

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号
特許第4738069号
(P4738069)

(45) 発行日 平成23年8月3日(2011.8.3)

(24) 登録日 平成23年5月13日(2011.5.13)

(51) Int.Cl.

F I

G O 6 F 3 / 0 6 (2 0 0 6 . 0 1)

G O 6 F 3 / 0 6 3 O 1 K

請求項の数 8 (全 10 頁)

(21) 出願番号	特願2005-181531 (P2005-181531)	(73) 特許権者	390009531
(22) 出願日	平成17年6月22日 (2005. 6. 22)		インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレーション
(65) 公開番号	特開2006-12169 (P2006-12169A)		I N T E R N A T I O N A L B U S I N E S S M A S C H I N E S C O R P O R A T I O N
(43) 公開日	平成18年1月12日 (2006. 1. 12)		アメリカ合衆国10504 ニューヨーク州 アーモンク ニュー オーチャードロード
審査請求日	平成20年4月28日 (2008. 4. 28)		
(31) 優先権主張番号	10/874, 160	(74) 代理人	100108501
(32) 優先日	平成16年6月22日 (2004. 6. 22)		弁理士 上野 剛史
(33) 優先権主張国	米国 (US)	(74) 代理人	100112690
			弁理士 太佐 種一
		(74) 代理人	100091568
			弁理士 市位 嘉宏

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データ・ストレージ・システム及びデータ・ストレージ・システム内の論理パスを管理するための方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

データ・ストレージ・システムであって、

(a) ホスト・デバイスに接続されたコントロール・ユニットと、

(b) 複数の論理サブシステム (L S S) とを備え、

各 L S S が前記コントロール・ユニットに割当て可能であり、 x ビットの L S S 番号によって第 1 のネットワーク内でアドレス可能であり、各 L S S が y ビットの仮想 L S S (V L S S) 番号を有し (但し、 x および y は 1 より大きい正の整数であり、かつ $y > x$ である) 、

(c) 前記ホスト・デバイスによって送信されるデータを格納するために各 L S S に割当て可能な少なくとも 1 つのデータ・ストレージ・デバイスと、

(d) 最大 2^x 個の V L S S を前記コントロール・ユニットに割り当てるための手段と、

(e) 割り当てられた各 V L S S を対応する L S S 番号によって識別するための、前記コントロール・ユニット内の構成データ構造とをさらに備え、

前記コントロール・ユニットが、

割り当てられた L S S を識別する L S S 番号を保持し、かつ当該割り当てられた L S S と前記ホスト・デバイスとの間に論理パスを確立するための論理パス確立 (E L P) コマンドを前記ホスト・デバイスから受信し、

前記 E L P コマンドに保持された L S S 番号に対応する V L S S 番号を前記構成データ構造から入手し、

10

20

前記構成データ構造から入手したV L S S番号を前記コントロール・ユニット内の論理パス・データ構造に保管して、当該V L S S番号を、前記E L Pコマンドによって確立された論理パスの他のエレメントである、前記ホスト・デバイスおよび前記コントロール・ユニットのリンク・アドレスに関連付け、

前記ホスト・デバイスから、前記選択されたL S Sのうち少なくとも1つのL S Sを識別するL S S番号を保持し、かつ当該少なくとも1つのL S Sにアクセスするための入出力操作作用コマンドを受信し、

前記入出力操作作用コマンドに保持されたL S S番号に対応するV L S S番号を前記論理パス・データ構造から入手し、かつ当該V L S S番号を有するL S Sにアクセスするように構成される、データ・ストレージ・システム。

10

【請求項2】

前記第1のネットワークがE S C O Nネットワークから成り、かつ $x = 4$ である、請求項1に記載のシステム。

【請求項3】

各L S Sが y ビットのV L S S番号によって第2のネットワーク内でさらにアドレス可能である、請求項2に記載のシステム。

【請求項4】

前記第2のネットワークがF I C O Nネットワークから成り、かつ $y = 8$ である、請求項3に記載のシステム。

【請求項5】

20

データ・ストレージ・システム内の論理パスを管理するための方法であって、

(a) 最大 2^y 個の論理サブシステム(L S S)を設けるステップを含み、

各L S Sが y ビットの仮想L S S(V L S S)番号を有し(但し、 y は1より大きい正の整数である)、

(b) 前記最大 2^y 個のL S Sから、ホスト・デバイスに接続されたコントロール・ユニットに割り当てるべき最大 2^x 個のL S Sを選択するステップを含み、

選択された各L S Sが x ビットのL S S番号によって第1のネットワーク内でアドレス可能であり(但し、 x は1より大きい正の整数であり、かつ $x < y$ である)、

(c) 選択された各L S Sごとに、L S S番号を割り当てるステップと、

(d) 選択された各L S Sの前記割り当てられたL S S番号を、当該L S S番号に対応するように割り当てられたV L S S番号とともに、前記コントロール・ユニット内の構成データ構造に保管するステップと、

30

(e) 前記コントロール・ユニットにおいて、前記ホスト・デバイスから、前記選択されたL S Sのうち少なくとも1つのL S Sを識別するL S S番号を保持し、かつ前記ホスト・デバイスと当該少なくとも1つのL S Sとの間に論理パスを確立するための論理パス確立(E L P)コマンドを受信するステップと、

(f) 前記E L Pコマンドに保持されたL S S番号に対応するV L S S番号を前記構成データ構造から入手し、当該V L S S番号を、前記E L Pコマンドによって確立された論理パスの他のエレメントである、前記ホスト・デバイスおよび前記コントロール・ユニットのリンク・アドレスとともに、前記コントロール・ユニット内の論理パス・データ構造に保管するステップと、

40

(g) 前記コントロール・ユニットにおいて、前記ホスト・デバイスから、前記選択されたL S Sのうち少なくとも1つのL S Sを識別するL S S番号を保持し、かつ当該少なくとも1つのL S Sにアクセスするための入出力操作作用コマンドを受信するステップと、

(h) 前記入出力操作作用コマンドに保持されたL S S番号に対応するV L S S番号を前記論理パス・データ構造から入手し、かつ当該V L S S番号を有するL S Sにアクセスするステップをさらに含む、方法。

【請求項6】

前記第1のネットワークがE S C O Nネットワークから成り、かつ $x = 4$ である、請求項5に記載の方法。

50

【請求項 7】

各 L S S が y ビットの V L S S 番号によって第 2 のネットワーク内でさらにアドレス可能である、請求項 5 に記載の方法。

【請求項 8】

前記第 2 のネットワークが F I C O N ネットワークから成り、かつ $y = 8$ である、請求項 7 に記載の方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、一般に、データ・ストレージ・システムに関し、特に、より広範囲の論理ストレージ・サブシステムへのアクセスを可能にすることに関する。

【背景技術】

【0002】

大規模コンピュータ・ストレージ・システムは概して、ストレージ・デバイスの複数アレイを有する。このようなシステムの一例は、ニューヨーク州アーモンの I B M 社から販売されている I B M エンタープライズ・ストレージ・サーバ（商標）（E S S）である。E S S は、概して、キャッシュ・メモリと不揮発性ストレージとを有するマイクロプロセッサのクラスタから構成されるコントロール・ユニット（C U）を有する。このコントローラは、1 つまたは複数の論理サブシステム（L S S）またはコントロール・ユニット・イメージをサポートし、そのそれぞれは概して磁気ディスクから構成されるストレージ・ボリュームのアレイを有する。

【0003】

エンタープライズ・システム接続アーキテクチャ（商標）（E S C O N（商標））規格は、ホスト・プロセッサとストレージ・システムとの間で長距離に渡る高信頼性高速シリアル・データ転送を可能にするように、I B M（商標）によって定義されている。E S C O N は、「Enterprise Systems Architecture/390: ESCON I/O Interface」というタイトルの I B M 資料 S A 2 2 - 7 2 0 2 - 0 2（ニューヨーク州アーモンの I B M 社、1992 年）に記載されている。E S C O N は、リンク・レベルとデバイス・レベルという 2 つのレベルのプロトコルを指定する。リンク・レベルは、チャネル・パス（ホストとストレージ・サブシステムとの間）によるフレームの送受信に必要な関連プロトコルとともに、そのチャネル・パスの物理的特性を記述するものである。デバイス・レベルは主として、特定の入出力装置に関する入出力（I/O）操作の実行に関連するプロトコルに関するものである。

【0004】

E S C O N リンク・レベル・アドレッシングは、各ストレージ・システム C U 用の 8 ビットのリンク・アドレスとともに、L S S を識別する 4 ビットの論理（ポート）アドレス拡張を提供する。リンク・アドレスと論理拡張の組合せは論理アドレスと呼ばれている。この論理アドレス拡張は長さが 4 ビットであるので、E S C O N ネットワーク内の各 C U では、論理アドレス 0 ~ 15 で最大 16 個の L S S がサポートされる。E S C O N リンク上で送信される各データ・フレームは、フレームのソースおよび宛先のリンク・アドレスおよび論理アドレスを指定するリンク・ヘッダを有する。

【0005】

ヘッダに続いて、各リンク・フレームは情報フィールドを含む。リンク・フレームがデバイス・フレーム（すなわち、特定のデバイスの入出力操作に関するリンク・フレーム）である場合、情報フィールドはデバイス・ヘッダとデバイス情報ブロックとを含む。デバイス・ヘッダは 8 ビットのデバイス・アドレスを含み、したがって、最大 256 個のストレージ・デバイスを所与の L S S に接続することができる。情報フィールドは、コマンド、データ、制御情報、および状況を収容することができる。コマンドは、通常、実行中の入出力プログラムによって「カウント、キー、データ」（C K D）フォーマットで提供されるチャネル・コマンド・ワード（C C W）のチェーンによって指定される。C K D は I

10

20

30

40

50

B M S / 3 9 0 (商 標) システムで使用するディスク・アーキテクチャであり、C K D によりデータ・レコードを可変サイズ(カウント)のものにすることができる。所与のターゲット・ストレージ・ボリュームに書き込むためのコマンドの後には、書き込むべきデータを含む1つまたは複数のデータ・フレームのシーケンスが続く。概して、データが書き込まれたシステムは、その入出力操作の完了の結果(成功または失敗)を記述する状況フレームを返す。

【 0 0 0 6 】

ターゲット・ストレージ・ボリュームにデータを書き込むために、ホストのチャンネル・サブシステム(すなわち、ホスト入出力インターフェース)は、対応するL S Sの物理および論理リンク・アドレスとそのボリュームのデバイス・アドレスを選択し、1つまたは複数のC C Wのチェーンをサブミットする。チャンネル・サブシステムと、アドレッシングされたL S Sとの間に、論理パスというE S C O Nチャンネル・パスがセットアップされる。ターゲット・ストレージ・ボリュームにデータを書き込むために、ホストのチャンネル・サブシステム(すなわち、ホスト入出力インターフェース)は、それをターゲットL S Sに接続する使用可能な論理パスを選択し、デバイス・アドレスによって示された所望のターゲット・ボリュームにC C Wのチェーンを送信する。したがって、論理パスの選択はソースおよびターゲットL S Sを決定し、デバイス・アドレスはターゲットL S S内のどのデバイスに入出力が向けられるかを決定する。この論理パスは、チェーンが完了するまで、ホストと指定のストレージ・デバイスとの間のデータ転送に排他的に使用することができる。このタイプのチャンネル使用は「セクタ」モードと呼ばれ、それぞれがリンク上で確立された異なる論理パスを使用する複数のチェーンによるリンクの共用を可能にする「マルチプレクサ」モードとは対照的なものである。チェーンの完了時に、ストレージ・デバイスは「終了状況」表示を返し、チャンネル・パスは解放される。

【 0 0 0 7 】

データ・バックアップは、すべての大規模コンピュータ・データ・ストレージ・システム(およびほとんどの小規模システムでも)の標準的部分である。ローカル・ストレージ・サブシステム上のボリュームなどの1次ストレージ・メディアに書き込まれたデータは、概してリモート・ストレージ・サブシステム上の他のボリュームであるバックアップ・メディアにコピーされ、次にそれは、災害によって1次メディア上のデータが失われた場合にリカバリのために使用することができる。この目的のために使用できるE S Sのコピー・サービス機能がいくつか存在する。これらの機能としては、1次ストレージ・サブシステム上のソース・ボリュームのミラー・コピーが2次ストレージ・サブシステム上に作成されるピアツーピア・リモート・コピー(P P R C)がある。P P R Cは、どちらもそれぞれのC U内に存在する1次サブシステムと2次サブシステムとの間の直接E S C O Nリンク(前述のホスト/C UタイプのE S C O Nリンクとは対照的なもの)を使用して実現される。ホスト・プロセッサ上のアプリケーションが1次サブシステム上のP P R Cボリュームに書き込むと、対応するデータ更新が1次サブシステム側のキャッシュ・メモリおよび不揮発性ストレージに入力される。次に、1次サブシステムのC Uは、上述のデータ・リンクおよびデバイス・レベル・プロトコルを使用して、リンク上で2次サブシステムに更新を送信する。2次サブシステムは、それ自体のキャッシュおよび不揮発性ストレージにそのデータを入れてしまうと、そのデータの受信を肯定応答し、1次サブシステムは、書き込み操作が完了したことをそのアプリケーションにシグナル通知する。

【 0 0 0 8 】

多くのディスクおよびディスク・システムはE S C O Nが指定するC K Dフォーマットをサポートせず、むしろ、小型コンピュータ・システム・インターフェース(S C S I)規格に準拠する。S C S Iデバイスは、「固定ブロック・データ書込み(Write Fixed Block Data)」コマンドを使用してアドレッシングされる。このコマンドはC K Dコマンドに類似した形式であるが、同一ではない。S C S Iコマンド・セットについては、米国規格協会(A N S I、ワシントンD . C .)のX 3 . 1 3 1 : 1 9 9 4という規格に記載されている。その他の相違点としては、C K Dによってサポートされる可変サイズ・レコー

10

20

30

40

50

ドではなく、固定サイズのブロックとしてのみ、データをSCSIデバイスに書き込むことができる。前述のIBM ESSなどの現行世代のストレージ・システムでは、CKDデバイスとSCSIデバイスの両方を同じCUに接続し、同じCUによって制御することができる。しかし、ESCONのリンク・レベルおよびデバイス・レベル・プロトコルに準拠するために、LSS0～LSS15はCKDデバイスのみを含んでいなければならない。上位LSSアドレス(LSS16以上)は、SCSIデバイスに使用することができる。ESCONは4ビットの論理アドレスしか提供しないが、現在、ESCONプロトコルの完全準拠を維持しながら、ESCONリンク上でLSS15より上の任意のLSSをアドレッシングする簡単な方法はまったくない。この制限は、ESCONリンク上でSCSIディスク間のPPRC操作を実行する可能性を妨げている。

10

【0009】

LSSは、もう1つのIBM開発アーキテクチャであるファイバ・チャネル・アーキテクチャ(FICON(商標))によりホストまたはその他のデバイスに接続することもできる。FICONでは、8ビットの論理アドレス拡張が各LSSを識別する。この論理アドレス拡張は長さが8ビットであるので、FICONネットワーク内の各CUでは、論理アドレス0～255で最大256個のLSSをサポートすることができる。しかし、この場合も、ESCONは4ビットの論理アドレスしか提供しないので、現在、ESCONプロトコルの完全準拠を維持しながら、FICONリンクによりデータが書き込まれたLSS15より上の範囲のLSSにアクセスすることは不可能である。また、FICONプロトコルの完全準拠を維持しながら、FICONリンクによりLSS255より上の範囲のLSSにアクセスすることも不可能である。

20

【非特許文献1】IBM資料SA22-7202-02

【非特許文献2】ANSI規格X3.131:1994

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【0010】

本発明は、限定論理アドレス範囲(たとえば、0～n)をサポートする、ESCONプロトコルなどのプロトコルにより動作するネットワーク上でデータを転送するためのシステムおよび方法を提供する。ストレージ・システムなど、このネットワークに結合されたデバイスは、複数の論理ストレージ・サブシステム(LSS)を有するコントロール・ユニットを含み、そのそれぞれは限定論理アドレス範囲を超えて拡張される可能性のある範囲内の論理アドレスを備えている。

30

【課題を解決するための手段】

【0011】

論理パスは、限定論理アドレス範囲内のパス論理アドレスを使用して、ホストまたはその他のデバイスと、ストレージ・システムなどの第2のデバイスとの間のネットワーク上に確立される。ソースからターゲットにデータを運搬するために論理パス上に仮想パスも作成される。限定論理アドレス範囲外のアドレスを有するターゲットLSSに対処するために、構成データ構造が確立され、当該構成データ構造内では、最大n個の仮想LSS(VLSS)がVLSS番号と対応するLSS番号の両方によって識別される。VLSS番号は、ホスト・デバイスおよびコントロール・ユニットのリンク・アドレスとともに論理パス・データ構造に保管される。指定のLSSによって入出力操作を実行するために、ホスト・デバイスからのコマンドがコントロール・ユニットによって受信されると、その操作は、指定のLSS番号に対応するVLSS番号を有するLSSによって実行されることになる。

40

【発明を実施するための最良の形態】

【0012】

図1は本発明のデータ処理システム100のブロック図である。ホスト・デバイス110は、概して、IBM S/390(商標)などの汎用コンピュータであり、IBM ESA/390などのチャネル・サブシステム112の一部である入出力アダプタを介して格

50

納すべきデータを書き込む。データは、ストレージ・ネットワーク 120 を介してストレージ・システム 130 に搬送される。ネットワーク 120 は、エンタープライズ・システム接続アーキテクチャ (E S C O N) 規格により動作し、当技術分野で知られている光ファイバ・リンクおよび交換機 (図示せず) を有することができる。ストレージ・システム 130 は、複数の論理サブシステム (L S S) 134 を制御するコントロール・ユニット (C U) 132 を有する。F I C O N および S C S I アドレッシング・プロトコルでは各 L S S が 8 ビットの番号によってアドレッシングされるので、コントロール・ユニット 132 は、最大 $2^8 = 256$ 個のこのようなサブシステムを定義することができる。C U 132 自体は、概して、1つの中央演算処理装置あるいは 1つまたは複数の、好ましくは 2つのコンピュータ・プロセッサ・クラスタを有する。各 L S S 134 は、C K D ディスク 136 または固定ブロック・ディスク 138 (概して、F I C O N または S C S I 互換ディスクである) としてホスト 110 に提示されるディスクを有するストレージ・デバイスのアレイを有する。各 L S S が 4 ビットの番号によってアドレッシングされる E S C O N プロトコルによれば、最初の $2^4 = 16$ 個の L S S、すなわち、L S S 0 ~ L S S 15 は、C K D ディスクを有するものでなければならない。L S S 16 以上の範囲内の L S S 上のデバイスは、固定ブロック・ディスクまたは C K D デバイスを有する。

【0013】

データ処理システム 100 の多くの構成では、ストレージ・システム 130 に書き込まれたデータは第 2 のストレージ・システム 140 上でバックアップされる。第 1 のシステム 130 のように、第 2 のストレージ・システム 140 は 1つのコントロール・ユニット (C U) 142 と、複数の L S S 144 とを有する。C K D ディスク 146 および固定ブロック・ディスク 148 は、第 1 のストレージ・システム 130 に関連して上述したように L S S 144 内に配列される。データ・バックアップは、好ましくは、第 1 のシステム 130 上の指定されたディスク 136 および 138 に書き込まれたすべてのデータをネットワーク 120 により第 2 のシステム 140 上の 2 次ディスクにコピーするために P P R C サービスを使用して作成される。

【0014】

P P R C サービスに関連するコマンド、データ、および状況応答は、E S C O N プロトコルによりネットワーク上で運搬される。論理バスのクローンである仮想バスは、1 次 L S S と 2 次 L S S との関係ごとに作成される。L S S 0 ~ L S S 15 の間の C K D L S S の場合、その論理バスに対して単一仮想バスがクローン化される。固定ブロック L S S の場合、すべての仮想バスは、1 次 L S S 0 を 2 次 L S S 0 に接続する論理バスにマッピングされ、したがって、多くの仮想バスが単一論理バスにマッピングされる。論理バスは、上述の通り、「セクタ」モードで使用されるので、任意の所与の瞬間には 1つの仮想バスしか使用することができず、それがマッピングされる論理バスの排他的使用を示している。仮想バスは、ソースおよびターゲット L S S ならびに P P R C 操作のターゲット・デバイスに一意的に関連付けられる。第 2 の C U 142 は、E S C O N デバイス・フレームを受信すると、必ず C C W パラメータ・リストに埋め込まれた論理アドレス (すなわち、2 次 L S S および 2 次デバイス番号) を使用する。したがって、この仮想バス・メカニズムにより、第 1 および第 2 のストレージ・システム 130 および 140 上の C K D デバイスと固定ブロック・デバイスとの間で P P R C 操作を行うことができる。

【0015】

ホスト 110 ならびに C U 132 および 142 の動作は、概して、ソフトウェアの制御下でそれぞれのプロセッサによって実行される。このようなソフトウェアは、たとえば、ネットワークにより電子形式でプロセッサにダウンロードされる場合もあれば、代わって、C D - R O M などの有形メディアで提供される場合もある。

【0016】

図 2 は、本発明の好ましい一実施形態を実現する際に使用されるデバイス・データ・フレーム 200 の構造を概略的に示すブロック図である。E S C O N 規格によれば、フレーム 200 は、リンク・ヘッダ 210 と、情報フィールド 220 と、リンク・トレーラ 23

10

20

30

40

50

0とを有する。リンク・ヘッダは、宛先アドレス212と、ソース・アドレス214と、リンク制御フィールド216とを有する。宛先およびソース・アドレス212および214はどちらも、リンク・アドレス212A、214Aと、論理アドレス212B、214Bとを有する。リンク・アドレス212A、214Aは、長さが8ビットであり、ホスト・チャンネル・サブシステム112または1次ストレージ・システム130などの他の接続サブシステムをリンクのソースとして識別し、2次ストレージ・システム140または他の接続システムを宛先として識別する。操作の完了状況を示す状況フレームなど、宛先からソースへの返信の場合、当然のことながら、ソースおよび宛先アドレスが逆転される。論理アドレス212B、214Bは、長さが4ビットであり、論理チャンネル・パスのソースLSSおよび宛先LSSに対応するLSSを識別する。

10

【0017】

情報フィールド220は、デバイス・ヘッダ222と、デバイス情報ブロック(DIB)224とを有する。通常、デバイス・ヘッダ222は、ESCON規格に指定されている通り、特定のフラグとともに、データ操作のターゲット・デバイスのIDを示す8ビットのデバイス・アドレスを有する。このようなフラグとしては、このデバイス・フレームのタイプ(コマンド、データ、状況または制御)を示す情報フィールドID(IFI)フラグと、入出力操作の実行を制御するために使用するデバイス・ヘッダ・フラグ(DHF)を含む。

【0018】

図3の流れ図は、図2に関連して上述したフレーム・データ構造が使用される本発明の一実施形態を実行するための方法を示している。0~15という従来の範囲の外側のLSSにアクセスするようにストレージ・システム130を構成するために、システム管理者は、各ESCONアダプタごとに、最大256個の定義済みLSSのうちの最大16個のLSSを選択する(300)。また、管理者は、それぞれについてLSS番号(0~15)も選択する。この構成情報が入力された後、その情報はCU132のオペレーティング・システムのカーネルに渡される(302)。CU132の初期マイクロコード・ロード(IML)操作が開始されると(304)、カーネルは、各ESCONアダプタに構成情報を送信し(306)、テーブルまたはアレイなどの構成データ構造にその構成を保管する(308)。図4は、2つの要素を有する例示的な構成データ構造400を示している。第1の要素は選択されたVLSS402を識別し、第2の要素はVLSSに割り当てられたポートまたはLSS番号404を識別する。したがって、図4のデータ構造では、CU132によりアクセス可能なものとして、VLSS番号1、4、15、72、123、および246が選択されている(明瞭にするため、他に可能な9つのVLSSはこのデータ構造には含まれていない)。このVLSSには、LSS番号0、1、2、3、14、および15がそれぞれ割り当てられている。

20

30

【0019】

その後、アダプタがオンラインになると(310)、ホスト・デバイス110は、それが確立しようとする各論理パスごとに従来の論理パス確立(Establish Logical Path: ELP)コマンドを送信する。ELP内には、LSS(0~15)および論理パスのアドレスが含まれる。ELP処理中に、アダプタ・ファームウェア/マイクロコードは、LSSに対応するVLSSの識別を要求する照会をオペレーティング・システムに送信する(314)。次に、VLSS番号は、ホスト・チャンネル・サブシステム112およびコントロール・ユニット132のリンク・アドレスとともに、テーブルまたはアレイなどの論理パス・データ構造に保管され、それにより、論理パスを完全に定義する(316)。例示的な論理パス・データ構造は図5に示されている。この論理パス・データ構造は、適切なホストにフレームを返送するために必要な情報(物理アドレスと論理アドレスの両方を必要とする)ならびにフレームが送信されたコントロール・ユニットの論理アドレスを提供する。CU仮想LSSは、操作が実際に処理されるコントロール・ユニット上のLSSへのマッピングである。

40

【0020】

50

ホスト・デバイス 1 1 0 にフレームを送信する場合、V L S S に対応する L S S 番号が使用されることになる (3 1 8)。同様に、ホスト 1 1 0 から C U 1 3 2 にフレームを送信する場合、L S S 番号が使用されることになり (3 2 0)、対応する V L S S について論理パス・テーブルが照会されることになる。ここで本発明は、F I C O N などの非 E S C O N ネットワーク 1 5 0 (図 1) によりすでにデータが書き込まれた可能性がある、前にアクセス不能だった L S S へのアクセスを可能にする。

【 0 0 2 1 】

本明細書に記載した実施形態は特に E S C O N 環境に向けられているが、本発明の原理は、F I C O N など、他のデータ・ストレージ環境に適用することができる。F I C O N ネットワークでは、最大 $2^8 = 256$ 個の L S S をアドレッシングすることができる。しかし、E S C O N に関して本明細書に記載したものと同様に、本発明では $2^9 = 512$ 個の仮想 L S S へのアクセスを許可する。

10

【 0 0 2 2 】

本発明の諸目的は、本明細書に開示した諸実施形態により完全に実現されている。当業者であれば、本発明の様々な態様が、本発明の本質的な機能を逸脱せずに、種々の実施形態によって達成可能であることが分かるであろう。特定の諸実施形態は例示的なものであり、特許請求の範囲に示す本発明の範囲を制限するためのものではない。

【図面の簡単な説明】

【 0 0 2 3 】

【図 1】本発明のデータ・ストレージ・システムのブロック図である。

20

【図 2】E S C O N リンク上で送信された例示的なデータ・フレームを示す図である。

【図 3】本発明により論理サブシステムにアクセスする方法の流れ図である。

【図 4】本発明の例示的な構成データ構造を示す図である。

【図 5】本発明の例示的な論理パス・データ構造を示す図である。

【符号の説明】

【 0 0 2 4 】

0 0 0 : プロセッサ

1 0 0 : データ処理システム

1 1 0 : ホスト

1 1 2 : チャネル・サブシステム

30

1 2 0 : ストレージ・ネットワーク (E S C O N)

1 3 0 : ストレージ・システム

1 3 2 : コントロール・ユニット

1 3 4 : L S S 0 ~ L S S 2 5 5

1 3 6 : C K D ディスク

1 3 8 : 固定ブロック・ディスク

1 4 0 : ストレージ・システム

1 4 2 : コントロール・ユニット

1 4 4 : L S S 0 ~ L S S 2 5 5

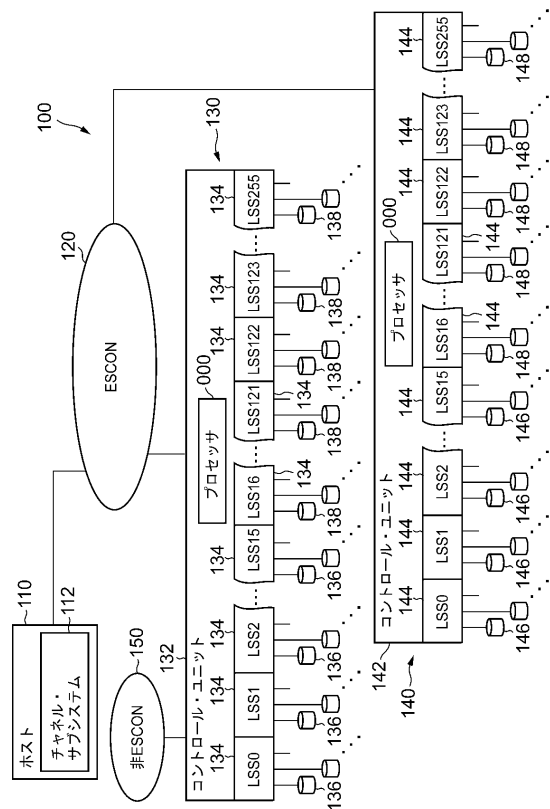
1 4 6 : C K D ディスク

40

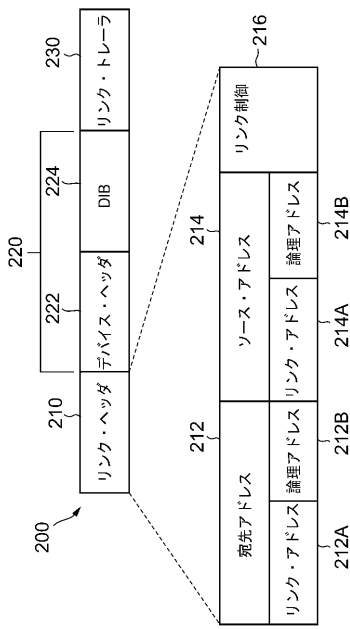
1 4 8 : 固定ブロック・ディスク

1 5 0 : 非 E S C O N

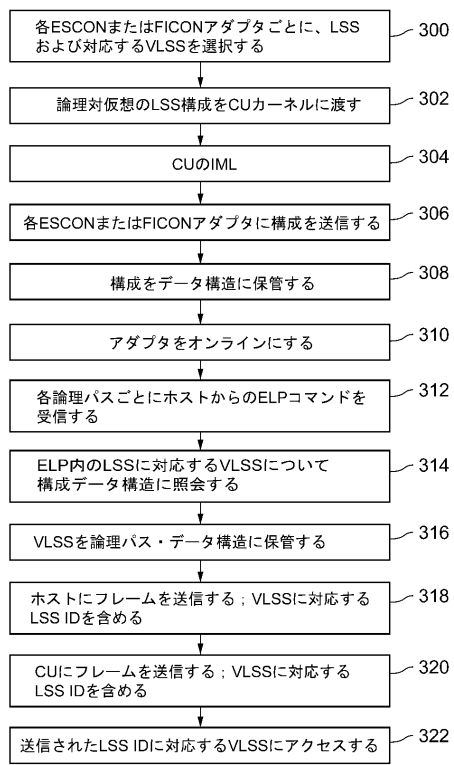
【図 1】



【図 2】



【図 3】



【図 4】

400

ポート構成テーブル	
論理LSS番号	割り当てられたLSS番号
0	1
1	4
2	15
3	72
⋮	⋮
14	123
15	246

404 402

【図 5】

論理バス・テーブル				
バス番号	チャンネル物理 アドレス	チャンネル論理 アドレス	CU論理 アドレス	CU仮想 LSS
0	0X0F	01	02	25
1	0X0F	02	03	47
2	0XBO	00	00	00
3	0XDE	0X0F	0XOE	127
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮

フロントページの続き

(74)代理人 100086243

弁理士 坂口 博

(72)発明者 ホアン・エイ・コロナード

アメリカ合衆国 8 5 7 1 5 アリゾナ州ツーソン イースト・ラ・シエネガ・ドライブ 7 4 8 1

(72)発明者 ブレット・ダブリュー・ホーリー

アメリカ合衆国 8 5 7 4 8 アリゾナ州ツーソン イースト・コルテ・トレ・デル・ソル 9 6 2
7

(72)発明者 ローレンス・シー・ブラント

アメリカ合衆国 8 5 7 1 5 アリゾナ州ツーソン イースト・ショアライン・ドライブ 7 3 4 8

審査官 坂東 博司

(56)参考文献 特開 2 0 0 1 - 0 3 4 5 6 8 (J P , A)

特開 2 0 0 1 - 2 6 5 6 5 5 (J P , A)

米国特許出願公開第 2 0 0 3 / 0 0 8 8 6 3 8 (U S , A 1)

(58)調査した分野(Int.Cl. , D B 名)

G 0 6 F 3 / 0 6