

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特許公報(B2)

(11) 特許番号

特許第3763845号
(P3763845)

(45) 発行日 平成18年4月5日(2006.4.5)

(24) 登録日 平成18年1月27日(2006.1.27)

(51) Int. Cl. F I
G06F 3/06 (2006.01) G06F 3/06 303Z

請求項の数 16 (全 10 頁)

<p>(21) 出願番号 特願平7-530566 (86) (22) 出願日 平成7年5月23日(1995.5.23) (65) 公表番号 特表平10-500793 (43) 公表日 平成10年1月20日(1998.1.20) (86) 国際出願番号 PCT/US1995/007523 (87) 国際公開番号 W01995/032471 (87) 国際公開日 平成7年11月30日(1995.11.30) 審査請求日 平成14年4月10日(2002.4.10) (31) 優先権主張番号 08/247,378 (32) 優先日 平成6年5月23日(1994.5.23) (33) 優先権主張国 米国(US)</p>	<p>(73) 特許権者 クワンタム・コーポレイション アメリカ合衆国、95110 カリフォル ニア州、サン・ノゼ、テクノロジー・ドラ イブ、1650、スイート・800</p> <p>(74) 代理人 弁理士 深見 久郎</p> <p>(74) 代理人 弁理士 森田 俊雄</p> <p>(74) 代理人 弁理士 伊藤 英彦</p> <p>(74) 代理人 弁理士 堀井 豊</p>
--	---

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 固定ブロック内における可変長レコードのパッキング

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

ユーザデータレコードを記憶媒体上で規定された予め定められた記憶容量の物理的ブロックにパッキングするための方法であって、
可変長のユーザデータレコードを受取るステップと、
前記物理的ブロックの各々に対してレコードパッキング情報のマップフィールドを形成するステップと、
前記ユーザデータレコードおよびレコードパッキング情報のマップフィールドを前記物理的ブロックにフォーマット化するステップとを備え、
前記フォーマット化するステップは、
前記ユーザデータレコードから複数の可変長のデータページを形成するステップと、
前記複数のデータページの各々に対し前記マップフィールド内でレコードパッキング情報のマップエントリを形成するステップと、
前記複数のデータページの各々と前記複数のデータページの各々に対する前記マップエントリとを前記物理的ブロック内に記憶するステップと、
固定された数の前記物理的ブロックをグループに分けて論理的ブロックを規定するステップと、
固定された数の前記論理的ブロックをグループに分けて前記記憶媒体上のエンティティを規定するステップと、
前記エンティティを前記記憶媒体上に記憶するステップとを含む、方法。

10

20

【請求項 2】

各データページに対してレコードパッキング情報のマップエントリを形成する前記ステップは、

データページが圧縮されたかどうかを示す手段を含む情報を前記マップエントリに記憶するステップと、

関連するデータページにおけるデータのタイプを示す手段を含む情報を前記マップエントリに記憶するステップと、

ユーザレコードが後の物理的ブロックに続くかどうかを示す情報をマップエントリに記憶するステップと、

ユーザレコードが先の物理的ブロックからのレコードの続きであるかどうかを示す情報を前記マップエントリに記憶するステップと、

特定のマップが物理的ブロックにおける最後のマップエントリであるかどうかを示す情報を前記マップエントリに記憶するステップと、

前記関連したデータページのサイズを示す情報を前記マップエントリに記憶するステップと、

前記ユーザデータの圧縮の前のサイズを示す情報を前記マップエントリに記憶するステップとをさらに含む、請求項 1 に記載の方法。

10

【請求項 3】

前記ユーザデータを固定された物理的ブロックにフォーマット化するステップは、ユーザデータを 4 1 4 0 バイトの物理的ブロックにフォーマット化するステップをさらに含む、

請求項 1 に記載の方法。

20

【請求項 4】

前記固定された物理的ブロックをグループに分けて論理的ブロックを規定するステップは、2 つの隣接する固定された物理的ブロックを 1 つの論理的ブロックを規定するようにグループ分けするステップをさらに含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 5】

媒体上のユーザデータレコードの記憶のためのシステムであって、前記媒体は、

少なくとも 1 つのユーザデータレコードエンティティを備え、前記エンティティは、論理的ブロックの固定された数のグループを含み、前記論理的ブロックのグループの各ブロックは、予め定められた固定サイズの固定数の物理的ブロックを含み、前記複数の物理的ブロックの各物理的ブロックはさらに、

複数の可変長データページと、

レコードパッキング情報の可変数のマップエンティティを含むマップフィールドとを含み、前記複数のデータページの各データページに対して別々にマップエントリが存在し、

媒体上の前記物理的ブロックの他の物理的ブロックに対する論理的位置に関する情報の制御エントリを含む制御フィールドをさらに含む、システム。

30

【請求項 6】

請求項 5 に記載された媒体上のユーザデータレコードのデータ記憶のためのシステムであって、データページに対する前記マップエントリは、

前記データページが圧縮されているかどうかを示す圧縮フィールドと、

前記データページにおけるデータが、ユーザデータ、テープマークおよび充填文字のいずれであるかを示すタイプフィールドと、

ユーザレコードが前記エンティティ内の後の物理的ブロックに続くかどうかを示す次のフィールドと、

前記データページにおけるユーザレコードが前記エンティティ内において先の物理的ブロックからのレコードの続きであるかどうかを示す先のフィールドと、

特定のマップが前記物理的ブロックのマップフィールドにおける最後のマップエントリであるかどうかを示す最後のフィールドと、

前記データページのサイズを示すページバイトカウントフィールドと、

前記データページにおけるユーザレコードの圧縮前のサイズを示すレコードバイトカウ

40

50

トフィールドとを含む、システム。

【請求項 7】

請求項 5 に記載された媒体上のユーザデータレコードのデータ記憶のためのシステムであって、前記物理的ブロックは 4 1 4 0 バイト長である、システム。

【請求項 8】

請求項 5 に記載された媒体上のユーザデータレコードのデータ記憶のためのシステムであって、前記論理的ブロックは前記媒体上に連続して配置された 2 つの物理的ブロックを含む、システム。

【請求項 9】

請求項 5 に記載された媒体上のユーザデータレコードのデータ記憶のためのシステムであって、前記媒体は線形の磁気テープを含み、かつ前記システムは、線形の磁気テープのドライブと、インターフェイスバス構造を介してホストコンピュータシステムに接続するためのテープドライブコントローラとを含む、システム。

10

【請求項 10】

請求項 5 に記載された媒体上のユーザデータレコードのデータ記憶のためのシステムであって、各前記マップエントリは 8 バイトを含む、システム。

【請求項 11】

コントローラと、データ記憶媒体を含む記録および再生機構とを含むデータ記憶および検索システムにおいて、可変サイズのユーザデータレコードを前記記憶媒体上で固定サイズの物理的ブロックにパッキングする方法であって、

20

データ記憶および検索システムへの可変サイズユーザデータレコードを受け取るステップと、

各ユーザデータレコードに対して固定サイズのブロック内で少なくとも 1 つのデータページを規定するステップとを備え、データページの数ユーザデータレコードのサイズに基づいて規定され、

前記固定サイズブロック内で規定された各データページに対してレコードパッキング情報のマップエントリを形成するステップと、

前記記憶媒体上で前記固定サイズの物理的ブロック内に各データページと前記データページに対するマップエントリとを記憶するステップとをさらに備え、

前記記憶するステップはさらに、

30

前記固定サイズの物理的ブロックに記憶されたユーザデータレコード情報を前記記憶媒体上の他の固定サイズの物理的ブロックに関係付けるブロック情報の制御フィールドを形成するステップと、

前記記憶媒体上で前記固定サイズの物理的ブロック内に各制御フィールドを記憶するステップと、

固定された数の前記固定サイズの物理的ブロックをグループ分けするステップとを含み、各グループは論理的ブロックを規定し、

固定された数の前記論理的ブロックをグループ分けするステップをさらに含み、各グループはエンティティを規定し、

前記エンティティを前記記憶媒体上に記憶するステップをさらに含む、方法。

40

【請求項 12】

各データページに対してレコードパッキング情報のマップを形成する前記ステップは、データページが圧縮されたかどうかを示す圧縮フィールドを形成するステップと、

前記データページにおけるデータが、ユーザデータ、テープマークおよび充填文字のいずれであるかを示すタイプフィールドを形成するステップと、

ユーザレコードが前記媒体上で後の固定サイズのブロックに続くかどうかを示す次のフィールドを形成するステップと、

前記データページにおけるユーザデータが前記媒体上で先の固定サイズブロックからのレコードからの続きであるかどうかを示す先のフィールドを形成するステップと、

特定のマップが固定サイズブロックのマップフィールドにおいて最後のマップエントリで

50

あるかどうかを示す最後のフィールドを形成するステップと、前記データページのサイズを示すページバイトカウントフィールドを形成するステップと、ユーザデータレコードに何らかのデータ圧縮を加える前に前記データページにおけるユーザデータレコードのサイズを示すレコードバイトカウントフィールドを形成するステップと含む、請求項 1 1 に記載の方法。

【請求項 1 3】

各前記固定サイズ物理ブロックを 4 1 4 0 バイト長と規定するステップをさらに含む、請求項 1 1 に記載の方法。

【請求項 1 4】

媒体上で連続して配置された 2 つの固定サイズの物理的ブロックの論理的ブロックを規定するステップをさらに含む、請求項 1 1 に記載の方法。

【請求項 1 5】

前記レコードパッキング情報のマップを形成するステップは、マップを 8 バイトエントリとして形成するステップをさらに含む、請求項 1 1 に記載の方法。

【請求項 1 6】

前記媒体は線形の磁気テープを含み、前記システムは、線形の磁気テープドライブと、インターフェイスバス構造を介してホストコンピュータシステムに接続するためのテープドライブコントローラとを含む、請求項 1 1 に記載の方法。

【発明の詳細な説明】

発明の背景

磁気テープは、コンピュータデータ交換およびオフライン記憶に低コストの入力/出力能力を提供し続けている。性能を改善するために、主にデータ圧縮機構およびテープ上のレコード間のテープの無駄を減らすレコードパッキング機構を通してテープ領域の使用量を最大にするよう異なった機構が用いられてきた。これまでは、ユーザデータレコードがテープブロックの途中で終わる場合には、次のユーザデータレコードを次のテープブロックに書込めるよう、残りのテープブロックが埋め込まれなければならなかった。これは、レコード間のパディングによるテープのかなりの無駄につながった。

データ圧縮機構を使用する前は、賢く、能率のよいユーザは、固有のテープブロックサイズの倍数であるデータレコードを選んでいた。レコードをそのように選択することにより、テープブロックはパディングなしで全部用いられた。しかし、データ圧縮機構の出現により、ユーザデータは可変サイズに圧縮され、それによりテープブロックの断片が使い果たされ、したがって無駄をもたらした。

データ圧縮機構を用いながら、テープ上の無駄領域の問題を克服するために、レコードパッキング技術が用いられる。1 つのこのような機構は、複数のユーザデータレコードを含むことのできる可変サイズのスーパーテープブロックを用いる。この機構は、可変サイズのスーパーテープブロックの各々に可変サイズのヘッダを用いて、各ブロック内にあるユーザデータレコードの区分を示すことを要する。このような機構は、固定サイズのテープブロックを用いるシステムには適さない。さらに、ブロック E C C コードを用いるシステムには、可変ブロックサイズは効率的ではない。

別のレコードパッキング機構はデジタルオーディオテープ (D A T) 固定ブロックテープフォーマットに用いられる。D A T は斜めトラックを有するヘリカルスキャンテープである。データレコードは約 2 0 のトラックのグループに書込まれる。各グループの最後のトラックには、グループ内のトラックの区分を示すインデックスが維持される。グループのうち最後のトラックにインデックスがあることにより、D A T におけるデータレコードへの付加が困難になる。さらに、もしインデックスが何らかの理由で回復不能になると、データ損失量はかなり多い。テープの使用書を最大にするデータ圧縮技術を用いながら、可変サイズのユーザデータレコードを記憶する固定サイズのテープブロックを用いる、レコードパッキング機構が必要である。

発明の概要

10

20

30

40

50

この発明は、可変サイズのユーザデータレコードを記憶媒体上の固定サイズのブロックにパッキングするための方法および装置である。

この発明の目的は、データレコード間のテープの無駄を減らすことによるレコードのパッキングを通して磁気テープのキャパシティを改善するための方法および装置である。

この発明の別の目的は、テープ上の適切な物理的場所にデータが付加されることを確実にして、読出動作および付加動作の間に起こるソフトウェア速度を有利に下げることである。

これらおよび他の目的は、広い意味ではこの発明のさまざまな特徴を用いることにより達成される。この発明は、可変レコード長のユーザデータおよびエラー検出情報を受取るステップと、各ユーザデータレコードに1つまたはそれ以上のデータページを作成するステップと、各データページにレコードパッキング情報のマップを形成するステップと、記憶媒体上の同じ物理的レコード内にある各データページおよびその関連マップを記憶するステップとを含む。

より狭い意味においてこの発明の目的は、予め定められた固定サイズの物理的ブロックを有する記憶媒体を用いることにより達成され、各物理的ブロックはデータフィールドとマップフィールドとをさらに含む。データフィールドはユーザデータのページを含み、マップフィールドは前記データフィールドにあるユーザデータの各ページについてのレコードパッキング情報を含む。

さらに別の意味においてこの発明の目的は、各物理的ブロック内にページエントリおよびマップエントリを置き、マップエントリを物理的ブロックの底部に置き、かつページエントリとマップエントリとを反対方向から形成することにより達成される。

この発明の利点は、テープ上のレコード間のテープの無駄を減らすレコードパッキング機構を用いてテープ領域の使用量が最大になることである。

この発明のさらに別の利点は、各データページのマップエントリが同じ物理的ブロック内にあるその関連データページとともに置かれることであり、それにより付加動作の間データのインテグリティが保証され、このためもし付加動作がうまくいかなくても、付加場所の前に置かれたデータ対象物すべてが完全に回復可能である。

この発明の前述および付加的な目的、特徴および利点は、添付の図面と関連して読まれると、その好ましい実施例のより詳細な説明から当業者には明らかとなるだろう。

【図面の簡単な説明】

図1は、この発明の原理によるテープドライブを組み込むコンピュータシステムのブロック図である。

図2は、この発明の原理によるテープ上に記憶された情報のフォーマットの簡略ブロック図である。

図2 aは、この発明の原理によるテープ上に記憶された物理的ブロックの分解図である。

図3は、図2 aの物理的ブロックのフォーマットの詳細図である。

発明の詳細な説明

図1は、テープシステム12を含む、この発明によるコンピュータシステム10の一例である。コンピュータシステム10はCPU14、メモリ16およびI/Oバスアダプタ18などのコンポーネントを含み、これらすべてはシステムバス20に結合される。I/Oバスアダプタ18にはI/Oバス22が結合され、このI/Oバス22はさまざまな周辺デバイス24およびテープドライブコントローラ26を支持し、このテープドライブコントローラ26はテープドライブ30内のテープ28へのデータの送信およびテープ28からのデータの送信を制御する。テープコントローラ26は、メモリ31と、制御論理32と、デジタルアナログコンバータ34とをさらに含む。テープドライブ30はテープヘッド36とテープ28とを含む。

データをテープ28に書込むために、データはシステムバス20からI/Oアダプタ18を経てI/Oバス22を通過する。テープコントローラ26はメモリ31にデータを記憶する。情報の「レコード」全体がメモリ31に記憶されると、それはダイレクトメモリアクセス(DMA)によりテープ28に送信される。従来の態様で、デジタルアナログコ

10

20

30

40

50

ンバータ 34 はテープの記憶に適するアナログの形式にデータを変換し、制御論理 32 はテープドライブ 30 内のテープヘッド 36 に、適切な制御信号を与える。

より特定的には、図 2 に示されるようなエンティティのあるテープ 28 にデータレコードが書込まれる。各エンティティ 70 は 10 個の論理的ブロック 72 と、8 個のデータブロック 74 と、2 個の ECC ブロック 76 とを含む。各論理的ブロック 72 は 2 つのトラック上に書込まれる 2 つの物理的ブロック 38 を有する。各物理的ブロック間にはギャップがある。

図 2 a にさらに示されるように、各物理的ブロック 38 はデータの各ページに対してデータページ 44 と、CRC チェックサム 46 の形のエラー検出情報とを含み、これらはともにデータフィールド 40 を規定する。図 2 a にさらに示されるように、各物理的ブロック 38 は各データページ 44 に対してレコードパッキング情報のマップエントリ 53 のマップフィールド 52 と、エラー検出コード (EDC) 50 と、制御ブロック 48 とをさらに含む。

10

図 3 に詳細がさらに示されるように、この発明の原理によると、各物理的ブロック 38 は 4140 バイトを含む。示されるように、セクション 40 として示される物理的ブロック 38 の部分はメモリからダイレクトメモリアクセスされ、42 として示される剰余はブロックの最後でメモリに加えられる。物理的ブロックのセクション 40 は、実際の記憶されたデータを含むデータフィールド 44 またはページと、データの各ページに対する CRC チェックサム 46 とを含む。図 3 に示されるように、データフィールド 40 と充填文字 50 とマップフィールド 52 とは合計で 4108 バイトになる。マップフィールド 52 は 1 から 100 のマップエントリ 53 を有し、各マップエントリ 53 は 8 バイトである。したがって、もしマップエントリ 53 が 1 つしかなければ、データフィールド 40 の最大サイズは 4100 バイトである。同様に、マップエントリ 53 が 100 個あれば、すなわちマップフィールド 52 に 800 バイトのマップエントリがあれば、データフィールド 40 の最大サイズは 3208 バイトである。

20

図 3 に示されるように、各物理的ブロック 38 のデータフィールド 40 はデータページ 44 を含む。データページ 44 は物理的テープブロック 38 の内部のデータバイトのグループである。ページ 44 にあるデータバイトはすべて 1 つのレコードに属する。レコードは先の物理的ブロックで始まってもよく、かつ次の物理的ブロックに続いてもよく、したがってデータレコードは 1 つまたはそれ以上のページ 44 に書込まれてもよい。

30

以上に説明したように、データページ 44 は 0 から 4100 バイトのデータを有してもよい。もしデータページ 44 がレコードの最後のページであれば、データページ 44 の後に 2 バイトの CRC 46 が続く。図 2 a および図 3 に示されるように、2 バイトの CRC 46 の後に、次のユーザレコードに属するデータによって別のデータページ 44 が始まってもよい。図 3 において、ページ 0、ページ 1 およびページ 2 は異なったデータレコードに属するデータページ 44 であり、それらの各々の後には 2 バイトの CRC 46 が続く。

図 3 に示されるように、2 バイトの CRC 46 が偶数のオフセットに書込まれる。したがって、もしページバイト数が奇数であれば、データページ 44 と CRC 46 との間にはパッドバイト、すなわち 1 バイトの 0 (図 3 において参照符号 45 によって示される) がある。図 3 に示されるように、ページ 0 は奇数のページバイト数を有し、したがってデータページ 0 の終わり、データページ 0 に続く 2 バイトの CRC 46 との間には 0 のパッドバイト 45 がある。さらに、図 3 に示されるように、もしページバイト数が偶数であれば、データページ 44 の最後のデータバイトのすぐ後に CRC 46 が続く。図 3 に示されるように、ページ 2 は偶数のページバイト数を有し、したがってデータページ 2 の終わり、データページ 2 に続く 2 バイトの CRC 46 との間には 0 のパッドバイト 45 がない。

40

さらに、図 3 に示されるように、データページ 44 は $4 * N$ のオフセットで始まらなければならない。したがって、もし先のデータページ CRC 46 が $4 * N$ のオフセットで終わっていなければ、2 バイトのゼロ 47 が CRC の後に付加されて、その後のデータページが $4 * N$ のオフセットで始まるようにする。たとえば図 3 に示されるようにデータページ 1 の CRC 46 は $4 * N$ のオフセットでは終わっていないので、2 バイトのゼロ 47 が C

50

R C 4 6 の後に付加されて、その後のデータページ 4 4、すなわちページ 2 が $4 * N$ のオフセットで始まることを可能にする。

しかし図 3 に示されるように、もしデータページ 4 4 とマップフィールドエントリ 5 3 とが合計で 4 1 0 8 バイトにならないならば、マップフィールド 5 2 の始めまでの、データフィールド 4 0 における残りのバイトは 0 で満たされる。このエントリは充填文字と呼ばれ、図 3 において参照符号 5 0 で示される。

さらに、この発明の原理によると、図 3 に示されるように各物理的ブロック 3 8 は各データページ 4 4 に対してレコードパッキング情報のマップエントリ 5 3 のマップフィールド 5 2 を含む。示されるように、論理的に最初のマップエントリ 5 3、すなわち最初のデータページ 4 4 に属するマップエントリ 5 3 は物理的には、物理的ブロック 3 8 の最後のマップエントリ 5 3 である。たとえば図 3 に示されるように、参照符号 5 3 で表わされ、ページ 0 で示される最初のデータページ 4 4 に属するマップエントリ E 0 は物理的には物理的ブロック 3 8 の最後のマップエントリ 5 3 であるが、論理的には最初のマップエントリ 5 3 である。同様に、図 3 に示されるように、データページ 1 に属するマップエントリ E 1 は物理的には物理的ブロック 3 8 の最後から 2 番目のマップエントリ 5 3 である。

さらに、図 3 に示されるように、各マップエントリ 5 3 は 8 バイトの長さであり、かついくつかのサブフィールドを含む。第 1 のサブフィールドは「圧縮」フィールド 8 0 であり、この「圧縮」フィールドは各マップエントリにおいて 1 ビットを占め、かつ図 3 の各マップエントリ 5 3 (E 0 ... E N) において C : 1 で示される。もし圧縮フィールドのビットが「1」に設定されていれば、対応するデータページ 4 4 のデータは圧縮されたフォーマットで記憶されていることを示す。

次のマップエントリ/サブフィールドは「タイプ」フィールド 8 2 である。図 3 に示されるように、各「タイプ」フィールド 8 2 は 3 ビットを占め、かつ各マップエントリ 5 3 (E 0 ... E N) において E t y p e : 3 で示される。各マップエントリ 5 3 はデータページ、テーブルマークまたは充填文字のいずれかを表示する。3 ビットを用いるタイプフィールド 8 2 は、マップエントリ 5 3 が表わすデータフィールド 4 0 のデータのタイプを示す。この発明の原理によると、マップエントリ 5 3 が、ユーザデータを有する対応するデータページ 4 4 を表わすときには、3 ビットの「タイプ」フィールド 8 2 はユーザデータページ 4 4 を示すよう設定される。マップエントリ 5 3 がファイルデマーカを表わすときには、3 ビットの「タイプ」フィールド 8 2 はテーブルマークを示すよう設定される。

同様に、物理的ブロック 3 8 にデータページがないときには、対応するマップエントリ 5 3 の「タイプ」フィールド 8 2 は、充填文字 5 0 を表わすよう設定される。さらに、データページ 4 4 とマップフィールドエントリ 5 3 とが合計で 4 1 0 8 バイトにならないときには、マップサブフィールド 5 2 の始めまでの、データフィールド 4 0 に残るバイトは充填文字 5 0 でまた占められる。しかし、このタイプの充填文字には、関連したマップエントリがない。

さらに、図 3 に示されるように、各マップエントリ 5 3 は「次の」サブフィールド 8 4 を有し、この「次の」サブフィールド 8 4 は 1 ビットを占め、かつ各マップエントリ 5 3 (E 0 ... E N) において N : 1 で示される。もし「次の」サブフィールドビット 8 4 が「1」に設定されていれば、それはユーザデータレコードが次の物理的ブロック 3 8 に続くことを示す。

さらに図 3 に示されるように、マップエントリ 5 3 における別のサブフィールドは「先の」フィールド 8 6 であり、この「先の」フィールド 8 6 もまた 1 ビットを占め、かつ各マップエントリ 5 3 (E 0 ... E N) において P : 1 で示される。もし「先の」フィールドビット 8 6 が「1」に設定されていれば、それはデータページ 4 4 にあるレコードが先の物理的ブロック 3 8 からのレコードの続きであることを示す。

さらに、図 3 に示されるように、各マップエントリ 5 3 における別のサブフィールドは「最後の」フィールド 8 8 であり、この「最後の」フィールド 8 8 は 1 ビットを占め、かつ各マップエントリ 5 3 (E 0 ... E N) において L : 1 で示される。この「最後の」フィールド 8 8 は特定のマップエントリが最後の論理的マップエントリであるかどうかを示す。

さらに、図3に示されるように、各マップエントリ53には9つの予約ビットもあり、これらのビットは常に0に設定される。これらの予約ビットは図3において(u):9で示される。

示されるようにさらに、各マップエントリ53は、2バイトを占めるページバイト数90を含む。図3においてページ__バイト__数:16で表されるページバイト数90は、対応するデータページ44、テーブルマーク、または充填文字50のサイズを示す。テーブルバイト数90はパッドバイト45またはCRC46を含まない。さらに各マップエントリ53には、4バイトを占めるレコードバイト数92が含まれる。レコードバイト数92は、対応するデータページ44にあるユーザレコードの圧縮の前の、サイズを示す。

さらに、図2aおよび図3に示されるように、データフィールド40およびマップフィールド52、すなわち各物理的ブロックにおけるバイト場所4108の後にEDC51が続く。示されるように、EDC51(EDC:16)は2バイトを占め、かつ読取モードおよび書込モードにおいて各物理的ブロック38のインテグリティをチェックするために用いられる。

さらに図2aおよび図3に示されるように、各物理的ブロック38は制御フィールド48をさらに含み、この制御フィールド48はフォーマットコード、テーブルマーク、データタイプ、圧縮タイプなどといった物理的ブロック38のさまざまな特性を示すビットを含む。図3に示されるように、論理的ブロック数フィールド52がさらに含まれ、これは他の物理的ブロック38に対する、テーブル上の物理的ブロック38の論理的位置を表わす。さらに、示されるように各物理的ブロック38の制御フィールド48はバックリンクフィールド54をさらに含み、このバックリンクフィールド54は付加の間付加ターゲットブロックの物理的場所を決定するために用いられる。

制御ブロック48およびそのさまざまなサブフィールドは、テーブル上の適切な物理的場所にデータが確実に付加されるように用いられる。

この発明の原理によると、図2aおよび図3に示されるように、同じ物理的ブロック38内に各マップエントリ53とその関連データページ44とをともに置くことにより、付加動作の間データのインテグリティが保証される。もし付加動作がうまくいかなくても、レコードバックアップフォーマットは、付加場所より先に置かれたデータ対象物すべてを完全に回復可能にする。これは、この発明の原理によると、それらのマップエントリ53が媒体上のデータページ44と物理的にともに置かれるためである。

この発明の範囲内で、ここに開示された以外の修正および異なった配置が可能であることが明らかである。この開示は単に例示的なものであり、発明はそのすべての変形を包含する。

10

20

30

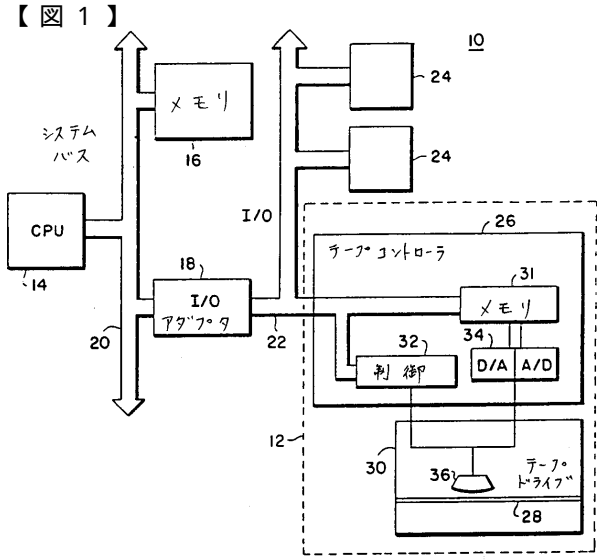


FIG. 1

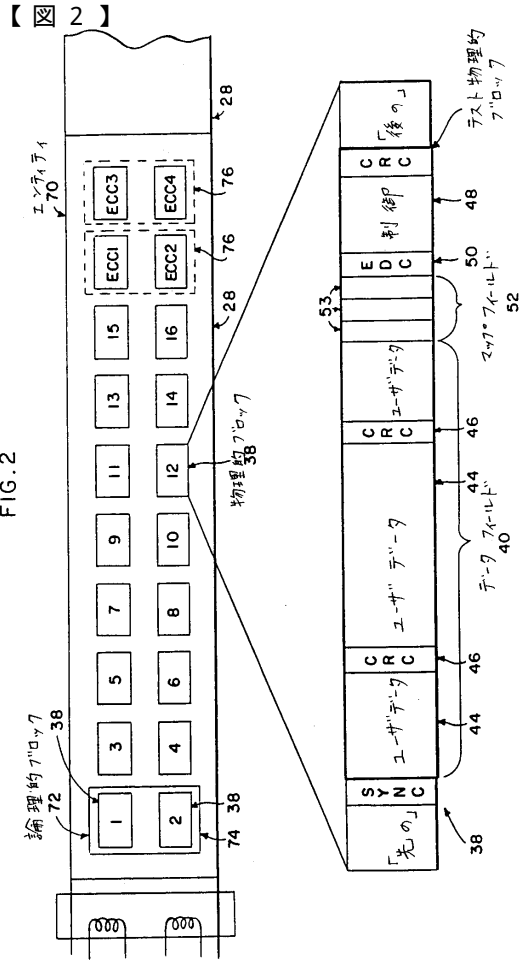


FIG. 2

FIG. 2a

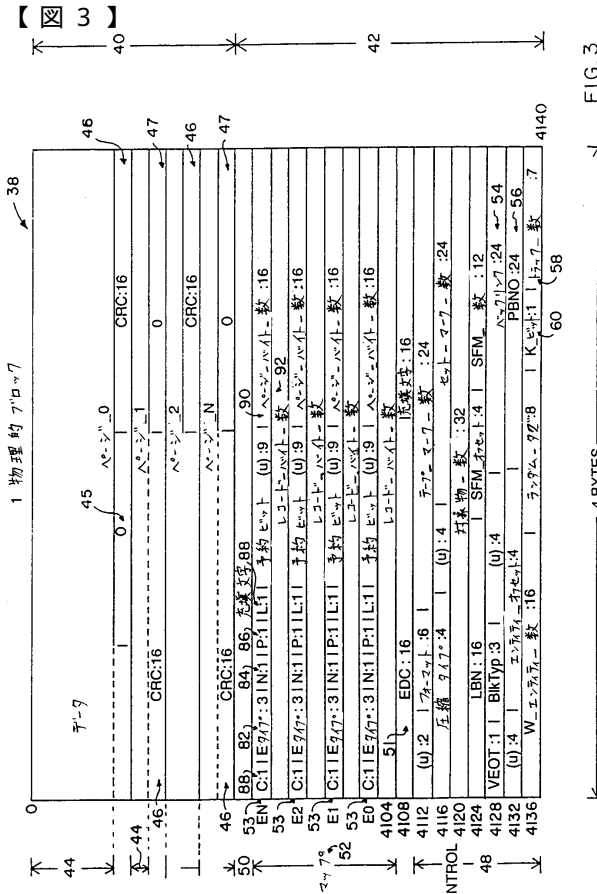


FIG. 3

フロントページの続き

(72)発明者 ホール, ダナ

アメリカ合衆国、02019 マサチューセッツ州、ベリンハム、クリフ・ロード、10

(72)発明者 ビトナー, ハイム

イスラエル、43-560 ラアナナ、ハグダッド・ハイブリ・ストリート、4、アパートメント
・1

審査官 木村 貴俊

(56)参考文献 特表平05-500878(JP,A)

米国特許第05210851(US,A)

特開平03-075863(JP,A)

特開平01-217770(JP,A)

特開平03-259458(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F 3/06 - 3/08

G11B 20/00 - 20/18