

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4349803号  
(P4349803)

(45) 発行日 平成21年10月21日(2009.10.21)

(24) 登録日 平成21年7月31日(2009.7.31)

(51) Int.Cl. F 1  
G 0 6 F 1 2 / 0 0 ( 2 0 0 6 . 0 1 ) G 0 6 F 1 2 / 0 0 5 0 5

請求項の数 9 (全 11 頁)

(21) 出願番号	特願2002-568239 (P2002-568239)	(73) 特許権者	503196938
(86) (22) 出願日	平成14年2月19日 (2002.2.19)		コッパーアイ リミテッド
(65) 公表番号	特表2004-528634 (P2004-528634A)		イギリス エスエヌ13 8エーエー ウ
(43) 公表日	平成16年9月16日 (2004.9.16)		ィルトシア ボックス ボックス ハウス
(86) 国際出願番号	PCT/GB2002/000706	(74) 代理人	100100549
(87) 国際公開番号	W02002/069185		弁理士 川口 嘉之
(87) 国際公開日	平成14年9月6日 (2002.9.6)	(74) 代理人	100090516
審査請求日	平成17年1月5日 (2005.1.5)		弁理士 松倉 秀実
(31) 優先権主張番号	0104823.0	(74) 代理人	100098268
(32) 優先日	平成13年2月26日 (2001.2.26)		弁理士 永田 豊
(33) 優先権主張国	英国 (GB)	(74) 代理人	100089244
			弁理士 遠山 勉

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データベースのデータの編成

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

データベース(2)におけるデータの記憶をデータプロセッサによって編成する方法であって、

前記データベースの複数の結論セット(20、24、26、28、30、40、50、60)は、第1レベルの位と最下位レベルの位とを含む複数のレベルの位を有する階層的構造体に配置され、

前記結論セットは、探索基準に一致するデータ、または前記探索基準に一致する前記データの位置を示すポインタを記憶しており、

前記結論セットは、データ項目の数が前記第1レベルの位の一つの選択された結論セットの閾値に達するまでは、複数のデータが該選択された結論セットに挿入されるように配置され、かつ前記データ項目の数が前記選択された結論セットの閾値に達したときは、前記選択された結論セットのデータが下位の結論セットに移動されることにより、前記選択された結論セットが空にされるように配置され、

そして、前記選択された結論セットからの前記データの移動に続いて、更にその結論セットへの挿入を可能し、前記移動時、すぐ下位の結論セットのいずれにエントリとしての前記データを転送するかを選択するために、前記選択された結論セットの前記データは、前記探索基準と比較され、

前記結論セットは、前記データベースの決定グラフ(41、42、43、46)を通過して分散され、

10

20

前記決定グラフは、複数の分岐ノードを備え、そこにおいて前記決定グラフを通るどの決定パスを採るかを定義するために、前記探索基準としての検索キーが決定基準と照合され、

前記各結論セットは前記決定グラフを通る唯一の決定パスで到達し、

前記結論セットは、すべてではないいくつかの前記分岐ノード(41、46)において形成され、

前記結論セットが形成されない前記分岐ノードは、前記結論セットが形成される前記分岐ノード間に伸びる決定パスを定義する、方法。

【請求項2】

Nを1から(L-1)までのある整数とすると、第Nレベルの所定の結論セットが、所定の個数の前記エントリを有すると、該結論セットのデータは、そのすぐ下位の結論セットに移動される、請求項1に記載の方法。

10

【請求項3】

所定の値より上の階層的な位を有する結論セットは、高速メモリに記憶される、請求項1または2に記載の方法。

【請求項4】

前記一つの探索基準に一致するデータまたはポイントを求めて前記データベースを照会するとき、前記データまたは前記ポイントは階層のどのレベルにでもある可能性があるため、最下位結論セットへ通じる単一のパスにおける各結論セットが照会されなければならない請求項1から3のいずれか1項に記載の方法。

20

【請求項5】

前記選択された結論セットの前記データは、前記決定グラフに従うことで下位の結論セットに移動される、請求項1から4のいずれか1項に記載の方法。

【請求項6】

前記決定グラフは、次により指定された結論セット間の距離を維持するように構築されており：

第1結論セット(40)を第1レベルの位に生成し、

1または複数の一時的結論セット(44、45)を生成し、

第2結論セット(50)が前記第1結論セット(40)から前記指定された結論セット間の距離に生成されるまでは、前記第1結論セット(40)のデータを前記一時的結論セットに移動した後、前記一時的結論セットは除去され、そのデータが前記第2結論セットに移動される、請求項1から5のいずれか1項に記載の方法。

30

【請求項7】

前記決定グラフは前記複数の分岐ノードを備え、

Q=1の場合は前記分岐ノードを1つおきに、またQ=2の場合は前記分岐ノードを2つおきにというように、前記結論セットを形成することにより、0よりも大きい整数Qによって定義される前記指定された結論セット間の距離を維持するように、前記決定グラフが構築されている、請求項1に記載の方法。

【請求項8】

データベースの複数の結論セットは、第1レベルの位と最下位レベルの位とを含む複数のレベルの位を有する階層的構造体に配置され、

40

前記結論セットは、探索基準に一致するデータ、または前記探索基準に一致する前記データの位置を示すポイントを記憶しており、

前記結論セットは、データ項目の数が前記第1レベルの位の一つの選択された結論セットの閾値に達するまでは、複数のデータが該選択された結論セットに挿入されるように配置され、かつ前記データ項目の数が前記選択された結論セットの閾値に達したときは、前記選択された結論セットのデータが下位の結論セットに移動されることにより、前記選択された結論セットが空にされるように配置され、

そして、前記選択された結論セットからの前記データの移動に続いて、更にその結論セットへの挿入を可能し、前記移動時、すぐ下位の結論セットのいずれにエントリとしての

50

前記データを転送するかを選択するために、前記選択された結論セットの前記データは、前記探索基準と比較され、

前記結論セットは、前記データベースの決定グラフ(41、42、43、46)を通じて分散され、

前記決定グラフは、複数の分岐ノードを備え、そこにおいて前記決定グラフを通るどの決定パスを採るかを定義するために、前記探索基準としての検索キーが決定基準と照合され、

前記各結論セットは前記決定グラフを通る唯一の決定パスで到達し、

前記結論セットは、すべてではないいくつかの前記分岐ノード(41、46)において形成され、

前記結論セットが形成されない前記分岐ノードは、前記結論セットが形成される前記分岐ノード間に伸びる決定パスを定義するように、前記データベースにおけるデータの記憶を編成するデータプロセッサ。

#### 【請求項9】

データベースの複数の結論セットは、第1レベルの位と最下位レベルの位とを含む複数のレベルの位を有する階層的構造体に配置され、

前記結論セットは、探索基準に一致するデータ、または前記探索基準に一致する前記データの位置を示すポインタを記憶しており、

前記結論セットは、データ項目の数が前記第1レベルの位の一つの選択された結論セットの閾値に達するまでは、複数のデータが該選択された結論セットに挿入されるように配置され、かつ前記データ項目の数が前記選択された結論セットの閾値に達したときは、前記選択された結論セットのデータが下位の結論セットに移動されることにより、前記選択された結論セットが空にされるように配置され、

そして、前記選択された結論セットからの前記データの移動に続いて、更にその結論セットへの挿入を可能し、前記移動時、すぐ下位の結論セットのいずれにエントリとしての前記データを転送するかを選択するために、前記選択された結論セットの前記データは、前記探索基準と比較され、

前記結論セットは、前記データベースの決定グラフ(41、42、43、46)を通じて分散され、

前記決定グラフは、複数の分岐ノードを備え、そこにおいて前記決定グラフを通るどの決定パスを採るかを定義するために、前記探索基準としての検索キーが決定基準と照合され、

前記各結論セットは前記決定グラフを通る唯一の決定パスで到達し、

前記結論セットは、すべてではないいくつかの前記分岐ノード(41、46)において形成され、

前記結論セットが形成されない前記分岐ノードは、前記結論セットが形成される前記分岐ノード間に伸びる決定パスを定義するように、前記データベースにおけるデータの記憶を編成することをデータプロセッサに実行させるコンピュータプログラム。

#### 【発明の詳細な説明】

#### 【技術分野】

#### 【0001】

本発明は、データベース内のデータを編成する方法およびこのような方法を実施するデータベースに関する。

#### 【背景技術】

#### 【0002】

本出願人の同時係属中の英国特許出願GB0029238.3に記載されたタイプのデータベースであろうと、他の既知のタイプのデータベースであろうと、通常、「B木」構造体のようなデータベースは、探索基準と一致するデータを記憶する結論セットを指し示す決定グラフまたは他のインデックスを有する。これに加えて、かつ/または、その代わりとして、結論セットは、探索キーと一致するデータの場所を指し示すポインタを記憶し

10

20

30

40

50

てもよい。

【0003】

いかなる妥当なサイズのいかなるデータベースでも、結論セットは、大容量記憶媒体に記憶され、この大容量記憶媒体は、現在のところ、通常は、ハードディスクドライブを意味する。ハードディスクデバイスは、傾向としては、半導体メモリよりもかなり遅い。その結果、データベースの性能は、これらの大容量記憶デバイスによるこれらの入出力（I/O）操作を実行しなければならないことによって損なわれることがある。インデックスのオーバーヘッドが最小の場合でさえ、データベースは、通常、読み出し、変更、および再書き込みサイクルの一部として2回のI/O操作を実行して、インデックスおよび結論セットにデータを挿入しなければならない。

10

【発明の開示】

【0004】

本発明の第1の態様によれば、データベースのデータの記憶を編成する方法であって、上記データベースの結論セットは、階層的構造体に配置され、上記結論セットは、項目の数が第1レベルの位の選択された結論セットの閾値に達するまで、項目が当該選択された結論セットに挿入されるように配置され、その後、上記選択された結論セットの内容が、下位の結論セットに移動され、これにより、上記選択された結論セットが空にされる方法が提供される。

【0005】

このように、決定グラフの出力に直ちに追従する結論セットの数を大幅に減少させる、変更された結論セットの構造体を提供することができる。

20

【0006】

さらに、結論セットを決定グラフ内に分散させることも可能である。

【0007】

従来技術のデータベースは、決定グラフからアクセス可能な単一の「レイヤ」の結論セットを有するであろう。結論セットに挿入されたすべての新しいデータの項目は、そのデータを含めるのに、少なくとも2回のI/O操作を必要とするであろう（これは、当該データが1つの結論セットのみに属し得る場合であり、挿入されるデータが2つ以上の結論セットに属し得る場合には、より多くのI/O操作が必要になる可能性がある）。

【0008】

結論セットを階層的構造体に編成することにより、決定グラフから直接アクセス可能な結論セットの数を大幅に削減することができる。実際には、階層的に最も上位（すなわち最上位レベル）の結論セットを、半導体メモリのような高速メモリに保持することが可能になる。これは、結論セットが決定グラフの全体にわたって分散される本発明の実施の形態では特によく当てはまる。

30

【0009】

最上位レベルの結論セットを半導体メモリに保持することにより、データをデータベースに挿入する時に、I/Oコストがかからない。したがって、キーおよびデータの挿入操作の間、データベースの性能に大幅な改善をもたらすことができる。

【0010】

高いレベルの結論セットは、その結論セットがフルになるか、または、その結論セットのエントリ数が所定のレベルを超えるような時になるまで、データを有効にキャッシュすることが有利である。その後、その結論セットは、下位の結論セットにその内容を移動することによって空にされる。移動プロセスの間、データは、探索基準、すなわち探索キーを参照して記憶される。その結果、データは、すぐ下位の結論セット間にランダムに分散されることを予想することができる。この充填および移動のプロセスは、結論セットの構造体内の複数の階層レベルに対して繰り返すことができる。

40

【0011】

データの移動は、大容量記憶媒体に保持された1つまたは2つ以上の結論セット間のデータの転送を必要とすることがあり、実際に多くの場合、必要とする。したがって、ディス

50

ク読み出し操作およびディスク書き込み操作が行われるが、これらは、結論セット内のそれぞれの個々の項目に対してではなく、結論セットの全体に対して行われる。その結果、1つのエントリあたりのI/Oコストは、大幅に削減される。

【0012】

キー探索または削除の間、その決定基準が探索キーと一致する適切な最上位レベルの結論セットおよびそれぞれの下位の結論セットは、一致するデータがそこに記憶されているかどうかを調べるために、検査されることが有利である。このように、データベース照会のオーバーヘッドは、従来技術のデータベースと比較すると増加するが、これは、挿入回数は多いが、照会回数が比較的少ないいくつかのデータベース構造体では受け入れることができる。

10

【0013】

結論セットが決定グラフの全体にわたって分散される本発明の実施の形態では、結論セットがあまりにも頻繁に発生するのを防止するために、結論セット間の距離に制約を課すことができる。

【0014】

結論セットの距離パラメータは、整数Qによって定義されるのが有利である。Qは、0以上の数値を取ることができる。したがって、例えば、データベースを次のように作成することができる。

【0015】

Q = 0：結論セットをすべての分岐ノードに形成することができる。

20

Q = 1：結論セットを1つおきの分岐ノードに形成することができる。

Q = 2：結論セットを2つおきの分岐ノードに形成することができる。

以下同様。

【0016】

決定グラフの最後のQ個のレイヤに達するまで、これらのルールは、決定グラフの全体にわたって保持することができる。この最後のQ個のレイヤでは、この結論セット間の階層的な距離に関するルールは、強制できなくなり、したがって、厳格には適用されない。

【0017】

本発明の第2の態様によれば、データベースであって、データベースの結論セットが、階層的構造体に配置され、上記結論セットは、項目の数が閾値に達するまで、項目が選択された結論セットに挿入されるように配置され、その後、上記選択された結論セットの内容が、下位の結論セットに移動され、これにより、上記選択された結論セットが空にされるデータベースが提供される。

30

【0018】

本発明の第3の態様によれば、本発明の第1の態様にしたがってデータプロセッサを動作させるコンピュータプログラム製品が提供される。

【0019】

本発明は、添付図面を参照しながら、例を用いてさらに説明される。

【発明を実施するための最良の形態】

【0020】

図1に示すデータベースは、インデックス2を有し、インデックス2は、決定グラフ4および複数の結論セット6、8、10、12および14を備える。それぞれの結論セットには、決定グラフを通る唯一のパスが到達する。一方で、それぞれの結論セットは、次に、データストア16内の関連エントリを指し示す。

40

【0021】

決定グラフ4は、複数の決定ノードを備える。決定ノードでは、決定グラフを通るどのパスを取るべきかを決定するために、探索キーが決定基準と照合される。決定グラフ内のキーの内部編成は、本発明の一部を構成しない。したがって、この内部編成について、本明細書で詳述する必要はない。しかしながら、B木インデックスのような従来技術のインデックス構造体を、決定グラフ内に利用してもよい。

50

## 【 0 0 2 2 】

図 1 に示す配置では、すべての結論セット 6、8、10、12 および 14 が、等しい位を有する。したがって、どの結論セットも、他のいずれの結論セットより階層的に上位ではなく、実際には、何百あるいは何千もの結論セットが、存在することがある。

## 【 0 0 2 3 】

図 2 に示す配置では、結論セットは、階層的構造体で配置される。図示した配置では、3つのレベルの結論セットが存在する。レベル 1 は、階層的に最上位であり、レベル 3 は、階層的に最下位である。したがって、この配置では、レベル 1 の結論セットは、レベル 3 の結論セットの 4 分の 1 の個数しか存在しない。この例では、1つのレベル 1 の結論セットは、6つの他の結論セットへのエントリを指示する。明らかに、所定の最下位レベルの結論セットの個数に対して、レベル数が増加すると、それに伴い、レベル 1 の結論セットの個数は、次第に減少する。

10

## 【 0 0 2 4 】

次に、データベースにエントリを挿入する場合について考える。決定グラフが、従来技術のデータベースの場合と同様に、エントリの挿入キーにしたがってナビゲートされ、そのエントリがどの結論セットに属するかが見つけ出される。図 1 に示すデータベースでは、この結果は、一意に識別される 1つの結論セットになる。一方、本発明では、この結果は、識別されるいくつかのレベル 1 の結論セット（分かり易くするために、2つの結論セット 20 および 22 のみが示されている）の中の 1つの結論セット 20 になる。結論セット 20 にデータを挿入する時間のオーバーヘッドが、従来のデータベースの結論

20

## 【 0 0 2 5 】

動作中、データが、データベースに多く挿入されるにしたがい、結論セット 20 は、フルになり始める。結論セット 20 のエントリの個数が、フルになっている結論セットに対応する所定の個数に達すると、結論セット 20 のエントリは、階層的構造体のレベル 2 に属するすぐ下位の結論セット 24 および 26 に移動される。

30

## 【 0 0 2 6 】

下位レベルの結論セット 22 および 24 のいずれが、レベル 1 の結論セット 20 からエントリを受信するかについての決定は、決定グラフ 4 内に存在するナビゲーションルールを継続することにより求められる。したがって、例えば、決定グラフ 4 が、昇順のビット番号の個々のビットの値に基づくルールを有する場合には、最上位レベルの結論セットから第 2 レベルの結論セット 24 または 26 へデータを移動するルールは、探索キーの次のビットを用いて、結論セット 24 または 26 のいずれがデータの各項目の受信者になるべきかを決定する。この移動プロセスの間に、結論セット 20 は空になる。

## 【 0 0 2 7 】

40

第 N レベルから第 N + 1 レベルへの移動プロセスは、結論セット階層内のそれぞれのレベルにおいて、そのレベルの各結論セットが一杯になると、そのそれぞれのレベルで発生する。したがって、次に、結論セット 26 がフルになると、結論セット 26 は、階層の第 3 レベルに位置するその下位結論セット 28 および 30 へ、そのデータを移動させる。この例では、第 3 レベルは、階層の最下位レベルであり、結論セット 28 および 30 は、それらのデータを下位結論セットに渡すことができない。しかしながら、4つ以上の結論セットのレベルが、この階層的構造体に含まれるならば、結論セット 28 および 30 は、フルになった場合、確かに、それらのデータをそれら自体の下位結論セットに移動させることができる。キーのランダムな分散を仮定すると、移動中、結論セット 20 のエントリの半分は、結論セット 24 に行き、他の半分は、結論セット 26 に行くことが予想され得る

50

。エントリのすべてが、下位レベルの結論セットのすべてにわたってほぼ均等に分散されるように、このプロセスは、移動の各レベルで繰り返される。

【 0 0 2 8 】

移動の I / O コストは、結論セット 2 6 から結論セット 2 8 および 3 0 へのデータの移動操作で説明することができる。このプロセスでは、データは、結論セット 2 6 から読み出されなければならない、これは、ディスクからの 1 回の読み出しを必要とする。下位レベルの結論セット 2 8 および 3 0 も、それらのデータをディスクから読み出さなければならない、これは、2 回の読み出し操作を必要とする。次に、結論セット 2 6 からのデータは、行き先のセット 2 8 または 3 0 を正確に指し示すように記憶され、続いて、それらエントリは、更新され、その後、2 つの下位レベルの結論セット 2 8 および 3 0 のデータはディスクに再び書き込まれ、これは、2 回の書き込み操作を必要とする。次に、結論セット 2 6 は空にされ、これは、1 回の書き込み操作を必要とする。したがって、これは、1 回の移動あたりのトータルのコストとして、6 回の入出力操作を与える。しかしながら、この単一の移動は、何百ものエントリを実行することができる。最上位レベルの結論セット 2 0 は、通常、メモリに常駐し、その結果、セット 2 4 および 2 6 に対する 2 回の読み出しおよびこれらのセット 2 4 および 2 6 に対する書き込みのみを実行しなければならないので、最上位レベルの結論セット 2 0 からの移動は、より少なくなることに留意すべきである。

10

【 0 0 2 9 】

図 2 に示すような階層的構造体を仮定し、結論セットが、S 個のサブレベル（ここで、このケースでは S = 2 であり、L をレベル数とすると、S = ( L - 1 ) である）を有するものとする、最下位レベルへエントリを移動させるのに必要な I / O 操作回数は、6 S 回である。しかしながら、それぞれの移動操作が、E 個のエントリを含む（フルの）結論セット全体を移動させるので、1 つのエントリあたりの I / O コストは、以下の式で与えられる。

20

【 0 0 3 0 】

$$I / O \text{ コスト} = 6 S / E$$

【 0 0 3 1 】

したがって、E が十分大きく、かつ / または、S が十分小さいならば、I / O コストは、1 つのエントリあたりの I / O コストが 2 である図 1 に示す従来技術の方式と比較すると、大幅に削減することができる。これにより、1 0 0 個のエントリおよび結論セットの深さ 8 を保持する結論セットによると、1 回の挿入あたりの I / O コストは、 $6 \times 8 \div 1 0 0 = 0 . 4 8$  となる。

30

【 0 0 3 2 】

一定のインデックスサイズに対して、S を減少させることは、挿入スループットを増加させることになる一方、実現のためにメモリに保持されなければならない結論セットの個数を増加させることにもなることに留意すべきである。

【 0 0 3 3 】

ある特定のキーのインデックスに照会を行うと、最下位の結論セットに達する単一のパス内の各結論セットが、照会の対象にならなければならない。したがって、階層的構造体が、L 個のレベルからなる場合には、そのキーは、その階層内のあらゆるレベルに存在し得るので、L 個の結論セットが、そのキーと一致するすべての結果を見つけ出すために、照会の対象にならなければならない。このように、このインデックス方式は、照会の性能が劣化することを犠牲にして、スループット、または、エントリをインデックスに追加し得る容易さを増大させる。しかしながら、このトレードオフは、大量のデータを受け入れなければならないが、データへの照会はまれにしか行われなければならない用途で受け入れることができる。このような用途の一例は、の不正検知システムである。このシステムは、あらゆるランザクションをロードしなければならないが、疑わしいアクティビティに関するランザクションへの照会のみを行う。

40

【 0 0 3 4 】

50

このように、結論セットの構造体を階層構造体に変更することにより、改善されたデータベースの性能を提供することができる。

【0035】

本発明者は、結論セットのすべてが、データベース構造体の最下位レベルに位置する必要がないことを実現した。上述したように、図2に示す分散型構造体では、データは、見つけ出された第1の結論セット、すなわちレベル1の結論セットに挿入され、その後、下位レベルに次第に移動される。

【0036】

このように、結論セットが、決定インデックス構造体の全体にわたって分散される場合には、挿入のオーバーヘッドをさらに削減することができる。

10

【0037】

図3は、結論セットが階層的構造体に配置される、変更されたデータベースを示している。このデータベースでは、この構造体が、決定グラフ内に延長されている。

【0038】

図3は、決定グラフの一部を示している。この図では、結論セット40、50および60が、3つ目の分岐ノードごとに割り当てられるように、この決定グラフは、結論セット間の距離 $Q = 3$ で構築されている。データベースに含まれるデータが、結論セット40をちょうど生成したが、結論セット50および60をまだ生成していないような時に、データベースに参加した場合について仮定してみる。

【0039】

20

使用中、データが、データベースに追加され、そのデータの内容は、結論セット40がフルになるようなものである。結論セット40がフルになると、この結論セット内の情報は、一斉に再分散される。この再分散は、下位レベルのノード42および任意選択的にノード43を生成し、かつ、結論セット40から、図3に輪郭で示された新しい一時的な結論セット44および45にデータを分散させることにより行われる。その後、結論セット40が再び一杯になるまで、データベースの充填は続く。その後、結論セット40は、その内容を、その下位の結論セットに再分散することを試みる。この再分散は、今度は、その下位の結論セットの1つをフルにすることがあるため、フルになった一時的な結論セットをノード42の出口パスから除去し、1つまたは2つ以上のさらに別のノードおよび追加の結論セットを必要に応じて挿入することが必要になる。

30

【0040】

これは、結論セット50が、ノード46の出口として確立されるような時まで続けることができる。これにより、この時、結論セット40と結論セット50との間の結論セット間距離は、データベースの設計者またはユーザによって指定された距離 $Q$ に対応する。これらの状況下で、中間の結論セットが、ノード41とノード46との間に伸びる決定パスに存在するかどうかを調べるために、チェックが行われる。この決定パスのあらゆる結論セットは、除去され、それらの内容は、結論セット50に移動される。

【0041】

結論セット50が一杯になると、結論セット60が生成されるような時まで、新しい一時的な結論セットが生成されることがある。以下、同様のことが繰り返される。このように、決定インデックスの最下位レイヤにはない結論セットと結論セットとの間の結論セット間距離を、指定された結論セット間の間隔に維持することが可能になる。図3に示す配置では、結論セット62および70は、データベースの最下位レイヤを表す。実際には、結論セット60、62および70は、図2に示す配置のレベル1、2および3の結論セットを表すことができる。

40

【0042】

既に述べたように、結論セットのエントリを下位レベルの結論セットへ大量に再分散した結果、ディスクの入出力のペナルティは、個々のデータの項目の書き込みと比較して削減される。さらに、見つけ出された最初の結論セットにエントリが挿入されるので、図3に示す構造体へのデータエントリコストは、さらに削減される。その後、フルとなった結

50

論セットからの各エントリは、適切な下位レベルの結論セットに移動される。適切な下位レベルの結論セットは、移動されるエントリを介して、フルとなった結論セットから決定グラフに従うことにより見つけ出される。

【0043】

データベースに照会を行うと、関連するキーについての決定パスが、最下位レベルの結論セットにまっすぐにナビゲートされなければならない。途中で見つけ出された各結論セットも、探索キー基準と一致するデータを含むことがあるので、これら各結論セットにも照会が行われなければならない。

【図面の簡単な説明】

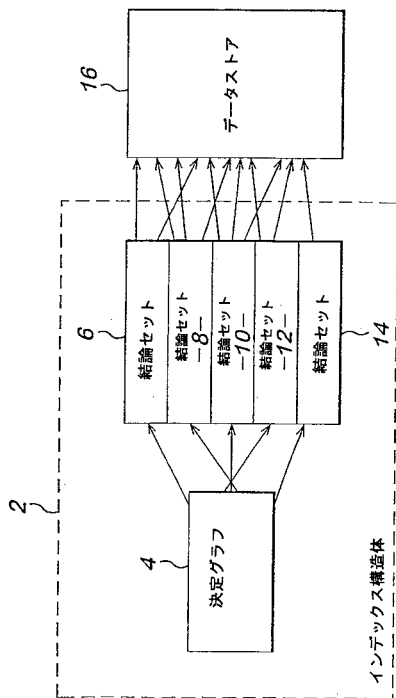
【0044】

【図1】従来の方法で配置された結論セットを有するデータベースを概略的に示す図である。

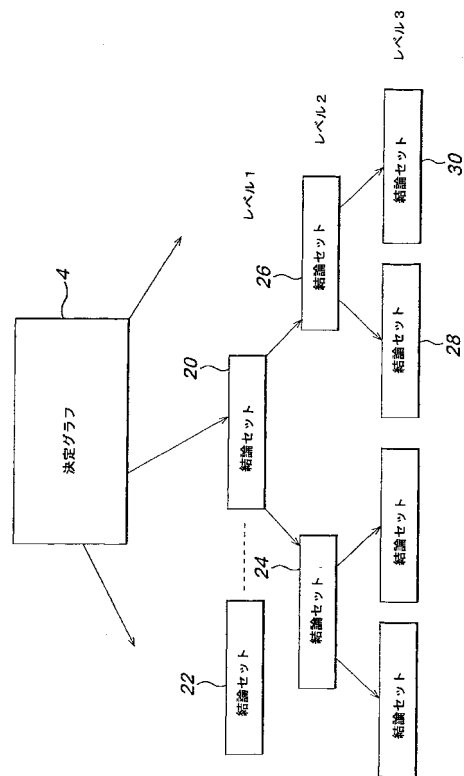
【図2】本発明により配置された結論セットを有するデータベースを概略的に示す図である。

【図3】決定グラフ内に分散された結論セットを有し、本発明の実施の形態を構成するデータベースを概略的に示す図である。

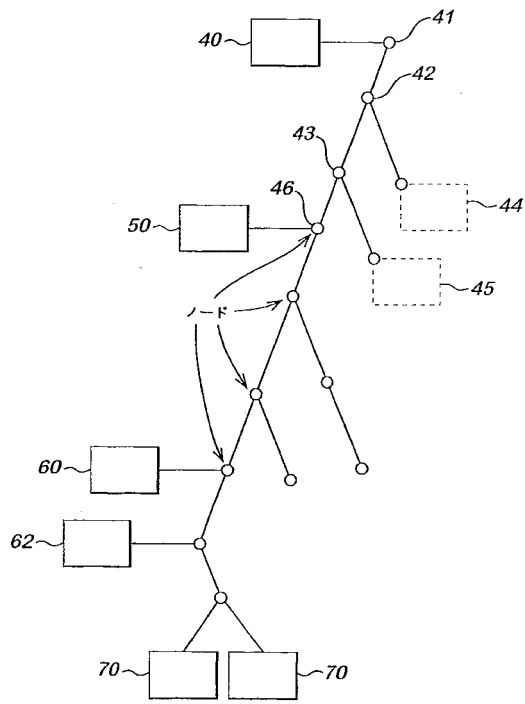
【図1】



【図2】



【図3】



---

フロントページの続き

(72)発明者 ポーリー, ダンカン ジー.  
イギリス エスエヌ13 8エーエー ウィルトシア ボックス ボックス ハウス コッパーア  
イ リミテッド

審査官 野田 佳邦

(56)参考文献 特開平06 - 028231 (JP, A)  
特開平05 - 334153 (JP, A)  
特開2000 - 311109 (JP, A)  
特開平06 - 103134 (JP, A)  
Van Den Bercken J, A generic approach to bulk loading multidimensional index structures, Proceedings of 23rd International Conference on Very Large Data Bases(VLDB), 1997年, p.406-415

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

G06F 12/00

G06F 17/30