す (図 1 7、ステップ S 3 1 S 3 2 : Y e s)

10

20

30

40

50

。

【 0 0 8 6 】

ここで、読み出し手段 2 2 は、まず上記のように取得した先頭アドレスに基づいて読み出し対象であるハードディスク 4 (k) の順番と領域とを決定し、次いで、R T C 6 0 より現在時刻を取得し、この現在時刻を読み出し命令発行時間としてメモリ 5 に保存した後、直ちに、上記のように決定したハードディスク 4 (k) に対応するコントローラ 6 (k) に対して読み出し命令を発行する (図 1 7、ステップ S 3 3 S 3 4)。

【 0 0 8 7 】

上記読み出し命令の読み出しサイズは、図 1 2 に示すメモリブロックのサイズである。従って、上記読み出し命令を受けたコントローラ 6 (k) は、ブロックの先頭セクタから読み出し時間履歴情報格納セクタ 2 0 4 までを読み出すことになる。この読み出しの間、読み出し手段 2 2 は休止している (図 1 7、ステップ S 3 5)。

【 0 0 8 8 】

次いで、読み出し手段 2 2 は R T C 6 0 から現在時刻を取得し、この現在時刻から上記のようにメモリ 5 に保存した読み出し命令発行時間を減算することによって、読み出し命令を発行してから読み出しが完了するまでの時間 (以下「読み出し時間」という) を算出する (図 1 7、ステップ S 3 6 S 3 7)。

【 0 0 8 9 】

ここで、読み出し手段 2 2 は、現在の履歴開始ポインタが示す位置 (初期値: 図 9 に示す「読み出し時間サンプル 1」格納領域の位置) に上記のように算出した読み出し時間を格納する (図 1 7、ステップ S 3 8)。なお、履歴開始ポインタに 1 を加算しておく点および古いサンプル時間を上書きする点は、上記書き込み処理と同様である。

【 0 0 9 0 】

次いで、読み出し手段 2 2 は、再生バッファマネージャ 1 9 に対して読み出し完了を通知するとともに、読み出し管理キュー 2 1 の先頭から再生バッファ 2 0 の格納アドレスをセットしていく (図 1 7、ステップ S 3 9)。

【 0 0 9 1 】

ここで、上記した手順を継続すると、再生バッファ 2 0 の空き領域がなくなるため読み出し手段 2 2 が格納アドレスを取得できなくなる。そこで、再生バッファ 2 0 の空き領域がなくなると、読み出し手段 2 2 は出力手段 2 3 を起床させたのち休止するようにしている (図 1 7、ステップ S 3 1 S 3 2: N o S 4 1 S 4 2)。

【 0 0 9 2 】

次に出力手段 2 3 が行う処理 (以下「出力処理」という) の手順を図 1 8 に示すフローチャートに従って説明する。

【 0 0 9 3 】

上記のように読み出し手段 2 2 によって起床された出力手段 2 3 は、出力すべきデータが存在する領域を再生バッファマネージャ 1 9 に問い合わせ、この問い合わせを受けた再生バッファマネージャ 1 9 は、出力すべきデータが存在する領域のアドレス (再生バッファ 2 0 上のアドレスであり、以下「出力アドレス」という) を出力手段 2 3 に返す (図 1 8、ステップ S 5 0 S 5 1)。

【 0 0 9 4 】

次いで、出力手段 2 3 は、上記のように取得した出力アドレスに格納されているブロックのデータを出力するよう I / O アダプタ 1 0 に指示し、この指示を受けた I / O アダプタ 1 0 は、上記ブロックのデータをストリームデータに再構築した上で図示しないアプリケーション等に向けて出力する (図 1 8、ステップ S 5 2)。これによって、上記アプリケーション等がストリームデータの再生を開始することになる。

【 0 0 9 5 】

上記出力が完了すると出力手段 2 3 が起床し、このように起床した出力手段 2 3 は、ストリームデータの出力が完了した旨を再生バッファマネージャ 1 9 に通知するとともに、ストリームデータ出力完了を示す値を読み出し管理キュー 2 1 にセットする (図 1 8、ステ

10

20

30

40

50

ップ S 5 3 S 5 4)。

【 0 0 9 6 】

ここで、上記出力が完了した時点で、再生バッファ 2 0 には 1 ブロック分の空き領域ができる。従って、上記時点で出力手段 2 3 は読み出し手段 2 2 を起床 (図 1 8、ステップ S 5 5) し、このように起床した読み出し手段 2 2 は上記空き領域のアドレスを取得する (図 1 7、ステップ S 4 2 S 3 1)。このようにすれば、再生バッファ 2 0 の空き領域に対して常に読み出しをすることができる。

【 0 0 9 7 】

〔 復旧手順 1 〕

以下、何らかの不都合が発生したことによってファイル管理情報が破壊された場合に上記検索情報を使用してファイル管理情報を復旧させる手順を図 1 9 および図 2 0 に示すフローチャートに従って説明する。

10

【 0 0 9 8 】

まず、以下に説明する復旧条件をユーザが指示入力すると、復旧手段 1 1 4 は、ステータスを認証するステータスの状態を〔空き領域〕に、またフレームカウンタ (ブロック数をカウントするカウンタ) を 0 に、更に、空き領域先頭フレーム、および、ストリーム先頭フレームを 0 に初期化する。尚、この設定値はメモリ 5 の所定領域に格納される (図 1 9、ステップ S 6 0 S 6 1)。

【 0 0 9 9 】

本発明では、日付情報および作成者情報を検索情報構造体 2 3 1 に格納するようにしているため、上記復旧条件として、例えば “ Y 年 M 月 D 日以降のストリームを復旧させる ” 或いは “ あるユーザが作成したストリームデータのみを復旧させる ” 等、日付や作成者に関する条件を入力する。

20

【 0 1 0 0 】

次いで、復旧手段 1 1 4 は、ハードディスク 4 (1) における最初の検索情報格納構造体 2 3 1 を読み出し、このように読み出した情報に検索情報認証文字列が格納されているか否かを確認する (図 1 9、ステップ S 6 2 S 6 3 S 6 4)。

【 0 1 0 1 】

上記認証文字列が格納されていることを確認した復旧手段 1 1 4 は、ステータスが〔空き領域〕になっているか否かを確認し、〔空き領域〕のときには更に、シリアル番号が 0 であるか否か、すなわち、最初の検索情報格納構造体 2 3 1 を読み出した段階であるか否かを判断する。ここで最初の検索情報格納構造体 2 3 1 を読み出した段階であるときには、当該検索情報構造体 2 3 1 に格納されている日付情報および作成者情報が上記のように指示入力された復旧条件を満たしていることを確認した後、フレームカウンタの値をフレーム領域先頭フレームの値とし、ステータスの状態を〔ストリーム領域〕に設定する (図 1 9、ステップ S 6 4 : Y e s 図 2 0、ステップ S 6 5 - 0 S 6 5 - 1 S 6 5 - 2 S 6 5 - 3 S 6 5 S 6 5 - 41 S 6 5 - 42)。

30

【 0 1 0 2 】

次いで、復旧手段 1 1 4 は、フレームカウンタをカウントアップして、次の検索情報格納構造体 2 3 1 を読み出す (図 1 9 ステップ S 6 6)。

40

、このように読み出した検索情報構造体 2 3 1 に格納されているシリアル番号がシリアルライズ (前回のシリアル番号 + 1) であることを確認した後、当該検索情報構造体 2 3 1 に終了ブロックフラグが立っているか否かを判定する (図 1 9、ステップ S 6 6 S 6 2 S 6 3 S 6 4 図 2 0、ステップ S 6 5 - 5 S 6 5 - 6)。

【 0 1 0 3 】

ここで、終了ブロックフラグが立っているときには、現在のフレームカウンタの値をストリーム域終了フレームの値とし、上記先頭フレームの値と終了フレームの値をファイル管理部 1 1 2 に通知する (図 2 0、ステップ S 6 5 - 71 S 6 5 - 72)。これによって、ファイル管理部 1 1 2 は、例えば図 2 1 (a) の領域 (I) についてのストリーム情報構造体 2 2 3 を作成できることになる。

50

【0104】

このとき、空き領域先頭フレーム = 0 であり、ストリーム領域先頭フレーム = 0 であるので、この両者を比較する段階で否定回答となり、空き領域先頭フレームの値が現在のフレームカウンタの値 + 1 (= とする) に設定され、ステータスは〔空き領域〕に設定される (ステップ S 6 5 -73 No S 6 5 -76 S 6 5 -77)。

【0105】

ところで、ハードディスクは何度か異なるデータが上書きされ、従って、図 2 1 (a) の領域 (II) の領域のように何らかの不要なデータが書かれている場合がある。ここで、当該不要なデータの先頭の検索情報のシルアス番号は 0 でなく、また、終了ブロックフラグが立っていない場合を想定する。

10

【0106】

この場合、上記領域 (I) から領域 (II) に連続して検索情報を取得していく手順を考察する。上記のように領域 (I) のストリーム情報構造体 2 2 3 を作成した後の段階で、ステータスは〔空き領域〕に設定されている (S 6 5 -76)。次いで、フレームカウンタのカウントアップの段階 (S 6 6) を経て次のブロックの検索情報を取得することを繰り返す。更に、図 2 1 (a) の領域 (III) のストリーム領域の最初のブロックの検索情報を取得した段階にさしかかると、このときのフレームカウンタの値 (= とする) がストリーム領域先頭フレームの値として設定され、ステータスは〔ストリーム領域〕に設定される (ステップ S 6 5 -41 、 S 6 5 -42)。

【0107】

20

次いで、図 2 0 の右側のルーチンを繰り返し、終了ブロックフラグが立っていると、上記のようにストリーム情報構造体 2 2 3 を作成する (ステップ S 6 5 -62)。このとき、空き領域先頭フレーム領域 = であり、ストリーム領域先頭フレーム = であるので、空き領域終了フレームを、上記 - 1 として、上記空き領域先頭フレーム と、上記空き領域終了フレーム - 1 をファイル管理部 1 1 2 に通知して領域 (II) についての空き領域構造体 2 2 4 を作成する (ステップ S 6 5 -73 Yes S 6 5 -74 S 6 5 -75)。

【0108】

上記図 2 1 (b) に示すように上記領域 (II) にストリームのシリアル番号が 0 で始まる領域 (IIb) があつたとしても、この領域 (IIb) でステータスは〔ストリーム領域〕になり (図 2 0 、ステップ S 6 5 -42)、この後は図 2 0 の S 6 5 -6 No S 6 6 のルーチンを繰り返すことになる。更に、領域 (III) の先頭フレームで再びストリーム領域先頭フレームが更新 (=) され (ステップ S 6 5 -5 S 6 5 -8 S 6 5 -1 ~ S 6 5 -42)、この後、領域 (III) のストリーム情報構造体 2 2 3 を作成した後に、上記領域 (II) 空き領域構造体 2 2 4 を作成することになる。

30

【0109】

上記の手順を全セクタについて実行し、ハードディスク 4 (1) ~ (4) において上記復旧条件を満たす全ストリームデータについてのストリーム情報構造体 2 2 3 を生成できる。

【0110】

尚、全セクタについての手順が終了した段階で、ステータス〔空き領域〕である場合は、フレームカウンタの値 - 1 を空き領域終了フレームの値として、ステップ S 6 5 -76 で設定された空き領域先頭フレーム (あるいは初期設定の 0) をファイル管理部 1 1 2 に通知する。ファイル管理部 1 1 2 はこれに基づいて空き領域構造体 2 2 4 を作成することになる (ステップ S 6 7 ~ S 6 9)。

40

【0111】

次いで、復旧手段 1 1 4 は、上記のように生成したストリーム情報構造体 2 2 3 に基づいて空き領域情報構造体 2 2 4 を生成する。すなわち、ストリーム情報構造体 2 2 3 によって特定される領域はストリームデータが記録されている領域 (ストリーム領域) であるため、このストリーム領域でない領域を空き領域とすれば全ての空き領域情報構造体 2 2 4 を生成できる。

【0112】

50

以上のように本実施の形態によれば、日付情報や作成者情報等からなる検索情報を付加してストリームデータを記録するようにしているため、日付や作成者等に基づいてファイル管理情報を復旧することができる。

【0113】

更に、この復旧方法によると、以下の説明する復旧手順2の場合とことになって、最新のストリームデータも復旧できることになる。

〔復旧手順2〕

以下、破壊されたファイル管理情報を上記分割保存情報を使用して復旧させる手順を図22および図23に示すフローチャートに従って説明する。

【0114】

まず、復旧手順を開始するようユーザが指示入力すると、復旧手段114は、ステータス番号を初期化(0をセット)し、このステータス番号をメモリ5の所定領域に格納した後、読み出し開始セクタを決定する(図22、ステップS70 S71)。

【0115】

上記読み出し開始セクタとは、復旧すべき分割保存情報を格納する分割保存情報格納セクタ202(総数m)の先頭セクタであり、最新ストリーム情報格納セクタ200に格納されているストリーム情報構造体223の「先頭セクタアドレス」によって特定されるセクタである。

【0116】

次いで、復旧手段114は、上記のように決定した読み出し開始セクタを読み出し、このように読み出した情報に分割保存情報認証文字列が格納されているか否かを確認する(図22、ステップS72 S73 S74)。

【0117】

上記認証文字列が格納されていることを確認した復旧手段114は、当該分割保存情報構造体241に格納されているファイル管理フォーマット種別情報が最新バージョン(現在、ファイル管理部112で管理する情報と同じバージョン)の情報であることを確認した後、当該分割保存情報構造体241に格納されているセクタシリアル番号が1であることを確認する(図22ステップS74: Yes 図23ステップS75-1 S75-2)。

【0118】

セクタシリアル番号が1であることを確認した復旧手段114は、当該分割保存情報構造体241の「総セクタ数エリア」にセットされている情報に基づいて“セクタサイズ×総セクタ数”を演算し、この演算によって得られるサイズの領域をメモリ5に確保する(図23、ステップS75-2: Yes S75-3)。以下、このように確保したメモリ領域をメモリ領域(1)～(m)と表す。

【0119】

次いで、復旧手段114は、上記のように確保したメモリ領域(1)に最初の分割保存情報構造体241をコピーした後、ステータス番号に1をセットする(図23、ステップS75-4 S75-5)。

【0120】

更に、復旧手段114は、次の分割保存情報格納セクタ202から分割保存情報構造体241を読み出し、このように読み出した分割保存情報構造体241についてファイル管理フォーマット種別及びセクタシリアル番号を確認した後、当該分割保存情報構造体241をメモリ領域(2)にコピーする(図22ステップS72 S73 S74 図23ステップS75-6 S75-7 S75-8)。

【0121】

上記手順を繰り返し(図22ステップS72 S73 S74 図23ステップS75-6 S75-7 S75-8 S75-9: No 図22ステップS72)、 “セクタシリアル番号 = 総セクタ数” となったら(図23ステップS75-9: Yes) 処理を終了する。

【0122】

以上の結果、上記メモリ領域(1)～(m)には全分割保存情報構造体241が格納されたこ

10

20

30

40

50

とになり、これら分割保存情報構造体 2 4 1 のデータ保存領域に格納されているデータ（ファイル管理情報である 4 種類の構造体のいずれである）をファイル管理部 1 1 2 に渡すことによって全ファイル管理情報を復旧できる。

【 0 1 2 3 】

なお、ここでは、ファイル管理情報である 4 種類の構造体の全てが分割保存情報構造体 2 4 1 のデータ保存領域より小さいサイズであることを前提に説明したが、上記構造体のいずれかがデータ保存領域より大きいサイズである場合には、複数のデータ保存領域に格納されているデータを結合して 1 構造体を復旧する。このような結合が可能であることは、分割保存情報構造体 2 4 1 の構成（「構造体分割数」「構造体分割シリアル番号」）より明らかである。

10

【 0 1 2 4 】

また、ファイル管理情報は、あくまで、あるファイルが記録媒体に格納された後に、ファイル管理部 1 1 2 で生成されるので、最新のストリーム情報には、当該最新のストリーム情報を格納する直前のストリームのファイル管理情報が分割して格納されることになる。従って、この復旧方法によれば、最新のストリームデータは復旧できないことになる。

【 0 1 2 5 】

また、ここでは 2 通りの復旧手順を別々に説明したが、これら復旧手順を併用してもよいことはいうまでもない。

（第 2 の実施の形態）

本実施の形態では、ストリームデータの記録パフォーマンスおよび再生パフォーマンスの低下を防止するため、以下に説明する不良領域検出手順を定期的に行うようにしている。

20

【 0 1 2 6 】

〔不良領域検出手順〕

不良領域を検出するようユーザが指示入力した場合など不良領域検出処理を開始する必要がある場合、CPU 9 の制御のもと不良領域検出手段 1 1 5 が起床し、このように起床した不良領域検出手段 1 1 5 は、まず、ハードディスク 4 (1) における最初のアクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3 ・ 2 0 4 を読み出し、このように読み出した情報にアクセス時間履歴情報認証文字列が格納されているか否かを確認する（図 2 4、ステップ S 8 0 S 8 1 S 8 2）。

【 0 1 2 7 】

上記認証文字列が格納されていることを確認した不良領域検出手段 1 1 5 は、これらアクセス時間履歴情報構造体より最新のサンプル時間を所定数（例えば 5 つ）ずつ抽出し、このように抽出した各サンプル時間と最大アクセス時間（設定値）との大小関係を調べる（図 2 4、ステップ S 8 2 S 8 3）。

30

【 0 1 2 8 】

上記最大アクセス時間は、ブロックのサイズ及びハードディスクの性能に基づいて決定する。例えばブロックのサイズが 1 2 0 K B でハードディスクが高性能（AV 用途）である場合、上記最大アクセス時間には 0 . 0 3 秒程度の値を設定するのが好ましい。

【 0 1 2 9 】

ここで、サンプル時間のすべてが最大アクセス時間より小さい場合、不良領域検出手段 1 1 5 は、次のアクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3 ・ 2 0 4 を読み出す（図 2 4、ステップ S 8 4 : N o S 8 0 S 8 1）。

40

【 0 1 3 0 】

一方、上記サンプル時間のいずれかが最大アクセス時間より大きい場合、不良領域検出手段 1 1 5 は、当該ブロックを不良ブロックであると判断し、メモリ 5 に不良ブロック構造体 2 6 1（図 1 0 参照）を生成して該不良ブロック構造体 2 6 1 をファイル管理部 1 1 2 に渡した後、次のアクセス時間履歴情報格納セクタを読み出す（図 2 4、ステップ S 8 4 : Y e s S 8 5 S 8 0 S 8 1）。なお、上記不良ブロック構造体 2 6 1 を受けたファイル管理部 1 1 2 は、この不良ブロック構造体 2 6 1 をファイル管理情報として登録する。

50

【 0 1 3 1 】

以上の手順をハードディスク 4 (1) ~ (4) における全アクセス時間履歴情報格納セクタ 2 0 3 ・ 2 0 4 について完了すると (図 2 4、ステップ S 8 0 : Y e s)、不良領域検出処理を終了する。

【 0 1 3 2 】

尚、上記アクセス時間履歴情報としては、読み出し時間履歴情報、書き込み時間履歴情報のいずれを用いてもよい。また、両者を同時に用いることでもよい。

〔 記録手順 〕

本実施の形態における記録処理では、上記のように検出した不良ブロックを避けてストリームデータを記録するようにしており、以下その手順を図 2 5 に示すフローチャートに従って説明する。

10

【 0 1 3 3 】

上記第 1 の実施の形態と同様の手順で各ハードディスク 4 (k) における空き領域の先頭アドレスを取得した書き込み手段 1 8 は、この先頭アドレスを指定して不良ブロックが存在するか否かをファイル管理部 1 1 2 に問い合わせ、この問い合わせを受けたファイル管理部 1 1 2 は、上記先頭アドレスより後方に不良ブロックが存在すれば該不良ブロックの情報 (不良ブロック構造体 2 6 1) を書き込み手段 1 8 に返す (図 2 5、ステップ S 9 0 S 9 1)。

【 0 1 3 4 】

書き込み手段 1 8 が記録バッファマネージャ 1 6 より書き込みアドレスを取得するまでの手順 (図 2 5、ステップ S 9 2 S 9 3 S 9 4 S 9 5) は上記第 1 の実施の形態と同様であるため説明を省略することとし、以下、図 2 6 に示すフローチャートに従って、書き込み命令の発行手順 (図 2 5、S 9 6) を詳しく説明する。

20

【 0 1 3 5 】

まず、書き込み手段 1 8 は、当該書き込み命令が最初の書き込み命令であるか否かを判定し、最初の書き込み命令であると判定した場合 (アクセス時間履歴情報の書き込みを伴はない場合)、更に、当該書き込み対象であるハードディスク 4 (k) の所定領域に不良ブロックが存在するか否かを上記のように取得した全不良ブロック構造体 2 6 1 に基づいて判定する (図 2 6、ステップ S 9 6 -1 : Y e s S 9 6 -8)。

【 0 1 3 6 】

次いで、書き込み手段 1 8 は、不良ブロックが存在しないと判定した場合には、上記第 1 の実施の形態と同様の手順で書き込み命令を発行し (図 2 6、ステップ S 9 6 -8 : Y e s S 9 6 -9 S 9 6 -10) する。また、不良ブロックが存在すると判定した場合には、当該不良ブロック部分については、ハードディスク上の書き込みアドレスに 1 メモリブロック分を加算したアドレスを指定して書き込み命令を発行する (図 2 6、ステップ S 9 6 -8 : N o S 9 6 -11 S 9 6 -9 S 9 6 -10)。

30

【 0 1 3 7 】

一方、当該書き込み命令が 2 回目以降の書き込み命令であると判定した場合 (アクセス時間履歴情報の書き込みを伴う場合) 書き込み手段 1 8 は、まず、上記不良ブロックが存在しないと判定した場合と同様、当該書き込み対象であるハードディスク 4 (k) の所定領域に不良ブロックが存在するか否かを全不良ブロック構造体 2 6 1 に基づいて判定する (図 2 6、ステップ S 9 6 -1 : N o S 9 6 -2)。

40

【 0 1 3 8 】

次いで、書き込み手段 1 8 は、不良ブロックが存在しないと判定した場合には、上記第 1 の実施の形態と同様の手順で書き込み命令を発行する (図 2 6、ステップ S 9 6 -2 : N o S 9 6 -3 S 9 6 -4 S 9 6 -5)。また、不良ブロックが存在すると判定した場合には、記録パフォーマンスの低下を防止すべくアクセス時間履歴情報を遅延書き込み情報としてメモリ 5 に一時保存 (後述する) した後、ハードディスク上の書き込みアドレスに 1 メモリブロック分を加算したアドレスを指定して書き込み命令を発行する。 (図 2 6、ステップ S 9 6 -2 : Y e s S 9 6 -6 S 9 6 -7 S 9 6 -4 S 9 6 -5)。

50

【 0 1 3 9 】

ここで、図 2 8 (a) に示すように、本来はブロックデータ (検索情報構造体 2 3 1、分割保存情報構造体 2 4 1 を含む) $B d_2$ の先頭部にブロックデータ $B d_1$ のアクセス時間履歴情報 $A h_1$ が付随して書き込まれた状態で、ブロックデータ $B d_1$ とそのアクセス時間履歴情報 $A h_1$ に連続性が持たされる。しかしながら、上記のように加算したアドレスを指定して書き込み命令を発行すると、アクセス時間履歴情報 $A h_1$ とブロックデータ $B d_1$ とが不良ブロック $B n$ を挟んで存在し、物理的に連続性を保てなくなる。

【 0 1 4 0 】

そこで、上記連続性を保持しようとする、まず、ブロックデータ $B d_1$ のアクセス時間履歴情報 $A h_1$ をブロックデータ $B d_1$ の後部に書き込んだ後、ブロックデータ $B d_2$ を不良ブロック $B n$ の後ろに書き込むことになるが、この手順では書き込み命令の回数が増加することになり、データストリームの記録パフォーマンスが低下する。そこで、本発明では図 2 8 (b) に示すように、アクセス時間履歴情報 $A h_1$ を遅延書き込み情報としてメモリ 5 に一時保存 (図 2 6、S 9 6 -6) しておき、このように一時保存した遅延書き込み情報をデータストリーム入力終了後に対応するブロックデータ $B d_1$ の後ろに書き込む (図 2 5、S 1 0 3) 手順としている。このようにすればブロックデータ $B d_2$ を書き込むために 1 回の書き込み命令で足りるため記録パフォーマンスが低下しない。

【 0 1 4 1 】

以降の手順は、上記遅延書き込み情報の書き込みステップ (図 2 5、ステップ S 1 0 3) を追加した点を除いて上記第 1 の実施の形態と同様であるため説明を省略する。

【 0 1 4 2 】

以上のように本実施の形態における記録処理によれば、予め不良ブロックの情報を取得しておくことによって、不良ブロックを避けながらストリームデータを記録することができる。

〔 再生手順 〕

以下、上記のように不良ブロックを避けて記録したストリームデータを再生する手順を図 2 7 に示すフローチャートに従って説明する。

【 0 1 4 3 】

上記第 1 の実施の形態と同様の手順で読み出し先頭アドレスを取得した読み出し手段 2 2 は、この読み出し先頭アドレスを指定して不良ブロックが存在するか否かをファイル管理部 1 1 2 に問い合わせ、この問い合わせを受けたファイル管理部 1 1 2 は、上記読み出し先頭アドレスより後方に不良ブロックが存在すれば該不良ブロックの情報 (不良ブロック構造体) を読み出し手段 2 2 に返す (図 2 7、ステップ S 1 1 0 S 1 1 1) 。

【 0 1 4 4 】

読み出し手段 2 2 が再生バッファマネージャ 1 9 より格納アドレスを取得 (図 2 7、ステップ S 1 1 3 : Y e s) するまでの手順は上記第 1 の実施の形態と同様であるため説明を省略することとし、以下、以降の手順を説明する。

【 0 1 4 5 】

まず、読み出し手段 2 2 は、当該読み出し対象であるハードディスク 4 (k) の所定領域に不良ブロックが存在するか否かを上記のように取得した全不良ブロック構造体 2 6 1 に基づいて判定する (図 2 7、ステップ S 1 1 6) 。

【 0 1 4 6 】

次いで、読み出し手段 2 2 は、不良ブロックが存在しないと判定した場合には、上記第 1 の実施の形態と同様の手順で読み出し命令を発行し (図 2 7、ステップ S 1 1 6 : Y e s S 1 1 8 S 1 1 9)、不良ブロックが存在すると判定した場合には、上記のように取得した書き込みアドレスに 1 メモリブロック分を加算したアドレスを指定して読み出し命令を発行する (図 2 7、ステップ S 1 1 6 : N o S 1 1 7 S 1 1 8 S 1 1 9) 。

【 0 1 4 7 】

以降の手順は、上記第 1 の実施の形態と同様であるため説明を省略する。

【 0 1 4 8 】

以上のように本実施の形態における再生手順によれば、上記のように不良ブロックを避けて記録したストリームデータを再生することが可能である。

【0149】

以上において、ハードディスクのアクセス性能の判断基準としてアクセス時間履歴情報（読み出し時間履歴情報と書き込み時間履歴情報）を用いたが、例えば、1ブロック内に含まれる不良セクタの数もちいてもよい。また、基準となるアクセス時間を1種（上記の例では0.03秒）としたが、複数の基準を設定し、それぞれの基準を、特に高速のアクセスを要求されるアプリケーション、ある程度の速度でアクセスを要求されるアプリケーション、さほど高速のアクセスを要求されないアプリケーションに使いわけてもよい。この場合図24の不良ブロック構造体の生成処理の段階（ステップS85）で、上記複数の基準に応じたレベルを不良ブロック構造体書き込みようにし、図25に示す不良ブロック情報所得の段階（ステップS91）で、使用するアプリケーションの必要とするアクセス速度に応じて所定レベル以下のブロックを不良ブロックとするようにしてもよい。

10

【0150】

また、ファイル管理部112はファイル管理情報を第2の記録媒体に格納して管理している。この第2の記録媒体は、通常ハードディスクを用いるが、ハードディスクに限定されるものではなく、フラッシュメモリ等の不揮発性で容量の小さな記憶媒体を用いてもよい。

【0151】

【発明の効果】

20

上記復旧手順1によれば、ブロックを記録する最終セクタの余り領域に検索情報を付加記録するようにしているため、検索情報記録用としてハードディスク上の領域を別途用意する必要がない。また、復旧条件を指定して所望のファイル管理情報のみを復旧できる。また、この場合は最新に格納したストリームデータのファイル管理情報も復旧できることになる。

【0152】

上記復旧手順2によれば、ストリームデータの記録処理と並行して分割保存情報を付加記録するようにしているため、ユーザが意識的にバックアップ処理を行う必要がない。また、分割保存情報が格納されているセクタのみを読み出せばよいことと、必要情報が確認されたら読み出し処理を終了させられることから、復旧手順1に比べ高速にファイル管理情報を復旧できる。

30

【0153】

上記第2の実施の形態によれば、ブロックの書き込みに要した時間の履歴情報、読み出しに要した時間の履歴情報、あるいは、ブロック内の不良セクタの数等のアクセス履歴情報を当該ブロックに付加して記録するようにしているため、ハードディスクの所定アドレスに対するブロック毎の書き込み性能および読み出し性能のパフォーマンスを確認することができ、その結果、ハードディスクの不良領域を検出できる。また、このように検出した不良領域を避けてストリームデータを記録するようにしているため、記録速度がデータ入力速度より遅くなることによって発生するオーバーフローエラーを防止できる。更に、不良ブロック直前のブロックに対するアクセス時間履歴情報の記録を一時的に遅延記録情報として保存し、一連のストリームデータの記録終了時に記録するようにしているため、記録パフォーマンスを低下させることなくストリームデータを記録できる。

40

【0154】

上記アクセス履歴情報の基づいて、あるブロックの不良レベルを設定しておくこと、アプリケーションの要請に応じて不良レベルの使い分けができることになる。以上のように、本発明のデータ管理装置は、高速かつシームレスなデータの記録再生を実現するためオペレーティングシステムがサポートしているファイルシステムを介してファイル管理をするのではなく独自にファイル管理をする構成を採用した上で、復旧機能および不良領域検出機能を備えている。

【図面の簡単な説明】

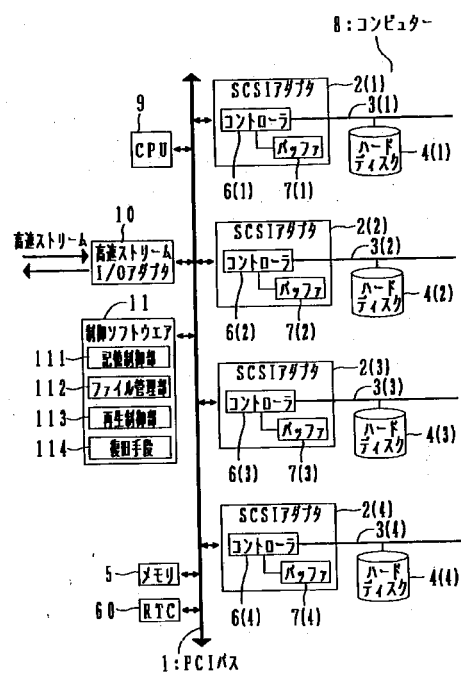
50

- 【図 1】第 1 の実施の形態におけるデータ管理装置の概略機能ブロック図である。
- 【図 2】第 2 の実施の形態におけるデータ管理装置の概略機能ブロック図である。
- 【図 3】記録フォーマットの説明図である。
- 【図 4】記録制御部の説明図である。
- 【図 5】再生制御部の説明図である。
- 【図 6】ファイル管理情報の構成例である。
- 【図 7】検索情報の構成例である。
- 【図 8】分割保存情報の構成例である。
- 【図 9】アクセス時間履歴情報の構成例である。
- 【図 10】不良領域情報の構成例である。 10
- 【図 11】記録バッファにおける 1 メモリブロックの詳細を示す図である。
- 【図 12】再生バッファにおける 1 メモリブロックの詳細を示す図である。
- 【図 13】入力処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 14】第 1 の実施の形態における書き込み処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 15】第 1 の実施の形態における書き込み命令発行手順を示すフローチャートである。
- 。
- 【図 16】アクセス時間履歴情報生成手順を示すフローチャートである。
- 【図 17】第 1 の実施の形態における読み出し処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 18】出力処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 19】検索情報に基づく復旧処理手順を示すフローチャートである。 20
- 【図 20】検索情報に基づく復旧処理手順の一部を示すフローチャートである。
- 【図 21】検索情報に基づく復旧処理状態を説明する図である。
- 【図 22】分割保存情報に基づく復旧処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 23】分割保存情報に基づく復旧処理手順の一部を示すフローチャートである。
- 【図 24】不良領域検出処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 25】第 2 の実施の形態における書き込み処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 26】第 2 の実施の形態における書き込み命令発行手順を示すフローチャートである。
- 。
- 【図 27】第 2 の実施の形態における読み出し処理手順を示すフローチャートである。
- 【図 28】第 2 の実施の形態における記録状態を示す説明図である。 30
- 【図 29】従来のデータ管理装置の概略機能ブロック図である。
- 【図 30】記録処理の概念図である。
- 【符号の説明】
- 1 P C I バス
 - 2 S C S I アダプタ
 - 3 S C S I バス
 - 4 ハードディスク
 - 5 メモリ
 - 6 コントローラ
 - 7 バッファ 40
 - 8 コンピュータ
 - 9 C P U
 - 10 I / O アダプタ
 - 11 制御ユニット
 - 14 記録バッファ
 - 15 記録管理キュー
 - 16 記録バッファマネージャ
 - 17 入力手段
 - 18 書き込み手段
 - 19 再生バッファマネージャ 50

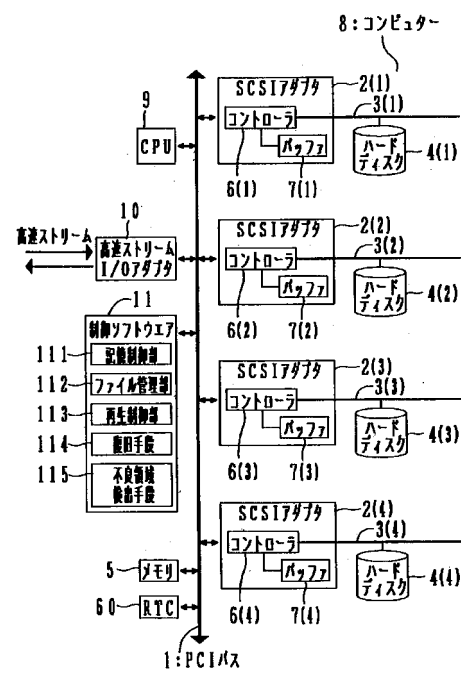
- 2 0 再生バッファ
- 2 1 読み出し管理キュー
- 2 2 読み出し手段
- 2 3 出力手段
- 1 1 1 記録制御部
- 1 1 2 ファイル管理部
- 1 1 3 再生制御部
- 1 1 4 復旧手段
- 1 1 5 不良領域検出手段
- 2 0 0 最新ストリーム情報格納セクタ
- 2 0 1 検索情報格納セクタ
- 2 0 2 分割保存情報格納セクタ
- 2 0 3 書き込み時間履歴情報格納セクタ
- 2 0 4 読み出し時間履歴情報格納セクタ
- 2 3 1 検索情報構造体
- 2 4 1 分割保存情報構造体
- 2 5 1 書き込み時間履歴情報構造体
- 2 5 2 読み出し時間履歴情報構造体
- 2 6 1 不良ブロック構造体

10

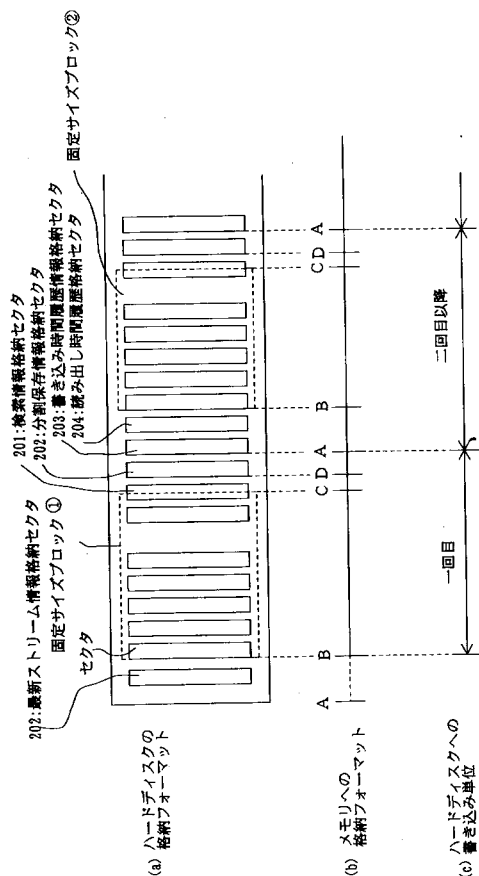
【図 1】



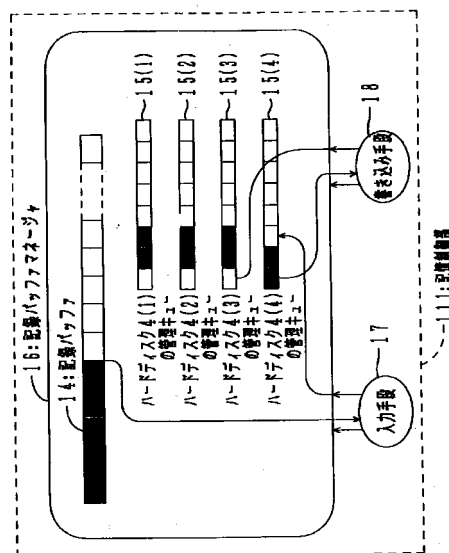
【図 2】



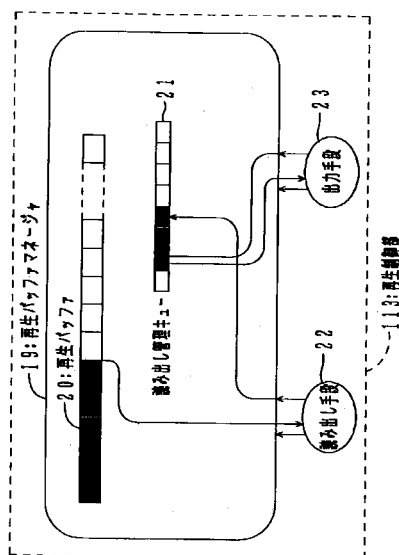
【 図 3 】



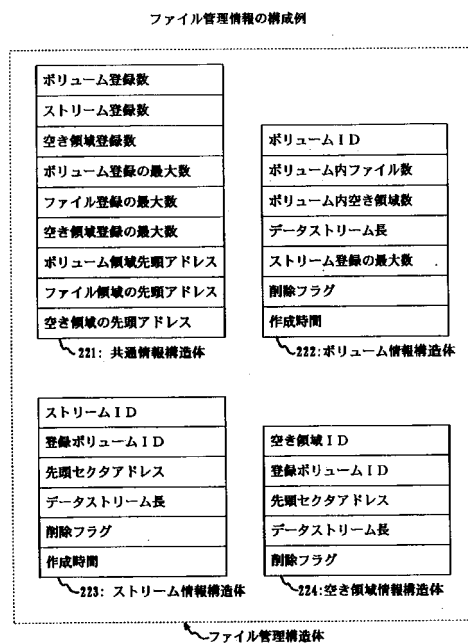
【 図 4 】



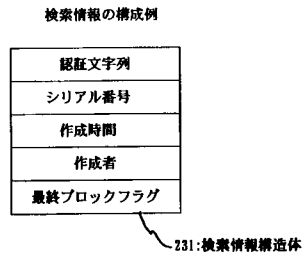
【 図 5 】



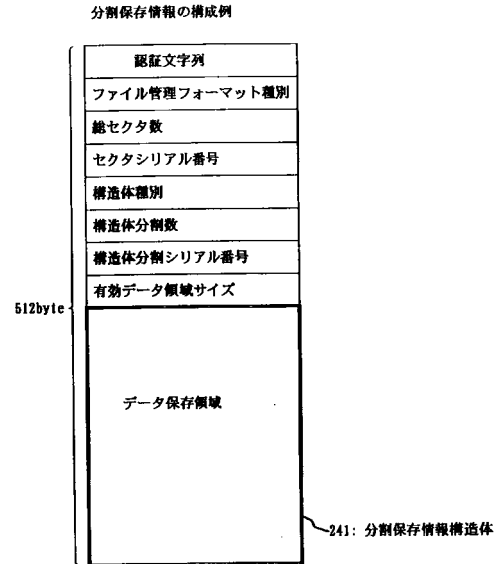
【 図 6 】



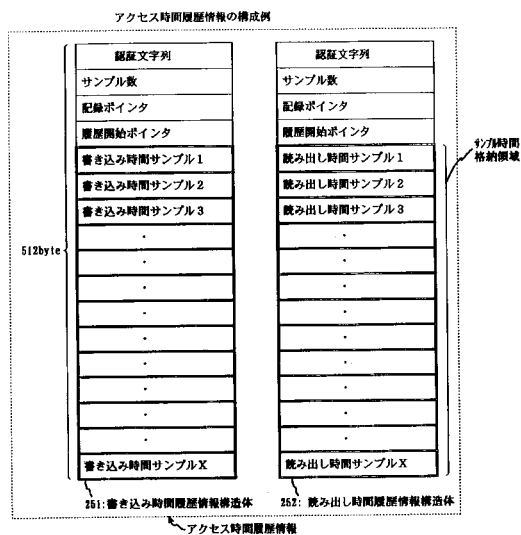
【図 7】



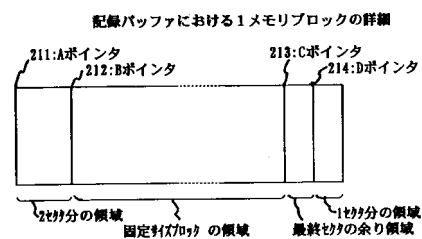
【図 8】



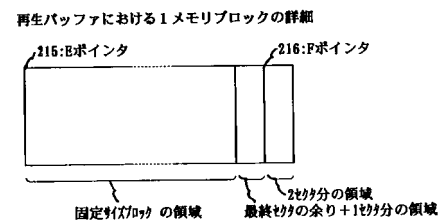
【図 9】



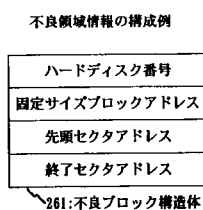
【図 11】



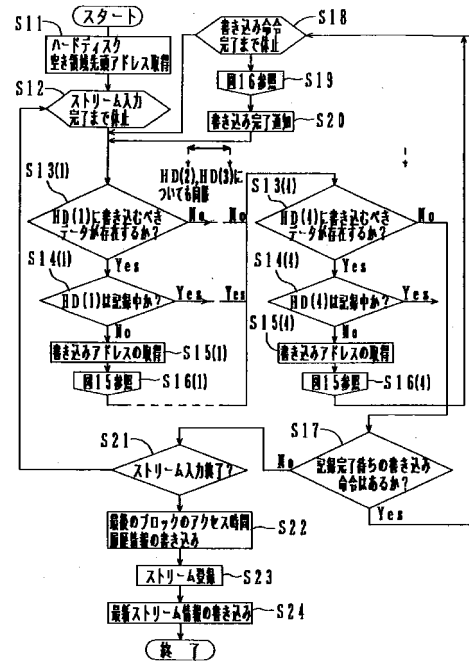
【図 12】



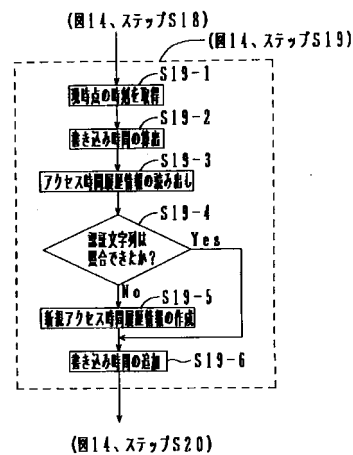
【図 10】



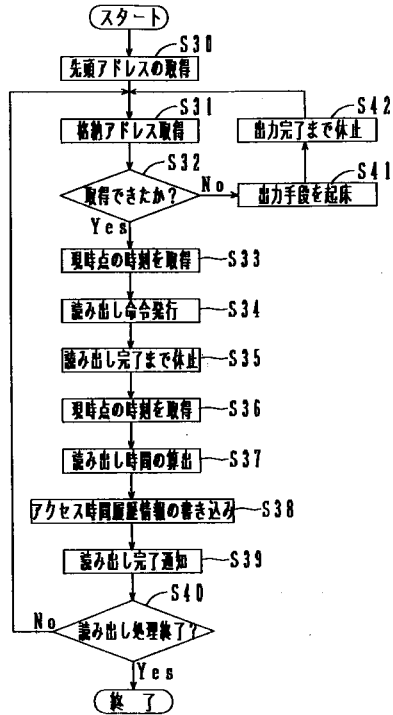
【 図 1 4 】



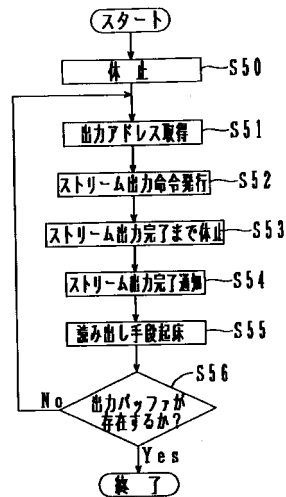
【 図 1 6 】



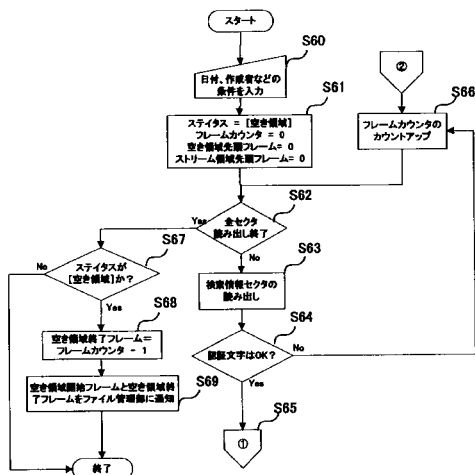
【図 17】



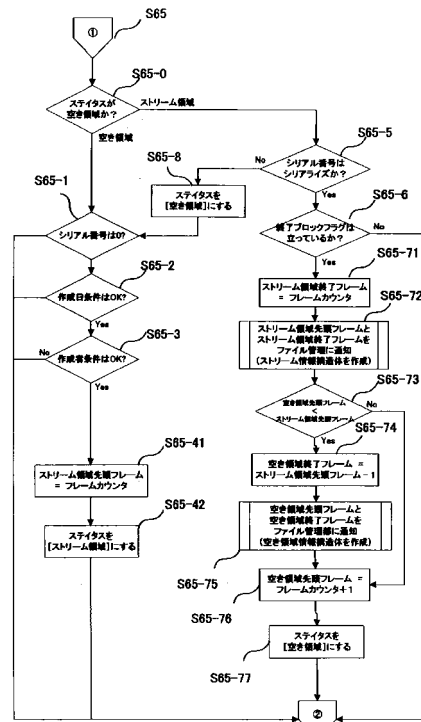
【図 18】



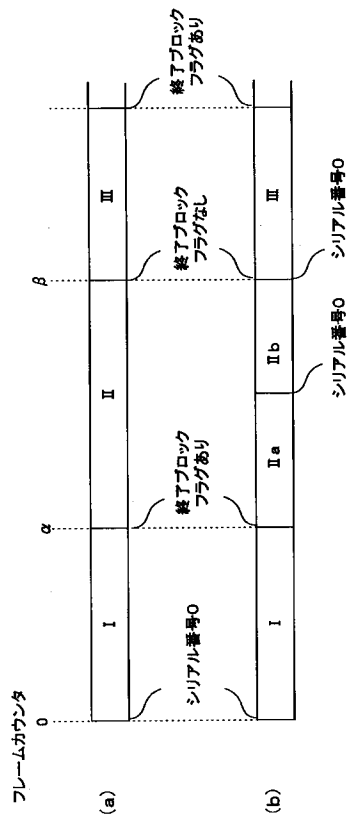
【図 19】



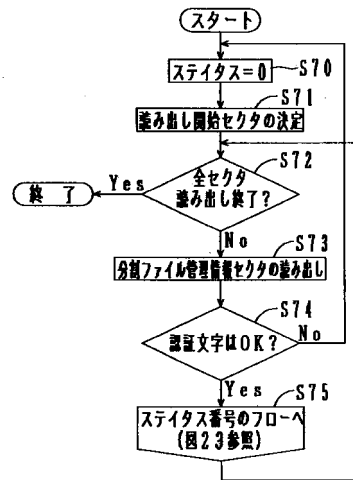
【図 20】



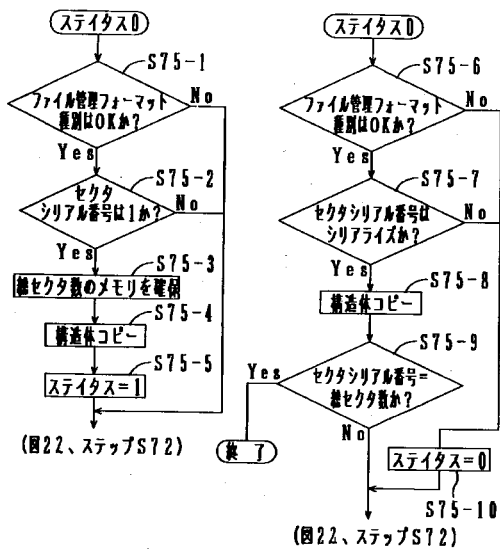
【図21】



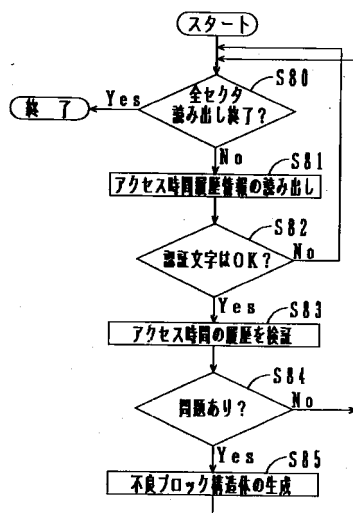
【図22】



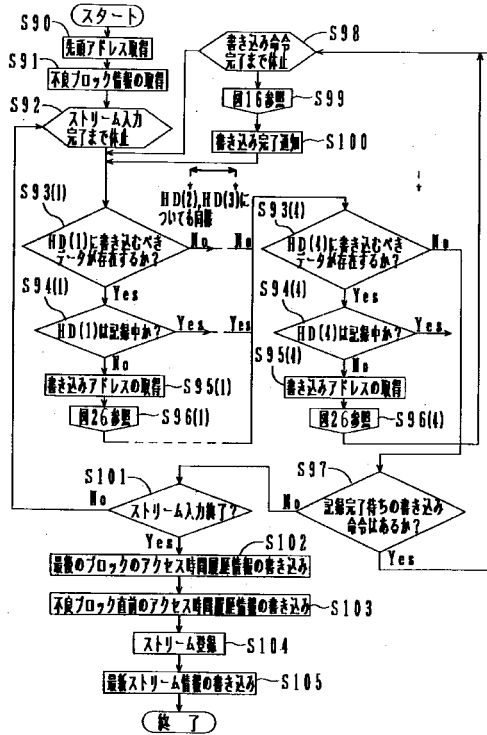
【図23】



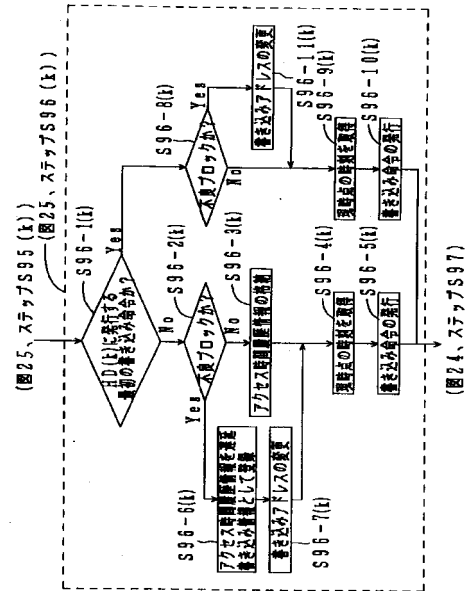
【図24】



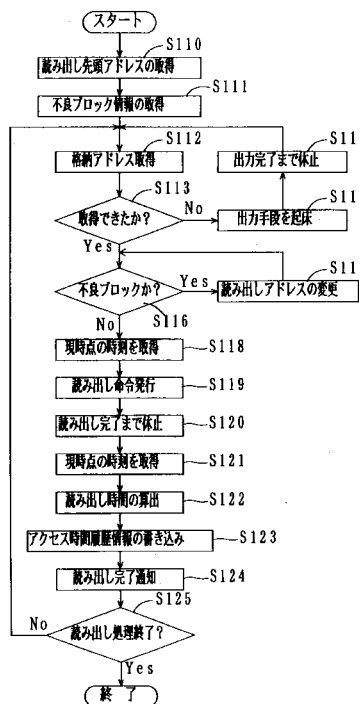
【図25】



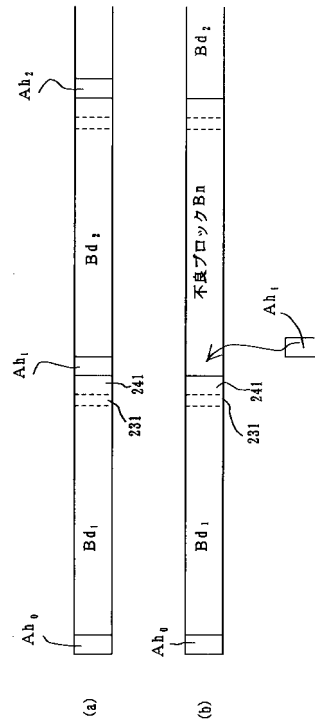
【図26】



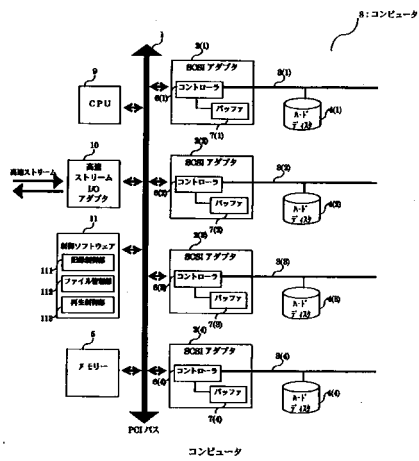
【図27】



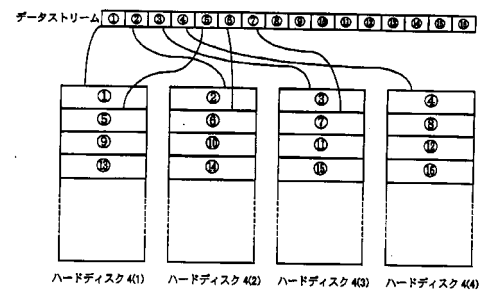
【図28】



【図 29】



【図 30】



フロントページの続き

(51)Int.Cl. F I
G 1 1 B 27/10 (2006.01) G 1 1 B 27/10 A

(56)参考文献 特開平 0 8 - 2 2 7 3 7 2 (J P , A)
特開平 1 0 - 3 1 2 6 7 0 (J P , A)
特開平 0 6 - 1 7 5 9 0 1 (J P , A)
特開平 1 0 - 0 7 0 6 9 8 (J P , A)

(58)調査した分野(Int.Cl. , D B 名)

H04N 5/76-5/956
G11B 20/10-20/16
G11B 27/00-27/34
G06F 3/06
G06F 12/00