

(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.

G06F 3/06 (2006.01)

F 1

G06F 3/06 301K

請求項の数 8 (全 10 頁)

(21) 出願番号 特願2005-181531 (P2005-181531)  
 (22) 出願日 平成17年6月22日 (2005.6.22)  
 (65) 公開番号 特開2006-12169 (P2006-12169A)  
 (43) 公開日 平成18年1月12日 (2006.1.12)  
 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  
 (32) 優先日 平成16年6月22日 (2004.6.22)  
 (33) 優先権主張国 米国(US)

(73) 特許権者 390009531  
 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  
 INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION  
 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  
 (74) 代理人 100108501  
 弁理士 上野 剛史  
 (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(LSS)とを備え、

各LSS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LSS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LSSがyビットの仮想LSS(VLSS)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LSSに割当可能な少なくとも1つのデータ・ストレージ・デバイスと、

(d) 最大 $2^x$ 個のVLSS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VLSSを対応するLSS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LSSを識別するLSS番号を保持し、かつ当該割り当てられたLSS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(ELP)コマンドを前記ホスト・デバイスから受信し、

前記ELPコマンドに保持されたLSS番号に対応するVLSS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用コマンドを受信し、

前記入出力操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。

20

#### 【請求項5】

データ・ストレージ・システム内の論理バ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 との間に論理バスを確立するための論理バス確立(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バ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・ユニット内の論理バス・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用コマンドを受信するステップと、

(h)前記入出力操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 番号を前記論理バス・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 LSS が y ビットの VLS5 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 FICON 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。 10

**【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クの IBM 社から販売されている IBM エンタープライズ・ストレージ・サーバ（商標）（ESS）である。 ESS 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（CU）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（LSS）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。 20

**【0003】**

エンタープライズ・システム接続アーキテクチャ（商標）（ESCON（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、IBM（商標）によって定義されている。 ESCON は、「Enterprise Systems Architecture/390: ESCON I/O Interface」というタイトルの IBM 資料 SA22-7202-02（ニューヨーク州アーモンクの IBM 社、1992年）に記載されている。 ESCON 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・バス（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・バ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。 30

**【0004】**

ESCON リンク・レベル・アドレッシングは、各ストレージ・システム CU 用の 8 ビットのリンク・アドレスとともに、LSS 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、ESCON ネットワーク内の各 CU では、論理アドレス 0 ~ 15 で最大 16 個の LSS がサポートされる。ESCON 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。 40

**【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 LSS 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」（CKD）フォーマットで提供されるチャネル・コマンド・ワード（CCW）のチェーンによって指定される。 CKD は I 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。

#### 【0006】

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。このタイプのチャネル使用は「セレクタ」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「マルチブレクサ」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、チャネル・パスは解放される。

10

20

#### 【0007】

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。

30

40

#### 【0008】

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・データ書き込み(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

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 S C S I デバイスに書き込むことができる。前述の I B M E S S などの現行世代のストレージ・システムでは、C K D デバイスと S C S I デバイスの両方を同じ C U に接続し、同じ C U によって制御することができる。しかし、E S C O N 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、L S S 0 ~ L S S 1 5 は C K D デバイスのみを含んでいなければならぬ。上位 L S S アドレス ( L S S 1 6 以上 ) は、S C S I デバイスに使用することができる。E S C O N は 4 ビットの論理アドレスしか提供しないが、現在、E S C O N プロトコルの完全準拠を維持しながら、E S C O N リンク上で L S S 1 5 より上の任意の L S S 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、E S C O N リンク上で S C S I ディスク間の P P R C 操作を実行する可能性を妨げている。

10

#### 【 0 0 0 9 】

L S S は、もう 1 つの I B M 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 ( F I C O N ( 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。F I C O N では、8 ビットの論理アドレス拡張が各 L S S 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、F I C O N ネットワーク内の各 C U では、論理アドレス 0 ~ 2 5 5 で最大 2 5 6 個の L S S をサポートすることができる。しかし、この場合も、E S C O N は 4 ビットの論理アドレスしか提供しないので、現在、E S C O N プロトコルの完全準拠を維持しながら、F I C O N リンクによりデータが書き込まれた L S S 1 5 より上の範囲の L S S にアクセスすることは不可能である。また、F I C O N プロトコルの完全準拠を維持しながら、F I C O N リンクにより L S S 2 5 5 より上の範囲の L S S にアクセスすることも不可能である。

20

【 非特許文献 1 】 I B M 資料 S A 2 2 - 7 2 0 2 - 0 2

【 非特許文献 2 】 A N S I 規格 X 3 . 1 3 1 : 1 9 9 4

#### 【 発明の開示 】

##### 【 発明が解決しようとする課題 】

#### 【 0 0 1 0 】

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、E S C O N 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 ( L S S ) 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 】

#### 【 0 0 1 1 】

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 L S S 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 L S S ( V L S S ) が V L S S 番号と対応する L S S 番号の両方によって識別される。 V L S S 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 L S S 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 L S S 番号に対応する V L S S 番号を有する L S S 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 】

#### 【 0 0 1 2 】

図 1 は本発明のデータ処理システム 1 0 0 のブロック図である。ホスト・デバイス 1 1 0 は、概して、I B M S / 3 9 0 ( 商標 ) などの汎用コンピュータであり、I B M E S A / 3 9 0 などのチャネル・サブシステム 1 1 2 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 (ESCON) 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 (LSS) 134 を制御するコントロール・ユニット (CU) 132 を有する。ICON および SCSI アドレッシング・プロトコルでは各 LSS 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。CU 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 LSS 134 は、CKD ディスク 136 または固定ブロック・ディスク 138（概して、ICON または SCSI 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 LSS が 4 ビットの番号によってアドレッシングされる ESCON プロトコルによれば、最初の  $2^4 = 16$  個の LSS、すなわち、LSS 0 ~ LSS 15 は、CKD ディスクを有するものでなければならない。LSS 16 以上の範囲内の LSS 上のデバイスは、固定ブロック・ディスクまたは CKD 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 (CU) 142 と、複数の LSS 144 とを有する。CKD 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 LSS 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 PPRC サービスを使用して作成される。

#### 【0014】

PPRC サービスに関連するコマンド、データ、および状況応答は、ESCON プロトコルによりネットワーク上で運搬される。論理パスのクローンである仮想パスは、1 次 LSS と 2 次 LSS との関係ごとに作成される。LSS 0 ~ LSS 15 の間の CKD LSS の場合、その論理パスに対して単一仮想パスがクローン化される。固定ブロック LSS の場合、すべての仮想パスは、1 次 LSS 0 を 2 次 LSS 0 に接続する論理パスにマッピングされ、したがって、多くの仮想パスが単一論理パスにマッピングされる。論理パスは、上述の通り、「セレクタ」モードで使用されるので、任意の所与の瞬間には 1 つの仮想パ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パスの排他的使用を示している。仮想パスは、ソースおよびターゲット LSS ならびに PPRC 操作用のターゲット・デバイスに一意的に関連付けられる。第 2 の CU 142 は、ESCON デバイス・フレームを受信すると、必ず CCRW 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 LSS および 2 次デバイス番号）を使用する。したがって、この仮想パス・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 CKD デバイスと固定ブロック・デバイスとの間で PPRC 操作を行うことができる。

#### 【0015】

ホスト 110 ならびに CU 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、CD-ROM 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。ESCON 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、データ操作用のターゲット・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(IMAL)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

#### 【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。

30

#### 【0020】

40

50

ホスト・デバイス110にフレームを送信する場合、VLSSに対応するLSS番号が使用されることになる(318)。同様に、ホスト110からCU132にフレームを送信する場合、LSS番号が使用されることになり(320)、対応するVLSS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、FICONなどの非ESCONネットワーク150(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LSSへのアクセスを可能にする。

#### 【0021】

本明細書に記載した実施形態は特にESCON環境に向けられているが、本発明の原理は、FICON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。FICONネットワークでは、最大 $2^8 = 256$ 個のLSSをアドレッシングすることができる。しかし、ESCON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LSSへのアクセスを許可する。

10

#### 【0022】

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】

#### 【0023】

【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】ESCON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】

#### 【0024】

000：プロセッサ

100：データ処理システム

110：ホスト

112：チャネル・サブシステム

30

120：ストレージ・ネットワーク(ESCON)

130：ストレージ・システム

132：コントロール・ユニット

134：LSS0～LSS255

136：CKDディスク

138：固定ブロック・ディスク

140：ストレージ・システム

142：コントロール・ユニット

144：LSS0～LSS255

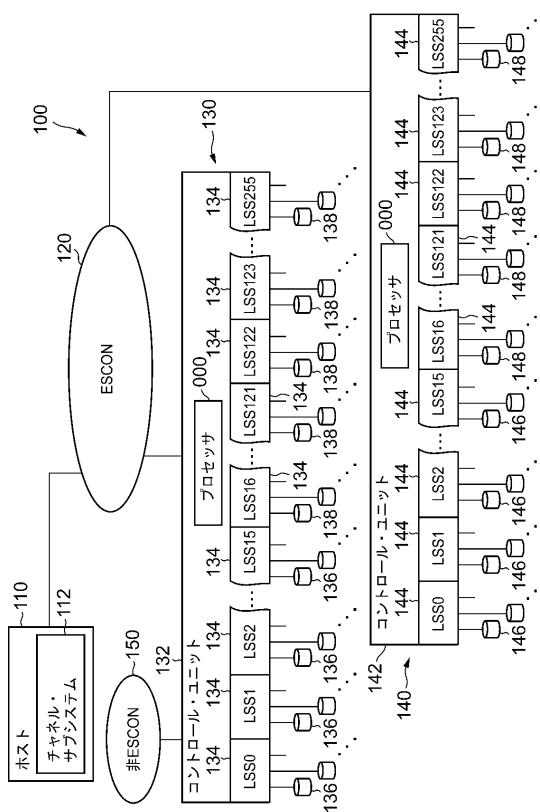
146：CKDディスク

40

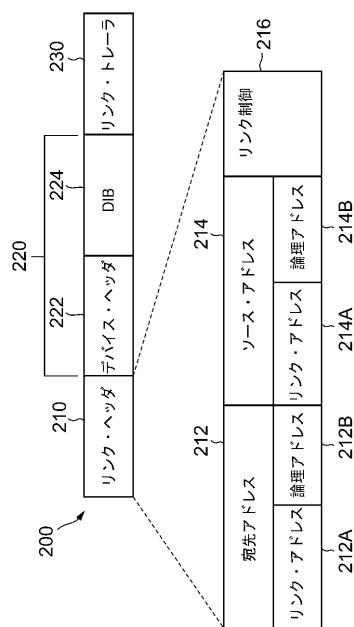
148：固定ブロック・ディスク

150：非ESCON

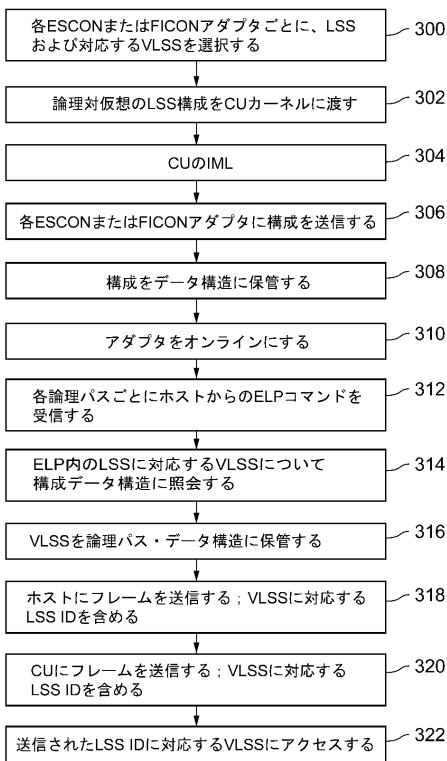
【図1】



【図2】



【図3】



【図4】

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	チャネル物理アドレス	チャネル論理アドレス	CU論理アドレス	CU仮想LSS
0	0XOF	01	02	25
1	0XOF	02	03	47
2	0XBO	00	00	00
3	0XDE	0XOF	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85715 アリゾナ州ツーソン イースト・ラ・シエネガ・ドライブ 7481

(72)発明者 ブレット・ダブリュー・ホーリー

アメリカ合衆国85748 アリゾナ州ツーソン イースト・コルテ・トレ・デル・ソル 962

7

(72)発明者 ローレンス・シー・プラント

アメリカ合衆国85715 アリゾナ州ツーソン イースト・ショアライン・ドライブ 7348

審査官 坂東 博司

(56)参考文献 特開2001-034568(JP,A)

特開2001-265655(JP,A)

米国特許出願公開第2003/0088638(US,A1)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G 06 F 3 / 06