

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3769190号
(P3769190)

(45) 発行日 平成18年4月19日(2006.4.19)

(24) 登録日 平成18年2月10日(2006.2.10)

(51) Int. Cl.	F I		
G06F 12/16 (2006.01)	G06F 12/16	310J	
G06F 12/00 (2006.01)	G06F 12/00	531D	
G06F 13/00 (2006.01)	G06F 12/00	535R	
	G06F 13/00	301P	

請求項の数 10 (全 16 頁)

(21) 出願番号	特願2000-600177 (P2000-600177)	(73) 特許権者	503093224
(86) (22) 出願日	平成11年10月12日 (1999.10.12)		イーエムシー コーポレイション
(65) 公表番号	特表2002-542526 (P2002-542526A)		EMC CORPORATION
(43) 公表日	平成14年12月10日 (2002.12.10)		アメリカ合衆国 01748 マサチュー
(86) 国際出願番号	PCT/US1999/023939		セッツ州 ホプキントン サウス ストリ
(87) 国際公開番号	W02000/049500		ート 176
(87) 国際公開日	平成12年8月24日 (2000.8.24)	(74) 代理人	100059959
審査請求日	平成13年3月7日 (2001.3.7)		弁理士 中村 稔
(31) 優先権主張番号	09/251,812	(74) 代理人	100067013
(32) 優先日	平成11年2月17日 (1999.2.17)		弁理士 大塚 文昭
(33) 優先権主張国	米国 (US)	(74) 代理人	100082005
			弁理士 熊倉 禎男
		(74) 代理人	100065189
			弁理士 穴戸 嘉一

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 冗長データ記憶ユニットを通じてデータをカスケードにする方法および装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

データを変更する手段(21)と、データを受信する手段(23)と、を有するデータネットワークであって、
データを受信するために前記データを変更する手段へ接続するための第1のデータ記憶装置(32)と、

第2のデータ記憶装置(34)、および前記第1のデータ記憶装置中で前記データを変更する手段が行う変更の識別を記録する第1のテーブル(R2トラックステータステーブル76)と、

前記第1のテーブル中に記録された識別された変更に従って、そのモードの間に前記第2のデータ記憶装置(34)が前記第1のデータ記憶装置(32)からデータを受信するような、複数の動作モードの内の第1の動作モードを確立するための第1の手段(ESTABLISH又はREESTABLISH)と、を有し、

A. データを変更する手段(21)によって作られた前記第1のデータ記憶装置中の変更の識別を記録するための第2のテーブル(プロテクションビットテーブル75)、および
B. 複数の動作モードの内の第2の動作モード(CASCADE DIFFERENTIAL SPLIT)に動作をシフトする手段であって、当該第2の動作モードは、それが確立されているときに識別される、前の前記第2の動作モードへのシフト以後の前記第1のデータ記憶装置(32)中の変更に対応する変更である、前記第2のテーブル(75)中に記録された変更に従って、前記第2のデータ記憶装置(34)から前記受信する手段(23)にデータをコピーす

10

20

るためのモードであるような手段と、を有することを特徴とするデータネットワーク。

【請求項 2】

請求項 1 に記載のデータネットワークにおいて、前記データネットワーク内の転送は、データブロック (TRACKS) として起こり、前記第 1 のデータ記憶装置 (32) は、それぞれのデータブロックについての情報のための記憶装置 (74) を含み、変更の識別を記録する第 3 のテーブル (BCV/R1トラックステータステーブル 77) を有し、さらに、前記第 2 の動作モードへのシフト時に前記第 2 のテーブルの内容を前記第 3 のテーブルに転送する手段 (82) を有し、それによって前記第 2 のデータ記憶装置から第 3 のデータ記憶装置へ前記第 3 のテーブルによって識別されたデータブロックをコピーするデータネットワーク。

10

【請求項 3】

請求項 1 に記載のデータネットワークにおいて、前記第 1 及び第 2 のデータ記憶装置及び前記データを受信する手段内の転送は、データブロックとして起こり、前記第 1 のデータ記憶装置の一部 (32) は、それぞれのデータブロックへの変更についての情報を含み、前記第 1 のデータ記憶装置の一部の内容は、前記第 2 の動作モードへのシフトのときに最初の識別情報を提供するために前記第 2 のテーブル (75) に転送されるデータネットワーク。

【請求項 4】

請求項 3 に記載のデータネットワークにおいて、そのセッションの間に制御手段が交互にかつ反復して前記第 1 及び第 2 の動作モードを使用可能にするようなカスケードセッションを実行するための、前記変更する手段から反復して生成される第 1 及び第 2 のコマンドに応答する前記制御手段を更に含むデータネットワーク。

20

【請求項 5】

請求項 4 に記載のデータネットワークにおいて、データはコピーによって転送され、第 2 の動作モード (CASCADE DIFFERENTIAL SPLIT) の間の最初の動作は前記第 2 のテーブルをその中のビットを所定の状態にセットすることによって初期化し、第 3 のテーブル (BCV/R1トラックステータステーブル 77) 中のすべてのデータをカスケードセッションの第 1 の反復の間に所定の状態に設定し、それによって前記コピーは前記第 2 のデータ記憶装置 (34) 中のすべてのデータを前記データを受信する手段 (23) にコピーするデータネットワーク。

30

【請求項 6】

データを変更する設備 (21) と、データを受信する設備 (23) の間でデータを転送するための方法であって、変更されたデータを受信するための第 1 のデータ記憶装置 (32)、第 2 のデータ記憶装置、およびデータを変更するための設備によって作られる前記第 1 のデータ記憶装置中の変更の識別を記録するための第 1 のテーブル (R2トラックステータステーブル 76)、および前記第 1 のテーブル中の識別された変更に従って、そのモードの間に前記第 2 のデータ記憶装置が前記第 1 のデータ記憶装置からデータを受信するような、複数の動作モードの内の第 1 の動作モードを有するデータネットワークにおいて、

40

A. データを変更するの設備によって作られた前記第 1 のデータ記憶装置中の変更の識別を記録するための第 2 のテーブル (プロテクションビットテーブル 75) を確立するステップ、および

B. 複数の動作モードの内の第 2 の動作モードに動作をシフトするステップであって、当該第 2 の動作モードは、それが確立されているときに識別される、前の前記第 2 の動作モードへのシフト以後の前記第 2 のテーブル中の変更に対応する変更に従って、前記第 2 のデータ記憶装置 (34) から前記受信する設備 (23) にデータをコピーするためのモードであるようなステップと、を有することを特徴とする方法。

【請求項 7】

50

請求項 6 に記載の方法において、
転送は、前記設備（21、23）内でデータブロック（TRACKS）として起こり、前記第 1 のデータ記憶装置（32）は、それぞれのデータブロックについての情報のための記憶装置（74）を含み、前記ステップは、変更の識別を記録するための第 3 のテーブル（BCV/R1トラックステータステーブル 77）を確立するステップ、および前記第 2 の動作モードへのシフト時に前記第 2 のデータ記憶装置から前記第 3 のデータ記憶装置へのデータのコピーを制御するために、第 2 のテーブル（75）の内容を第 3 のテーブル（77）へ転送するステップをさらに含む方法。

【請求項 8】

請求項 6 に記載の方法において、
転送は、前記設備（21、23）内でデータブロック（TRACKS）として起こり、前記第 1 のデータ記憶装置の一部は、それぞれのデータブロックへの変更についての情報を含み、前記第 1 のデータ記憶装置（32）の一部の内容は、前記第 2 の動作モードへのシフト時に、最初の識別情報を提供するために前記第 2 のテーブル（75）に転送される方法。

【請求項 9】

請求項 8 に記載の方法において、
前記変更する設備からの第 1 及び第 2 のコマンドの反復した生成は、そのセッションの間に前記第 1 及び第 2 の動作モードが反復的に使用可能にされるようなカスケードセッションを反復して実行する方法。

【請求項 10】

請求項 6 に記載の方法において、
データは、コピーによって転送され、前記第 2 の動作モード（CASCADE DIFFERENTIAL SPLIT）の間の最初の動作は、当該コピーが前記第 2 のデータ記憶装置中のすべてのデータを前記受信する設備にコピーするようなカスケードセッションにおける最初の反復の間に、前記第 2 のテーブル（75）をその中のビットを所定の状態にセットすることによって初期化し、第 3 のテーブル（BCV/R1トラックステータステーブル 77）中のすべてのデータを所定の状態に設定する方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

（関連出願とのクロス・リファレンス）
出願がこの発明と同じ譲受人に譲渡された、1996年5月31日に出願されたリモートデータ設備の独立動作の方法及び装置(Method and Apparatus for Independent Operation of a Remote Data Facility)のための米国特許第 08 / 656 , 035 号。

【0002】

出願がこの発明と同じ譲受人に譲渡された、1997年4月25日に出願された共通データセットへの独立かつ同時のアクセスのための方法及び装置(Method and Apparatus for Independent and Simultaneous Access to a Common Data Set)のための米国特許第 08 / 656 , 035 号。

【0003】

（技術分野）
この発明は、広くデータ処理ネットワーク中の冗長データ記憶デバイスに関し、より詳しくは、複数の冗長データ記憶ユニット(redundant data storage unit)を通じてデータをカスケードにする(cascade)ことを可能にする方法及び装置に関する。

【0004】

（背景技術）
データの冗長性によるデータの健全性の維持は、非常に重要な問題となっている。データの冗長性は、いくつかの形態及びバリエーションを有する。単一のサイトでは、ミラリング(mirroring)又はRAIDの冗長性が、ディスク又は他の記憶装置の故障から保護する。1996年5月31日に出願された米国特許第 08 / 656 , 035 号などに記載された他の形態では、冗長性は、遠隔の位置にあるローカルなシステムを複製することによって達

10

20

30

40

50

成される。遠隔の場所を使用することによって、1つの場所での自然災害などによってデータが失われることが防止される。

【0005】

先の米国特許第08/656,035号によると、すべてのデータ処理活動は、データ記憶設備中に記憶されたデータを処理するためのホストシステムを含む「ローカル」の又は「プロダクション(production)」のサイトで起こる。地理的に遠隔な又はバックアップのサイトは、復元(restoration)又は回復(recovery)データセットを維持するための「冗長な」設備として、データ記憶設備を含む。このシステムでは、プロダクションサイトでホストがプロダクションサイトデータ記憶設備にデータを書き込む度に、プロダクションデータ記憶設備は、リモート記憶設備にデータを自動的に書き込む。これらのアプリケーションの、ほとんどではないとしても多くでは、リモートサイトのデータ記憶設備にデータを書き込むことは、バックアップ手順がプロダクション設備の運転に影響を与えないように、広いバンド幅の通信リンクを通じた転送を必要とする。T3及びESCONラインは、それらの費用にもかかわらず、通信リンクとして、典型的に好まれている。

10

【0006】

米国特許第08/842,953号は、プロダクションサイトで典型的に使用されるBCVデバイスを含む他の概念を開示する。このアプローチでは、データセット、例えば、プロダクションサイトのデータ記憶設備上の「論理ボリューム(logical volume)」、すなわち「プロダクションボリューム(production volume)」は、通常の方法で動作する。この同じサイトでの他の論理ボリュームは、「BCVボリューム(BCV volume)」として示される。ESTABLISHコマンドは、BCVボリュームをプロダクションボリュームに接続し、BCVボリュームは、プロダクションボリュームと同期する。SPLITコマンドは、その後、BCVボリュームをプロダクションボリュームから分離することができ、BCVボリューム上に記録されたデータを他のアプリケーションで利用できるようにすることができる。

20

【0007】

この他のアプリケーションは、BCVボリューム上に記憶されたデータを変更することができる。結果として、BCVボリュームがプロダクションボリュームと再接続されるときはいつでも、BCVボリュームとプロダクションボリュームの両方の変化を表わすデータをBCVボリュームに転送する必要がある。他の選択肢は、別のESTABLISHコマンドを出すことによって、BCVボリュームをプロダクションボリュームに再接続することである。しかし、このコマンドは、BCVボリューム上のすべてのデータを置換するであろう。変化が起こったかどうかにかかわらず、プロダクションボリュームからのすべてのデータが、BCVボリュームに転送されなければならない。

30

【0008】

過去では、プロダクションサイトでのデータ記憶設備の位置を示すことは、許容されてきた。特定の重要な用途では、第1の2つのサイトから遠隔の第3のサイトで更に他の復元コピーを記憶させることが今でも望まれ、またいくつかの状況では、それは義務的である。これによって、すべてプロダクションサイトの動作に透過的に(transparently)、プロダクションサイトから両方のリモートサイトにデータをコピーするためのアプローチが必要となる。プロダクションサイトから単一のリモートサイトにデータをコピーするための前述のアプローチを単に反復することは、過度の通信コストを含む。プロダクションサイトと第2のリモートサイトの間、あるいは第1と第2のリモートサイトの間のいずれかで、第2の高速通信リンクが必要となるであろう。必要なものは、よりコストの低い通信リンクを通じた、種々の遠隔に位置するサイトで存在するデータに重大な相違が全くない、すべてのデータ記憶設備が同期するか又はほぼ同期するような、冗長なデータのコピーを確立する方法である。

40

【0009】

(発明の開示)

従って、本発明の目的は、よりコストの低い通信リンクを通じて通信することができる冗長なデータ記憶設備を確立するための方法及び装置を提供することである。

50

【0010】

本発明の他の目的は、地理的に遠隔なサイトで、冗長なディスク記憶を実現するための方法及び装置を、経済的に提供することである。

【0011】

本発明の更に他の目的は、経済的な通信リンクを使用して、2つ以上の地理的に遠隔なサイトに、冗長なデータ記憶を提供するための方法及び装置を提供することである。

【0012】

本発明のまた更に他の目的は、経済的な低いバンド幅の通信リンクを使用して、2つ以上の地理的に遠隔なサイトに、冗長なデータ記憶を提供するための方法及び装置を提供することである。

10

【0013】

本発明のまた更に他の目的は、プロダクションサイトで処理されるデータが、プロダクションサイトでの動作に透過的に達成される冗長性で、2つ以上の冗長な記憶サイトに記憶されるデータ処理ネットワークを提供することである。

【0014】

本発明によると、プロダクション設備のような、データを変更するデータ処理設備から、リモートデータ記憶サイトは、データ記憶設備から遠隔の他のサイトにデータを転送する。リモートサイトのデータ記憶設備は、第1及び第2のデータ記憶装置(data store)を含む。第1のデータ記憶装置は、プロダクションサイトからデータを受信する。データ変更レコーダ(data change recorder)は、データ処理設備が第1のデータ記憶装置中で行った変更を識別する。第1の動作コントロール(operating control)は、その動作モードの間に前記変更レコーダ手段中で記録された変更に従って第1のデータ記憶装置からデータを受信する、そのような第1の動作モードを確立する。この動作が完了した後、第2の動作コントロールは、前記データ変更レコーダ中に記録された変更に従って、第2のデータ記憶装置から他のリモートサイトにデータをコピーするための第2の動作モードを確立する。

20

【0015】

本発明の他の態様によると、データは、プロダクションサイトとリモートサイトの間で転送される。プロダクションサイトは、ホスト及びプロダクション記憶設備を含み、リモートサイト、リモート記憶設備は、トラック毎に(track-by-track basis)プロダクション設備からデータを受け取ることを特徴とする第1のデータ記憶装置、及び第2のデータ記憶装置を含む。ホストは、プロダクション設備が変更する第1のデータ記憶装置中のそれぞれのトラックを識別するための、複数のトラックステータステーブルの画定を可能にする、複数のカスケードコマンドを発行することができる。更に、ホストは、第1及び第2の動作モードを確立することができる。第1の動作モードでは、第2のデータ記憶装置は、トラックステータステーブル中に記録された変更に従って、第1のデータ記憶装置からデータを受信する。第2の動作モードの間では、第2のデータ記憶装置からのデータは、第2のモードが確立されるときに、トラックステータステーブル中に記録される変更に従って、リモート記憶設備にコピーされる。

30

【0016】

(図面の簡単な説明)

添付の請求項は、本発明の主題を、特に指し示し、明確にクレームする。本発明の種々の目的、利点及び新しい特徴は、同様の参照番号は同様の部品を示す、そのような添付の図面と共に、以下の詳細な説明を読むことから、より完全に明らかになるであろう。

40

【0017】

(本発明を実施するためのベストモード)

(一般的動作)

図1は、ローカル又はプロダクションサイト21、第1のリモートサイト22及び第2のリモートサイト23に装置が設置されたデータ処理ネットワーク20を示す。第1及び第2のリモートサイト22及び23は、典型的には、ローカルのプロダクションサイト21

50

から、及びお互いから、地理的に離れているであろう。しかし、明らかになっていくように、ローカルのプロダクションサイト 2 1 及び第 1 のリモートサイト 2 2 の装置は、一緒に置くことができるであろう。

【 0 0 1 8 】

冗長性の第 1 のレベルは、ローカルのプロダクションサイト 2 1 と第 1 のリモートサイト 2 2 の間の相互作用(interaction)を通じてデータ処理ネットワーク 2 0 中で達成される。知られているように、1 つ以上の中央プロセッサ及びメインメモリを含むホスト 2 4 は、種々のプログラムで動作する。周期的に、ホスト 2 4 は、ホストアダプタ 2 5 を通じてディスク記憶デバイスへの転送を実行するであろう。このディスク記憶デバイスは、関連する情報を記憶するための別個のセクションに編成された多くの物理ディスクドライブを有することができる。これらは、ファイル又は他のデータブロックを含む。本発明の譲受人によって製造される装置の状況では、典型的な記憶セクションは、多くの隣接したディスクトラックを含む論理ボリュームであり、転送はトラック毎に実行される。図 1 では、R1 論理ボリューム 2 6 は、通常そのようなディスク記憶設備中に含まれる多くの論理ボリュームを表わす。明らかになっていくように、ホスト 2 4 は、それがそのようなプロダクション記憶設備からホストアダプタ 2 5 を通じて必要とするどのような情報も検索する。そのようなシステムは、技術上周知である。米国特許第 0 8 / 6 5 6 , 0 3 5 号は、1 つのそのようなシステムを開示する。

10

【 0 0 1 9 】

示されてはいないが、ローカルのプロダクションサイト 2 1 は、R1 論理ボリューム 2 6 のための冗長性を提供することができる。例えば、R1 ボリュームを、実際には、ミラリングしたり、又は種々の RAID 構成によってホスト 2 4 による割込み動作から特定の物理ディスクドライブの機能不全を防止する、そのような種々の RAID 構成のいずれか 1 つで、論理ボリュームのアレイによって構成したりすることができる。明らかになっていくように、ローカルのプロダクションサイト 2 1 で実施されるどのような冗長性の構成にも関わらず、本発明を適用することができる。

20

【 0 0 2 0 】

技術上知られ、本発明と同じ譲受人に譲渡されたヤナイ他への米国特許第 5 , 5 4 4 , 3 4 7 号に記載されているように、第 1 のリモートサイト 2 2 で R1 論理ボリューム 2 6 中のデータをミラリングすることによって実施することができる他の冗長性の構成が開示される。この構成においてより具体的には、ローカルのプロダクションサイト 2 1 は、ESCON 又は T3 通信ラインのような高速通信リンクを通じて、第 1 のリモートサイト 2 2 中の対応するリモートアダプタ 3 1 に接続するリモートアダプタ(remote adapter, RA) 2 7 を含む。この構成では、ホスト 2 4 が R1 論理ボリューム 2 6 にデータを書き込むごとに、R2 論理ボリューム 3 2 への転送のためにそのデータを高速通信リンクを通じて第 1 のリモート記憶サイト 2 2 中のリモートアダプタ 3 1 に転送することによって、リモートアダプタ 2 7 は応答する。このように、それぞれの WRITE(書込み)動作は、R1 論理ボリューム 2 6 に関して遠隔のミラーとしての役割をする R2 論理ボリューム 3 2 に反映すなわち伝達される。もし、自然災害がローカルのプロダクションサイト 2 1 を襲ったなら、データは、リモートサイトの R2 論理ボリュームで簡単に利用できる。更に、もしホスト 3 3 が第 1 のリモートサイトに位置するなら、すべての動作は、検出されないデータの損失が全くないまま、連続した動作のために第 1 のリモートサイトにシフトすることができる。

30

40

【 0 0 2 1 】

前述のように、米国特許出願第 8 4 2 , 9 5 3 号は、データ記憶設備に関する BCV 論理ボリュームを含むデータ処理ネットワークを開示する。本発明によると、BCV/R1 論理ボリューム 3 4 は、第 1 のリモートサイト 2 2 中に含まれる。それは、第 1 のリモートサイト 2 2 内の、好適には R2 論理ボリューム 3 2 を含む物理ディスクドライブと異なる物理ディスクドライブ上に、任意の専用の論理ボリュームを含むことができる。

【 0 0 2 2 】

この発明によると、また後でより詳細に説明するように、BCV/R1 論理ボリューム 3 4 を、

50

R2論理ボリューム32又はリモートアダプタ35のいずれかに接続することができる。第1の動作モードでは、BCV論理ボリューム34は、R2論理ボリューム32と同期する。BCV/R1論理ボリューム34がリモートアダプタ35に接続している第2の動作モードでは、データは、R2論理ボリューム40又は他のデータレシーバへの転送のため、他の通信リンク36を通じて、第2のリモートサイト23中のリモートアダプタ37に転送されるであろう。本発明の1つの実施形態では、第2のリモートサイト23は、ホスト41を含み、また第1のリモートサイト22にホスト33が存在する必要性をなくす。このようにして、第2のリモートサイト23は、もし自然災害がローカルのプロダクションサイト21で起きると、復元サイト又はデータで動作するための第2のサイトになる。

【0023】

第2のリモートサイトは、オプションのBCV/R1論理ボリューム42を含むように示される。後でより完全に説明するように、第2のリモートサイト23にこの論理ボリュームを含ませることによって、第3のリモートサイトへの本発明に従って実施される機能の複製(replication)ができる。

【0024】

一般的な条件では、本発明に従って構成されるリモートサイトは、データ記憶設備を構成する第1のリモートサイト22の基本的な構造を有するであろう。それは、データを変更することができるローカルのプロダクションサイト21への接続のために、R2論理ボリューム32の形態の第1のデータ記憶装置を含む。BCV/R1論理ボリューム34は、第2のデータ記憶装置を構成する。第1のコマンドに回答して、第1のリモートサイト22中のデータ記憶設備は、その動作モードの間にR2論理ボリューム32がリモートアダプタ31からデータを受信し、それによってR1論理ボリューム26中のデータになされた変更に応答する、そのような第1の動作モードで動作する。典型的には、これは、同期的に実施され、そのため高速通信リンク30が必要である。この動作モードでは、BCV/R1論理ボリューム34は、そのBCV又は第1の動作モードで動作していると考えられる。

【0025】

本発明によると、BCV/R1論理ボリューム34は、一旦、第1の動作モードで同期が達成されると、第2の又はR1の動作モードにシフトすることができる。第2の動作モードでは、第1のリモートサイトは、BCV/R1論理ボリューム34からリモートアダプタ35、通信リンク36及びリモートアダプタ37を通じて、R2論理ボリューム40にデータを転送する。第1から第2の動作モードへのシフトのタイミングは、システムのオペレータによって決定されるであろう。しかし、第2の動作モードから第1の動作モードへのシフトは、一般的には、R2論理ボリューム40へのデータ転送が完了した後に実施される。典型的には、第2の動作モードへのシフトの間隔は、R2論理ボリューム32中の活動によって、分、時間又は更には日の期間になるであろう。

【0026】

更に本発明によると、BCV/R1論理ボリューム34が、その第2の動作モードにシフトするたびに、第1の動作モードの間に変更されたデータトラックのみが、R2論理ボリューム40に転送される。もしローカルのプロダクションサイト21が、第2の動作モードへの連続したシフトの間にR2論理ボリューム32の単一のトラックへの反復した変更をするなら、BCV/R1論理ボリューム34からR2論理ボリューム40への1つの転送のみが起こるのである。そのような減少によって、通信リンク36へのバンド幅の要件を減少させることができる。例えば、通信リンク36を、低いバンド幅の電話線又はインターネットを通じて転送することができるようなレベルに減少させることができるであろう。

【0027】

このように、本発明に従って、R1論理ボリューム26になされたデータの変更は、R2論理ボリューム32中で、そしてBCV/R1論理ボリューム34を通じてR2論理ボリューム40へと複製される。順番にデータを転送するこの処理は、カスケードとして特徴付けられ、ローカル又はプロダクションサイト21でホスト24によって処理されるカスケードコマンドセットによって制御される。

10

20

30

40

50

【 0 0 2 8 】

(カスケードコマンド処理)

より具体的には、システムのオペレータ、又はローカルのプロダクションサイト 2 1 で処理されているアプリケーションプログラムは、第 1 のリモートサイト 2 2 で実行されているカスケード動作を実行する。知られているように、図 1 のホスト 2 4 は、カスケードコマンドセット中のコマンドを含む種々のコマンドを作り出すであろう。これらのコマンドは、ホストアダプタ 2 5 を含む任意の数のデバイス又はアドレスに命令することができる。

【 0 0 2 9 】

ここで図 1 及び 2 を参照すると、ホストアダプタ 2 5 がコマンドを受信するとき、ステップ 4 4 は、そのコマンドをテストしてデコードするために普通の処理を使用する。そのテストは、正しいコマンドが受信されたかどうかを確定するために、文法、コンテキスト(context)及び他の関連するパラメータを分析する。ステップ 4 5 は、そのコマンドが、カスケードコマンドセット中のコマンドの 1 つであるかどうか、すなわち、カスケードコマンドであるかどうかを確定する。もし、それがカスケードコマンドでなければ、ホストアダプタ 2 5 は、対応する機能を実施するために手順 4 6 を使用する。有効なカスケードコマンドを受信すると、ホストアダプタ 2 5 は、そのコマンドをリモートアダプタ 2 7 に転送するために、ステップ 4 7 を使用する。

10

【 0 0 3 0 】

リモートアダプタ 2 7 がステップ 5 0 でコマンドを受信したとき、ステップ 5 1 は、それ以上分析することなく、そのコマンドを通信リンク 3 0 を通じてリモートアダプタ 3 1 に、単に転送する。リモートアダプタ 3 1 は、同様の処理を実行する。すなわち、リモートアダプタ 3 1 は、ステップ 5 2 でコマンドを受信し、及びそのコマンドをデバイスコントローラ 4 3 に転送するためにステップ 5 3 を使用する。

20

【 0 0 3 1 】

デバイスコントローラ 3 4 が、ステップ 5 4 でリモートアダプタ 3 1 からコマンドを受信した後、デバイスコントローラ 3 4 は、ステップ 5 5 でコマンドをデコードし、及びステップ 5 6 でそのコマンドを処理する。

【 0 0 3 2 】

カスケードコマンド又は他のコマンドによって定義された動作が完了したとき、デバイスコントローラ 4 3 は、リモートアダプタ 3 1 への転送のために、ステップ 6 0 で受取り(acknowledgement)を生成し、ステップ 6 1、6 2 及び 6 3 は、ホスト 2 4 への転送のために、その受取りを通信リンクを逆に通じてリモートアダプタ 2 7 及びホストアダプタ 2 5 に転送するための処理を表わす。

30

【 0 0 3 3 】

このように、この処理によって、ホスト 2 4 中で動作しているプログラムが、今度はBCV/R1論理ボリューム 3 4 の動作を制御する第 1 のリモートサイト中のデバイスコントローラ 4 3 へのコマンドを発行することができる。ステップ 6 0 から 6 3 は、次に、ホストがすべてのそのような動作の完了に気づくように、必要なフィードバックを提供する。結果として、本発明を実施するための第 1 のリモートサイトで、図 1 のホスト 3 3 のようなホストに対する要件がなくなる。

40

【 0 0 3 4 】

(第 1 のリモートサイト 2 2)

図 1 をもう一度参照すると、第 1 のリモートサイト 2 2 は、本発明を実施するための、多くのステータスレジスタ及びテーブル及びプログラムモジュールを含む。コントロールモジュール 7 0 は、ESTABLISHコマンドを処理するためのESTモジュール 7 1、DIFFERENTIAL SPLITコマンドを処理するためのDSモジュール 7 2、及びREESTABLISHコマンドを処理するためのREESTモジュール 7 3を含む、カスケードコマンドセット中のコマンドを含む種々のコマンドを処理するためのモジュールを含む。ESTABLISH及びREESTABLISHコマンドは、カスケード動作から独立して、機能も実行する。

50

【 0 0 3 5 】

論理ボリュームのそれぞれは、デバイスのための、個々の物理シリンダー、及びそれらのシリンダー内のトラックのステータスについての情報を維持するための専用の部分を含む。R2論理ボリューム32の1つのそのような部分は、それぞれのトラックについてのステータスワードを含む専用の部分74によって構成される。それぞれのステータスワードは、トラックについての情報を含み、種々のステータスの機能について利用可能な多くのビット位置(bit position)のために使用される。それらのビット位置の1つは、カスケード処理での使用のために割り当てられるであろうし、またそのビット位置は、nがR2論理ボリューム32中のトラックの数と等しい場合の1×nのテーブルである、プロテクションビットテーブル(Protection Bit Table)75として複製されるであろう。

10

【 0 0 3 6 】

第1のリモートサイト22は、R2トラックステータステーブル76及びBCV/R1トラックステータステーブル77も含む。トラックステータステーブル76及び77のそれぞれは、複数の行、具体的には、4つのミラリングデバイス又はボリュームに割り当てられた4つの行を含む。BCV/R1論理ボリューム34がR2論理ボリューム32に接続しているときの通常動作では、R2トラックステータステーブル76のM1行中のビット位置は、R2論理ボリューム32中のトラックに対応し；M2行中のビット位置は、R1論理ボリューム26中のトラックに対応し；及びM3行中のビット位置は、BCV動作モードで働いているBCV/R1論理ボリューム34中のトラックに対応する。同様に、BCV/R1トラックステータステーブル77は、BCV/R1論理ボリューム34のためのトラックステータスを識別するためのM1行中のビット位置及びR2論理ボリューム40のためのM2行中のビット位置を含む複数のミラー行を含む。

20

【 0 0 3 7 】

PBビットレジスタ80は、カスケード動作の間に使用されることになるプロテクションビットテーブル75中の選択されたビット位置を識別する。セッションフラグ81は、システムがカスケードコマンドに応答して動作しているかどうかを指示する。コピープログラム82は、後でより詳細に説明するように、第1のリモートサイト22設備中の異なる論理ボリュームの間でのデータのコピーを行う。

【 0 0 3 8 】

(動作 - 第1の動作モード)

第1のリモートサイト22は、リモートアダプタ31で受信された変更に従って、その動作モードの間にコピープログラム82がR2論理ボリューム32の形態の第1のデータ記憶設備からBCV/R1論理ボリューム34の形態の第2のデータ記憶設備にデータをコピーする、そのような第1の動作モードで動作するように、最初にコンフィギュレーション設定が行われるであろう。このコンフィギュレーションは、BCV/R1論理ボリューム34上のデータがR2論理ボリューム32上に記憶されたデータと等しくなるような時間まで、同じ状態を保つ。その後、第1の動作モードは、その同期を維持する。

30

【 0 0 3 9 】

(動作 - 第2の動作モード)

そのような同期が達成された後はいつでも、ホスト24がDIFFERENTIAL SPLITカスケードコマンドを発行するときに、第2の動作モードを確立することができる。他には、第1のリモートサイトのオプションのホスト33は、そのようなコマンドを生成することも可能であろう。コマンドを発行することは、カスケードセッションを開始する。

40

【 0 0 4 0 】

応答として、デバイスコントローラ43は、BCV/R1論理ボリューム34をR2論理ボリューム32から分離し、図1のコピープログラムがBCV/R1論理ボリューム34からリモートアダプタ35を通じて、R2論理ボリューム40を含む図1の第2のリモートサイト23によって表わされるようなデータ受信デバイスにデータを転送することを可能にするであろう。それらの2つのボリュームが同期した後はいつでも、BCV/R1論理ボリューム34をリモートアダプタ35から分離し、それをR2論理ボリューム32に再接続することによって、

50

REESTABLISHコマンドはシステムを第1の動作モードに戻し、その後、コピープログラム82は、BCV/R1論理ボリューム34をR2論理ボリューム32と再同期させるであろう。セッションは、後続のDIFFERENTIAL SPLIT及びREESTABLISHコマンドを発行することによって、CLOSE SESSIONコマンドが生成されるまで継続する。

【0041】

図3は、より詳細にDIFFERENTIAL SPLITコマンドの受信に回答した動作を示す。ホストアダプタ25が、ステップ90で異なるコマンドが受信されたことを認識するとき、種々のあり得るエラーステータスを求めて、知られているように及び図2のステップ44に関して説明されるように、コマンドをテストする。もし何かエラーが存在するならば、その手順は、技術上知られた報告手順を使用して中止される。もしエラーが存在しないならば、制御部(control)70が回答できるように、リモートアダプタ27、通信リンク30及びリモートアダプタ31を通じた転送のために、DIFFERENTIAL SPLITコマンドを転送するステップ92に制御が移る。

【0042】

DIFFERENTIAL SPLIT(DS)モジュール72がステップ93で回答するとき、それは、ロック(lock)が存在する間は、他のどのアプリケーションも選択された論理ボリュームに影響を与えることを防ぐために、普通のロック動作(locking operation)を実行する。ステップ94は、セッションフラグ81をモニタし、カスケードセッションが進行中であるかどうかを確認する。もしこれが、カスケード動作の最初のディファレンシャルスプリット(differential split)動作であれば、セッションフラグ81は、セッションは進行中でないことを指示する。制御は、所定の記憶場所に記憶されたデータに基づいてプロテクションビットテーブル(protection bits table)75を確立するステップ95に進行する。例えば、ステップ95は、R2論理ボリューム32中の専用の部分74から、プロテクションビットデータファイル(protection bits data file)を検索することができる。他には、ステップ95は、メモリ中に維持されているそのようなファイルのコピーから、対応する情報を検索することができる。どのような形態でも、それぞれのエントリは、トラックに対応しており、それぞれのエントリは、任意の目的に割り当てることができる複数のビット部分を含む。ステップ95は、開始されているセッションのための1つのビット位置を確立するため、異なるビット位置のどのような有効な使用も識別するテーブル(図示せず)から、使用されていないビット部分を選択する。そのようなビット位置を選択するための処理は、技術上周知である。次に、DSモジュール72は、その選択されたビット位置をPB BITレジスタ80中に記録する。

【0043】

ステップ96は、普通のモジュールから基本的なステップを使用して普通のスプリット動作を実行するための手順を表わす。この動作の詳細は、図4に示される。具体的には、ステップ101は、R2論理ボリューム32のためのミラーとしてのBCV/R1論理ボリューム34のミラリング動作を終了させる。この実行によって、コピープログラム82が、R2論理ボリューム32からBCV/R1論理ボリューム34にデータを転送することが防止される。しかし、R2論理ボリューム32へのそれぞれの転送は、R2トラックステータステーブル76のM3行中に記録され、それによって、BCV/R1論理ボリューム34中に反映されなかったR2論理ボリューム26中の変化が指示されるであろう。

【0044】

ステップ102は、前述の米国特許出願第08/842,953号中に記載のように、WRITE PENDING動作を管理する。次のステップ103は、第1のリモートサイト22から第2のリモートサイトへのデータの転送がすべての識別情報を含むように、どの識別テーブル(identification table)も、R2論理ボリューム32からBCV/R1論理ボリューム34にコピーする。ステップ104は、次に、BCV/R1論理ボリューム34を、第2のリモートサイト23のR2論理ボリューム40にデータをコピーするために割り当てる。これによって、コピープログラム82は、適当な宛先、すなわちR2論理ボリューム40にデータを転送することが可能になる。

10

20

30

40

50

【 0 0 4 5 】

図4の動作が完了したとき、図3のステップ105は、BCV/R1トラックステータステーブル77のM2ビット位置中のすべてのビットをセットする。全てのビットをセットすることによって、すべてのトラック中のデータが、図1のR2論理ボリューム40に転送されることになる動作環境が確立される。ステップ105は、どのような後続のDIFFERENTIAL SPLITの間でも、後述の他のパスが続くことが明確になるように、セッションフラグ81もセットする。

【 0 0 4 6 】

ステップ106は、ロックを解除する。ステップ107は、BCV/R1トラックステータステーブル77中のデータ、特にM3行中の情報に従って、BCV/R1論理ボリューム34からR2論理ボリューム40へのデータの転送を開始するコピープログラム82を開始する。それぞれのコピー動作が起きると、BCV/R1トラックステータステーブル77中の対応するM2ビットが消去される。全てのビットが消去されたとき、ステップ110は、完了ステータス(complete status)を通知(post)し、対応するメッセージは、ホストアダプタ25に逆に転送され、それによって、転送が完了したホスト24中で動作する対応するアプリケーションプログラムを指示する。

【 0 0 4 7 】

(動作 - 第1の動作モードに戻る)

すべてのデータがR2論理ボリューム40に転送された後はいつでも、システムオペレータは、別のカスケードコマンドを構成するREESTABLISHコマンドを発行することができる。図5のステップ112は、ホストアダプタ25でのそのコマンドの受信を表わす。ステップ113は、もしエラーが検出されたなら処理を中止する可能性がある、そのコマンドのコンテキスト及び文法のテストを表わす。エラーが検出されなければ、ホストアダプタ25は、ステップ114を使用して、リモートアダプタ27及び通信リンク30を通じたリモートアダプタ31への転送を制御するためのコマンドをデバイスコントローラ43に渡す。

【 0 0 4 8 】

デバイスコントローラ43は、ステップ115を使用して、そのようなコマンドの受信を指示する。ステップ116は、BCV/R1論理ボリューム34を、R2トラックステータステーブル76中の次に利用可能なデバイスのミラーの指示を有するローカルのBCVミラーとして追加する。ステップ117で、デバイスコントローラ43は、DIFFERENTIAL SPLIT動作のための記憶設備として動作しているBCV/R1論理ボリューム34をNOT READY(NR)にセットする。これによって、COPYプログラムが更にデータを第2のリモートサイト23にコピーすることが防止される。どのWRITE PENDING動作も、ステップ118でINVALID状態にセットされる。前述のアプリケーションで説明したように、どのWRITE PENDING動作をセットすることも、記憶されているデータに影響を与えない。ステップ120は、次に、BCV/R1トラックステータステーブル77のためのM4ビット位置中のビットを有するBCV/R1論理ボリューム34(すなわち、M3ビット)に割り当てられたミラリングされた記憶場所にあったR2トラックステータステーブル76中のどのビットもマージする。他のアプリケーションの間に、M4ビット位置は、BCV/R1デバイスのデータになされたどのような変更も、通常記録する。しかし、DIFFERENTIAL SPLITコマンドの間でシステムが第2のモードで動作しているとき、そのような変更はなされない。続いてステップ120は、第1のリモートサイトがDIFFERENTIAL SPLIT動作モードで動作していた間にR2論理ボリューム32になされたどのような変更も表わすR2トラックステータステーブル76のM3行中のビットを単に取得する。次のステップ121は、ロックを解除し、またステップ122は、ホストアダプタ25に逆に転送される完了ステータス(complete status)を、ステップ123でホスト24に通知する。ここで、コピープログラム82を、R2トラックステータスレジスタテーブル76中のM3ビット位置の内容に従って、R2論理ボリューム32からBCV/R1論理ボリューム34にデータを転送するために利用可能になる。それぞれの転送の間、コピープログラム82は、R2トラックステータスレジスタテーブル76のM3ビット位置中の対応す

10

20

30

40

50

るビットを消去する。しかし、プロテクションビットテーブル75中の対応するビット位置は、変化しないままである。

【0049】

(動作 - R2論理ボリューム40への書込み)

第1のリモートサイト22のデータ記憶設備が、BCV/R1論理ボリューム34からR2論理ボリューム40にデータをコピーする第2の動作モードで動作する間隔の間、ホスト24は、R1論理ボリューム26及びR2論理ボリューム32に書込み動作を発行し続けることができる。リモートアダプタ31は、図6のステップ130でWRITEデータを受信する。その情報は、ステップ131でR2論理ボリューム32に直ちに書き込まれ、R2トラックステータステーブル76中の対応するエントリはステップ132で更新される。この場合、M3行中の対応するトラックビット位置は、WRITE動作がR2論理ボリューム32への転送を引き起こしたが、BCV/R1論理ボリューム34中の対応する変更を引き起こさなかったことを示すように更新されるであろう。次に、システムは、セッションフラグ81を見て、カスケード動作が進行中であったかどうかを確認するであろう。もしそうであったなら、ステップ133は、制御をステップ134に移し、それによって、プロテクションビットテーブル75及びトラックステータステーブル76中のM3行が同一の情報を有するように、対応するステータスをプロテクションビットテーブル75に書き込む。ステップ134は、もしカスケード動作が進行中でないなら、バイパスされる。ステップ135は、次に、その処理によって制御部70が書込み動作を完了させる、そのような処理を表わす。通常動作の場合は、WRITE動作は、変更されたデータをBCV/R1論理ボリューム34に転送することによって完了する。もし、BCV/R1論理ボリューム34が接続されていなければ、WRITEリクエストは、WRITE PENDINGリクエストにされるであろう。

【0050】

(動作 - 連続ディファレンシャルスプリット動作)

システムのエネラータが定義することができ、分、時間又は日で測定することができる、いくつかの追加の時間間隔の後、ホスト21は、他のDIFFERENTIAL SPLITコマンドを発行する。デバイスコントローラ43がそのコマンドを受信するとき、その制御は、図3に示された手順に再び移される。しかし、この場合、図4のステップ101に関して説明したものと同様の方法で、ステップ94がステップ141に分岐するようにセッションフラグ81はセットされ、R2論理ボリューム32へのミラーとしてのBCV/R1論理ボリューム34の動作を終了させる。これによって、R2論理ボリューム32からBCV論理ボリューム34へのデータの転送が目的の、コピープログラム82のどのような更なるアクションもできないようにされる。ステップ142は、ステップ102と同様に、全てのWRITE PENDING動作を管理する。

【0051】

次に、DSモジュール72は、ステップ143を使用して、プロテクションビットテーブル75を、BCV/R1トラックステータステーブル77中のM2行にコピーする。次に、DSモジュール72は、プロテクションビットテーブル75を消去する。これらの動作の後、BCV/R1トラックステータステーブル77中のM2ビット位置は、処理されている最後のDIFFERENTIAL SPLITリクエストに続いて変更されたR2論理ボリューム32中のそれらのトラックを指示する。プロテクションビットテーブル75中のプロテクションビットを消去することは、論理ボリューム32及び34のロックを外すと同時に、どのWRITE PENDING動作も、プロテクションビットテーブル75中の適当なビットをセットすることによって適切に記録されることを確実にする。

【0052】

DSモジュール72中の次の制御は、ステップ93でかけられたロックを解除するためにステップ143からステップ106にシフトし、そしてステップ107にシフトし、その結果、コピープログラム82が、BCV/R1論理ボリューム34からR2論理ボリューム40にデータを転送できるようになる。しかし、変更されたトラックの中のデータのみが送信されるであろう。すなわち、セッション中の最初の動作の後の全てのDIFFERENTIAL SPLIT動作

10

20

30

40

50

は、変更されたトラック中のデータに対応する、増加する量の情報のみを送信するという
ことは、このコマンドの性質である。更に、通信リンク 36 を通じて実際に転送されたデ
ータのトラックの数は、連続した DIFFERENTIAL SPLIT 動作の間にかかる書き込み動作の数よ
り、通常かなり小さいであろう。例えば、もしそのような間隔の間に、R2 論理ボリューム
32 の同じトラック上の異なる領域への、10 回の書き込み動作があったとしたら、BCV/R1
デバイス 34 は、最も新しい情報のみを含み、そして一つのトラック書き込み動作のみが、
第 2 のリモートサイト 23 中の R2 論理ボリューム 40 を更新するために必要になるであ
ろう。そのような反復する書き込み動作が単一のトラックに発生するとき、通信リンク 36 の
ためのバンド幅の要件を劇的に減少させることができる。要件を十分に減らすことができ
、そして、T1 ラインのような、少なくとも次のより低いレベルの通信バンド幅を使用す
ることができることは、一般的にわかる。多くのアプリケーションでは、インターネットを
通信リンク 36 として使用することができるようなレベルに更にバンド幅の要件を減少さ
せることができる。

10

【0053】

DIFFERENTIAL SPLIT 及び REESTABLISH コマンドの順番は、冗長なコピーのためのリポジ
トリとして、第 2 のリモートサイト 23 を使用することが望まれる限り、反復して継続す
ることができる。一旦、冗長なコピーを維持する必要がなくなったら、ホストは、所定の
CLOSE SESSION コマンドを生成することができる。このカスケードコマンドは、レジスタ 8
0 中の PB ビット位置の割り当てを開放し、カスケード動作を完了させるためにセッション
フラグ 81 を消去する。

20

【0054】

本発明は、ローカルのプロダクションサイト 21 が、プロダクションデータ記憶設備中
でデータを周期的に変更するための装置を表わすような好適な実施の形態に関して説明し
てきた。本発明によると、第 1 のリモートサイトは、プロダクションサイトでデータをミ
ラーリングするための第 1 のデータ記憶装置を含む。BCV/R1 論理ボリューム 34 の形態の第 2
のデータ記憶装置は、2 つの動作モードを有する。一つでは、BCV/R1 論理ボリューム 34
は、R2 論理ボリューム 32 のためのミラーとして働く。DIFFERENTIAL SPLIT 又は同等の
コマンドを発行することによって開始される他のモードでは、BCV/R1 論理ボリューム 34 は
、R2 論理ボリューム 32 から分離され、BCV/R1 トラックステータステーブル 77 中で識別
されたデータを R2 論理ボリューム 40、又は BCV/R1 論理ボリューム 34 からのデータのた
めのレシーバとして働く第 2 のリモートサイト 23 中の他の手段に伝達する。

30

【0055】

プロテクションビットテーブル 75 によって表わされるデータ変更記録装置は、第 2 の動
作モードの間中、BCV/R1 論理ボリューム 34 の内容が R2 論理ボリューム 40 に転送されて
いる間に、R2 論理ボリューム 32 へのどのような変更も記録する。制御が BCV/R1 論理ボ
リューム 34 を逆に第 1 の動作モードにシフトしているとき、データの変更の記録は、それ
らのデータブロック又は R2 論理ボリューム 32 から BCV/R1 論理ボリューム 34 に転送しな
ければならない他のデータブロックを識別する。この変更されたデータの記録は、シス
テムが再び BCV/R1 論理ボリューム 34 の動作を第 2 の動作モードにシフトさせるとき、
BCV/R1 論理ボリューム 34 から第 2 のリモートサイト 23 のようなデータ受信サイトに転送さ
れるようなトラックを更に制御する。

40

【0056】

図 1 から 6 に示された具体的に開示された実施形態に行うことができる多くの変形がある
。図 1 は、例えば、テーブル及びモジュールの特定の編成を表現する。第 1 のリモートサ
イト 22 の全体の動作から減じることなく、その情報の異なるコンフィギュレーションで
置きかえることができよう。図 1 から 6 は、単一の論理ボリュームに関連する動作を更
に表現する。一般的に、ネットワークは、図 1 から 6 に示される動作及び装置を繰り返す
ことによって、それぞれをこれと同じ方法で扱うことができる複数の論理ボリュームを含む
であろう。更に、種々のモジュールの説明は、説明の目的のために特定の順番を確立する
が；他の補助的な動作のために必要なような他の動作のいくつかの削除又は追加も含むこ

50

とができる、他の順番でもよいであろう。そのような順番は、動作モードの間のそれぞれの転送をシステムのオペレータが開始するために、マニュアルで制御することができる。他には、カスケードセッションのすべて又は部分を自動制御とすることもできよう。このように、本発明は特定の実施形態に関して開示してきたが、本発明の真の精神及び範囲内の、すべての変形及び変更を包含することが、添付の請求項の目的である。

【図面の簡単な説明】

【図1】 プロダクション設備及び2つの地理的に遠隔の設備を含むデータ処理ネットワークのブロック図である。

【図2】 プロダクション設備からリモート記憶設備へのコマンドの転送を示すフロー図である。

【図3】 DIFFERENTIAL SPLITコマンドに回答した図1のネットワークの動作を示す図である。

【図4】 図3で示された動作で使用される手順の詳細を示す図である。

【図5】 RE-ESTABLISHコマンドに回答した図1のネットワークの動作を示す図である。

【図6】 DIFFERENTIAL SPLITコマンドを処理した後に起きる他の動作を示す図である。

【 図 1 】

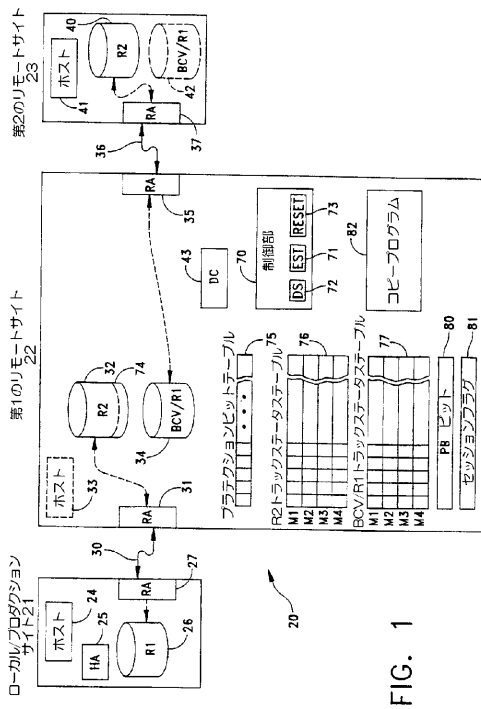


FIG. 1

【 図 2 】

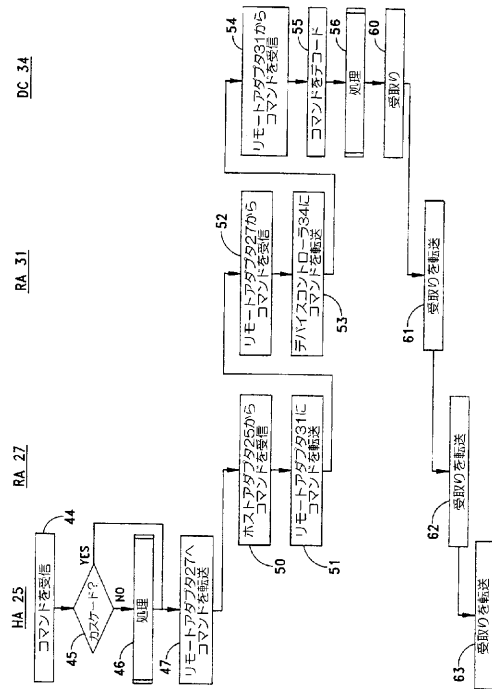


FIG. 2

【図3】

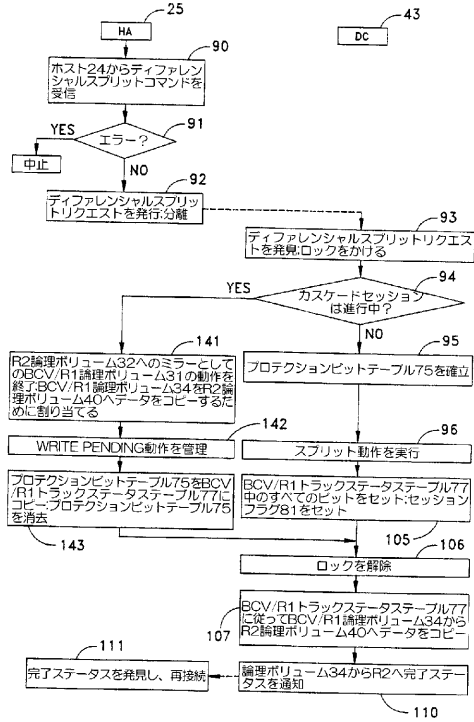


FIG. 3

【図4】

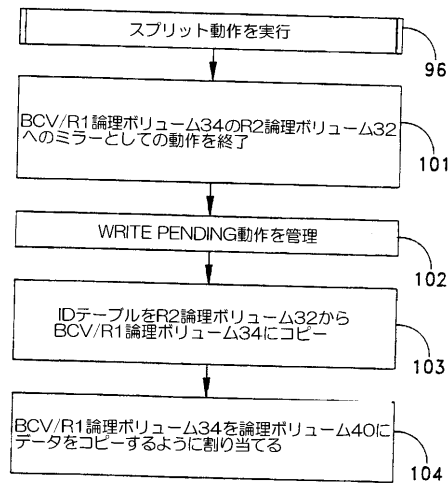


FIG. 4

【図5】

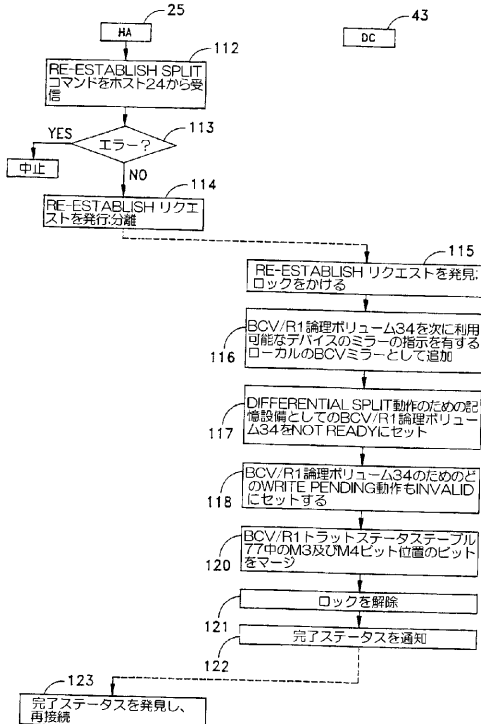


FIG. 5

【図6】

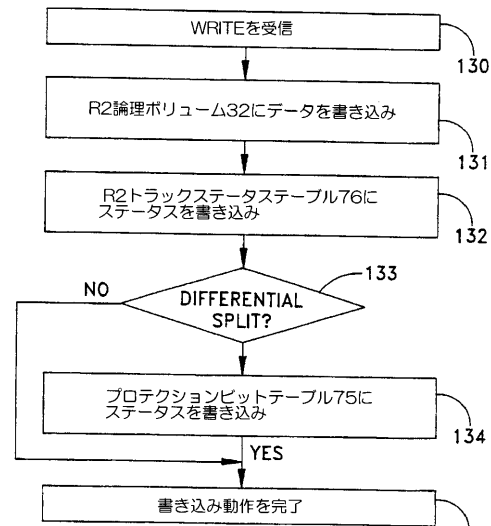


FIG. 6

フロントページの続き

- (74)代理人 100096194
弁理士 竹内 英人
- (74)代理人 100074228
弁理士 今城 俊夫
- (74)代理人 100084009
弁理士 小川 信夫
- (74)代理人 100082821
弁理士 村社 厚夫
- (74)代理人 100086771
弁理士 西島 孝喜
- (74)代理人 100084663
弁理士 箱田 篤
- (72)発明者 ガーニュ マチュー
アメリカ合衆国 マサチューセッツ州 02114 ポストン ジョイ ストリート 43 アパ
ートメント 5
- (72)発明者 オフェク ユーヴァル
アメリカ合衆国 マサチューセッツ州 01748 フレミンガム ランターンズ ロード 20

審査官 丹治 彰

- (56)参考文献 特表平08-509565(JP,A)
特開平07-006099(JP,A)
特開昭59-231660(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F 12/16
G06F 12/00
G06F 13/00