

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号  
特許第5930552号  
(P5930552)

(45) 発行日 平成28年6月8日 (2016.6.8)

(24) 登録日 平成28年5月13日 (2016.5.13)

(51) Int.Cl.

G O 6 F 12/00 (2006.01)

F I

G O 6 F 12/00 5 3 5 B

G O 6 F 12/00 5 4 5 A

請求項の数 2 (全 13 頁)

(21) 出願番号	特願2014-117518 (P2014-117518)	(73) 特許権者	000004226
(22) 出願日	平成26年6月6日 (2014.6.6)		日本電信電話株式会社
(65) 公開番号	特開2015-230666 (P2015-230666A)		東京都千代田区大手町一丁目5番1号
(43) 公開日	平成27年12月21日 (2015.12.21)	(74) 代理人	100083806
審査請求日	平成26年6月6日 (2014.6.6)		弁理士 三好 秀和
		(74) 代理人	100129230
			弁理士 工藤 理恵
		(72) 発明者	片柳 亮太
			東京都千代田区大手町一丁目5番1号 日
			本電信電話株式会社内
		(72) 発明者	鶴見 俊輔
			東京都千代田区大手町一丁目5番1号 日
			本電信電話株式会社内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 分散データベースシステム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

複数のデータベース装置を備える分散データベースシステムであって、  
上記複数のデータベース装置の各々からロック取得要求を受信して、当該ロック取得要求に含まれるデータの親レコードのロック要求を行い、当該ロック要求の応答を受信して上記ロック取得要求を行った上記データベース装置にロック完了通知を返信するロックマネージャと、  
上記データベース装置は、上記ロック要求を受け付けて、上記親レコードがロックされているかを確認するレコードロック可否判定部と、  
上記親レコードを自データベース装置がロックした場合にのみ、上記データの複数のレコードの一部又は全部を更新するレコード更新部と、  
を具備することを特徴とする分散データベースシステム。

【請求項 2】

請求項 1 に記載した分散データベースシステムにおいて、  
上記ロックマネージャは、  
上記複数のデータベース装置の各々からロック取得要求を受信するロック取得要求受信部と、  
上記ロック取得要求を順に記録し、各々のロック取得要求がアンロックされるまで保持するロック取得要求リストと、  
上記ロック取得要求の対象とするデータの親レコードが、何れのデータベース装置に格

10

20

納されているかを記憶する共有データ記憶部と、

上記ロック取得要求リストに記録されているロック取得要求を順に読み出し、上記共有データ記憶部を参照して親レコードのロック要求を行い、当該ロック要求に対するロック応答を受信するレコードロック取得要求部と、

上記ロック取得要求の要求元のデータベース装置に、ロック完了通知を返信するロック応答返信部と、

を具備することを特徴とする分散データベースシステム。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、分散データベースシステムにおいてデータをロックする技術に関する。

【背景技術】

【0002】

分散データベースシステムは複数のデータベース装置で構成され、相関するデータ群が分散管理されている。例えば図7に示すように、ユーザデータD1が複数のレコードA～Dで構成されている場合、各レコードA～Dにユーザ識別子を付与し、複数のデータベース装置1に分散して収容する。このようなユーザデータD1はシステム外部から隠蔽され、外部サーバ3からの要求に応じてシステム内部でユーザデータD1を分散解決して提供する。

【0003】

ここで、例えばデータベース装置(3)1cがユーザデータD1のレコードAを操作(データ更新)する場合、他のレコードB～Dとのデータ整合性を担保するため、相関データ群内の全レコードA～Dは同時にロックされる(図8参照)。これにより、他のデータベース装置(4)1d等によるユーザデータD1の操作が不能になるため、レコード間のデータ整合性が保証される。

【先行技術文献】

【非特許文献】

【0004】

【非特許文献1】鈴木、外2名、“情報データベース技術(未来ねっと技術シリーズ)”、電気通信協会、2000年、p.36-39

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0005】

しかしながら、システム規模やデータベース装置間の物理的距離の違いからロック要求の到達時間が異なるため、全レコードをロックするまでにロック未完了のレコードに他のデータベース装置からアクセスされると、全レコードのロックが完了せず、データを操作しないまま処理に失敗する可能性がある(図9参照)。

【0006】

本発明は、上記事情を鑑みてなされたものであり、分散データベースシステムに分散配置された複数のデータにおけるデータ間の不整合を抑止することを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【0007】

本発明の分散データベースシステムは、複数のデータベース装置を備える分散データベースシステムであって、上記複数のデータベース装置の各々からロック取得要求を受信して、当該ロック取得要求に含まれるデータの親レコードのロック要求を行い、当該ロック要求の応答を受信して上記ロック取得要求を行った上記データベース装置にロック完了通知を返信するロックマネージャと、上記データベース装置は、上記ロック要求を受け付けて、上記親レコードがロックされているかを確認するレコードロック可否判定部と、上記親レコードを自データベース装置がロックした場合にのみ、上記データの複数のレコードの一部又は全部を更新するレコード更新部と、を具備する。

**【発明の効果】****【0008】**

本発明によれば、ロック取得要求により、親レコードがロックできた場合にのみ複数のレコードの一部又は全部を更新するため、分散配置された複数のデータにおけるデータ間の不整合を抑止できる。

**【0009】**

更に、ロックマネージャは、各々のデータベース装置から要求されるロック取得要求の一元管理を行うので、ロック取得要求を順を追って処理することが可能になる。その結果、排他的制御が求められるデータ操作の逐次化を実現することが出来る。

10

**【図面の簡単な説明】****【0010】**

【図1】本発明の実施形態の分散データベースシステム100のシステム構成例を示す図。

【図2】レコード単位で分散收容されるデータの例を示す図。

【図3】分散データベースシステム100を構成するロックマネージャ10と、データベース装置20aの機能構成例を示す図。

【図4】ロック取得要求リスト12が記録したロック取得要求の例を示す図。

【図5】親レコードが他のデータベース装置に收容されている場合の分散データベースシステム100の動作シーケンスの例を示す図。

20

【図6】データグループのデータを更新する場合の分散データベースシステム100の動作シーケンスの例を示す図。

【図7】分散データベースシステムを示す図。

【図8】従来のロック方式を示す図。

【図9】従来のロック方式の課題を示す図。

**【発明を実施するための形態】****【0011】**

以下、この発明の実施の形態を図面を参照して説明する。複数の図面中同一のものには同じ参照符号を付し、説明は繰り返さない。

**【0012】**

30

**〔実施形態〕**

図1に、本実施形態の分散データベースシステム100のシステム構成例を示す。分散データベースシステム100は、ロックマネージャ10と、複数のデータベース装置20と、を備える。

**【0013】**

複数のデータベース装置20は、データベース装置(1)20a、データベース装置(2)20b、データベース装置(3)20c、...、を備える。各々のデータベース装置20\*は、ノードとも称され、例えばROM、RAM、CPU等で構成されるコンピュータに所定のプログラムが読み込まれて、CPUがそのプログラムを実行することで実現されるものである。なお、20\*の「\*」は、a, b, c, ...の何れかであることを表す。以降の説明では、特に必要としない場合「\*」の表記を省略する。

40

**【0014】**

ここで、分散して複数のデータベース装置20に格納されるデータとレコードについて説明する。図2に、レコード単位で、複数のデータベース装置20に分散收容されるデータの一例を示す。レコードは、データの最小単位であり、相関性を持つ複数のレコードが集まってデータを構成する。また、そのデータを複数個束ねてデータグループを構成する場合もある。

**【0015】**

図2に示すデータ1は、データベース装置(1)20aに格納されているレコードA1とC1、データベース装置(2)20bに格納されているレコードB1とD1、の4つの

50

レコードから成る。また、データ2は、データベース装置(2)20bに格納されているレコードA2、データベース装置(3)20cに格納されているレコードC2、データベース装置(4)20dに格納されているレコードB2とD2、の4つのレコードから成る。このように、分散して格納されるデータベース装置20の数は、データによって異なる。また、図2ではその表記を省略しているが、データ1とデータ2とを束ねてデータグループ1を構成しても良い。

#### 【0016】

更に、レコードA1、A2は、例えば「Key」、「F1」、「F2」、「F3」の4つのフィールドで構成される。「Key」は、例えばユーザを特定する識別子、「F1」~「F3」はユーザ情報の、例えば契約項目である。契約項目とは、例えば「留守番電話」、「ナンバーディスプレイ」等のユーザの契約内容を表す項目である。同じデータ内のレコードは、同値のフィールドを持つ。同値のフィールドとは、データ1では例えばユーザを特定する識別子(U013)、データ2では例えばユーザを特定する識別子(U195)、である。

10

#### 【0017】

本実施形態では、データ内のレコードのうちの1つを「親レコード」として規定する。図2に示す例では、ユーザの契約項目に関する情報が格納された例えばレコードA1とA2を、「親レコード」とする。

#### 【0018】

本実施形態の分散データベースシステム100(図1)のロックマネージャ10は、複数のデータベース装置20の各々からロック取得要求を受信して、当該ロック取得要求を行ったデータベース装置20にロック要求を送信し、当該ロック要求の送信に対する応答を受信し、当該ロック取得要求を行ったデータベース装置20にロック完了通知を返信する。データベース装置20のレコードロック可否判定部21は、ロック要求を受け付け、親データがロックされているかを確認する。ロック要求を受け付けたデータベース装置20のレコード更新部22は、親データを自データベース装置20がロックした場合にのみ、複数のデータの一部又は全部を更新する。

20

#### 【0019】

最初に、自データベース装置内に更新対象データの親レコードが収容されている場合を例に、分散データベースシステム100の動作を、図1と図2とを参照して説明する。例えば、データ1(図2)を操作する場合、データベース装置(1)20aからロックマネージャ10にロック取得要求を送信する。ロック取得要求を受信したロックマネージャ10は、親レコードのレコードA1に対するロック要求を、データベース装置20aに送信して要求する。

30

#### 【0020】

ロック要求を受け付けたレコードロック可否判定部21aは、親レコード(レコードA1)がロックされているかを確認する。そして、データベース装置20aのレコード更新部24aは、ロック取得要求の応答としてロック完了通知を受けた場合にのみ、自らがロックしたデータ1の複数のレコード(A1、B1、C1、D1)の一部又は全部を更新する。

40

#### 【0021】

ロック不可の場合は、既にデータベース装置20aを除く他のデータベース装置20が先にデータ1をロックしているので、データベース装置20aはレコードを更新しない。よって、自データベース装置が親レコードをロックした場合のみ、レコードの内容が更新されるので、相関するレコード間のデータの整合性を確実に保証することが出来る。

#### 【0022】

図3に、ロックマネージャ10とデータベース装置20aのより具体的な機能構成例を示して、更に詳しく分散データベースシステム100の動作を説明する。なお、図3は、表記の関係から、データベース装置20aの1台のみを表記しているが、ロックマネージャ10には2台以上の複数のデータベース装置20が接続される(図1参照)。

50

## 【 0 0 2 3 】

## 〔 ロックマネージャ 〕

ロックマネージャ 1 0 は、ロック取得要求受信部 1 1、ロック取得要求リスト 1 2、レコードロック取得要求部 1 3、共有データ記憶部 1 4、ロック応答返信部 1 5、を具備する。ロック取得要求受信部 1 1 は、複数のデータベース装置 2 0 の各々からロック取得要求を受信し、ロック取得要求を順にロック取得要求リスト 1 2 に記録する。

## 【 0 0 2 4 】

ロック取得要求リスト 1 2 は、記録した各々のロック取得要求がアンロックされるまで保持する。例えば、データベース装置 ( 1 ) 2 0 a からデータ 1、データベース装置 ( 2 ) 2 0 b からデータ 2、データベース装置 ( 3 ) 2 0 c からデータグループ 1 の順で、それぞれのデータのロック取得要求を受信したと仮定すると、ロック取得要求リスト 1 2 には、各ロック取得要求を識別する識別子と、要求元のデータベース装置と、更新対象のデータと、が記録される。図 4 に、ロック取得要求リスト 1 2 に記録されたロック取得要求の例を示す。1 列目は識別子であるロック ID、2 列目は要求元、3 列目は更新対象データ、である。

## 【 0 0 2 5 】

共有データ記憶部 1 4 は、ロック取得要求の対象とするデータの親レコードが、何れのデータベース装置 2 0 に格納されているかを記憶する。図 2 で説明したデータ例の場合、「データ 1」に対して「データベース装置 ( 1 )」とレコード A 1、「データ 2」に対して「データベース装置 ( 2 )」とレコード A 2、とを記憶する。なお、データ 1、2 内の親レコード以外のレコードの格納先情報も記憶するようにしても良い。

## 【 0 0 2 6 】

レコードロック取得要求部 1 3 は、ロック取得要求リスト 1 2 に記録されているロック取得要求を順に読み出し、共有データ記憶部 1 4 を参照して親レコードのロック要求を、ロック取得要求の要求元のデータベース装置 2 0 に送信する。ロック要求には、対象とするデータの親レコードを収容するデータベース装置と親レコードを特定できる情報が添付されて送信される。ロック要求に添付される情報について、詳しくは後述する。

## 【 0 0 2 7 】

ロックマネージャ 1 0 のレコードロック取得要求部 1 3 は、当該ロック要求の応答を、データベース装置 2 0 から受信する。ロック応答返信部 1 5 は、レコードロック取得要求部 1 3 がロック要求の応答を受信すると、ロック取得要求の要求元のデータベース装置 2 0 にロック完了通知を返信する。

## 【 0 0 2 8 】

## 〔 データベース装置 〕

データベース装置 2 0 a は、レコードロック要求部 2 1 a、レコードロック可否判定部 2 2 a、レコードロック部 2 3 a、レコード更新部 2 4 a、レコード記憶部 2 5 a、レコードアンロック部 2 6 a、を具備する。レコードロック要求部 2 1 a は、ロックマネージャ 1 0 に対して、ロック取得要求を送信して、当該ロック取得要求に含まれるデータの親レコードのロックを要求する。

## 【 0 0 2 9 】

レコードロック可否判定部 2 1 a は、ロックマネージャ 1 0 のレコードロック取得要求部 1 3 からのロック要求を受け付けて、当該ロック要求の対象とするデータの親レコードがロックされているかを判定する。レコードロック部 2 3 a は、ロック可の判定結果を受けて、当該ロック取得要求の対象とするデータの親レコードをロックすると共に、ロック応答を、ロックマネージャ 1 0 のレコードロック取得要求部 1 3 に返す。

## 【 0 0 3 0 】

レコード更新部 2 4 a は、ロックマネージャ 1 0 のロック応答返信部 1 5 からロック完了通知を受信すると、レコード記憶部 2 5 a に記憶されている上記ロック取得要求の対象とするデータを構成するレコードを、更新する。レコードアンロック部 2 6 a は、レコードの更新が終了すると、更新したレコードをアンロックし、ロックマネージャ 1 0 に対し

てレコードアンロックを通知する。

【 0 0 3 1 】

レコード記憶部 2 5 a は、データベース装置 2 0 a が記憶するデータのレコードを記憶する。データベース装置 ( 1 ) 2 0 a のレコード記憶部 2 5 a は、図 2 に示すデータベース装置 ( 1 ) 2 0 a の列の縦方向のレコードを記憶する。縦方向のレコードは、...でその表記を省略しているが多数存在する。

【 0 0 3 2 】

分散データベースシステム 1 0 0 の動作シーケンスを参照して、その動作を更に詳しく説明する。動作する状況の場合分けして説明を行う。

【 0 0 3 3 】

〔 親レコードが他のデータベース装置に収容されている場合 〕

例えば、データベース装置 ( 2 ) 2 0 b が、データベース装置 ( 1 ) 2 0 a に収容されたデータ 1 のレコード C 1 を更新する場合を例に説明する。図 5 に、その場合の分散データベースシステム 1 0 0 の動作シーケンスを示す。

【 0 0 3 4 】

最初に、データベース装置 ( 2 ) 2 0 b のレコードロック要求部 2 1 b が、ロックマネージャ 1 0 のロック取得要求受信部 1 1 に対してロック取得要求を送信する ( ステップ S 1 ) 。ロックマネージャ 1 0 のロック取得要求受信部 1 1 は、受信したロック取得要求をロック取得要求リスト 1 2 に記録する ( ステップ S 2 ) 。

【 0 0 3 5 】

レコードロック取得要求部 1 3 は、ロック取得要求リスト 1 2 に記録されているロック取得要求を順に読み出し ( ステップ S 3 ) 、共有データ記憶部 1 4 を参照 ( ステップ S 4 ) して親レコードのロック要求を行う ( ステップ S 5 ) 。この例では、データ 1 の親レコード A 1 は、データベース装置 ( 1 ) 2 0 a に収容されているので、当該データベース装置 ( 1 ) 2 0 a と親レコード A 1 とを表す情報が、ロック要求に添付されてデータベース装置 ( 2 ) 2 0 b に送信される。

【 0 0 3 6 】

レコードロック可否判定部 2 2 b は、データベース装置 ( 1 ) 2 0 a のレコードロック可否判定部 2 2 a に対して、親レコード A 1 のロック要求を送信する ( ステップ S 6 ) 。レコードロック可否判定部 2 2 a は、データベース装置 ( 2 ) 2 0 b から転送されたロック要求を受け付けて、親レコード A 1 がロックされているかを判定する ( ステップ S 7 ) 。データベース装置 ( 2 ) 2 0 b からのロック要求に対してロック可 ( ロックされていない時 ) である場合、応答 O K をデータベース装置 ( 2 ) 2 0 b のレコードロック可否判定部 2 2 b に返す ( ステップ S 8 ) 。レコードロック可否判定部 2 2 b は、ロック要求に対するその判定結果を受信し、応答 O K の場合 ( ステップ S 9 の Y E S ) 、レコードロック部 2 3 b に、親レコード A 1 をロックするように指示する。

【 0 0 3 7 】

既に親レコード A 1 がロックされている場合は、応答 N G がレスポンスとしてレコードロック可否判定部 2 2 b に返ってくる。その場合は、分散データベースシステム 1 0 0 の処理を、ロックマネージャ 1 0 のステップ S 3 の処理の前に戻す ( ステップ S 9 の N O ) 。データベース装置 ( 2 ) 2 0 b は、他のデータベース装置 2 0 による親レコード A 1 に対応するデータの更新が終了して、ロック可になるまでステップ S 3 ~ ステップ S 9 の N O までの処理を繰り返す。

【 0 0 3 8 】

レコードロック部 2 3 b は、親レコード A 1 のロック指示を受けると、データベース装置 ( 1 ) 2 0 a のレコードロック部 2 3 a に親レコード A 1 のロックを指示する ( ステップ S 1 0 ) 。レコードロック部 2 3 a は、その指示にしたがって親レコード A 1 をロックし ( ステップ S 1 1 ) 、そのレスポンスであるロック応答を、データベース装置 ( 2 ) 2 0 b のレコードロック部 2 3 b に返す ( ステップ S 1 2 ) 。

【 0 0 3 9 】

データベース装置(2)20bのレコードロック部23bは、データベース装置(1)20aからのロック応答のレスポンスを、ロックマネージャ10のレコードロック取得要求部13に送信する(ステップS13)。このロック応答のレスポンスを受信した時点で、データベース装置(2)20bは、データ1のデータを更新する権限を取得する。ロックマネージャ10のロック応答返信部15は、レコードロック取得要求部13がロック応答のレスポンスを受け取ると、データベース装置(2)20bのレコード更新部24aに、ロック完了通知を返信する(ステップS14)。

【0040】

データベース装置(2)20bのレコード更新部24bは、データベース装置(1)20aの例えばレコードC1を更新するデータ操作要求を、データベース装置(1)20aのレコード更新部24aに対して送信する(ステップS15)。レコード更新部24aは、レコードC1を更新する(ステップS16)。更新が終了すると、レコード更新部24aは、更新終了を、データ操作要求に対するレスポンスとしてデータベース装置(2)20bのレコード更新部24bに返す(ステップS18)。

【0041】

更新終了のレスポンスを受けたレコード更新部24bは、レコードアンロック部26bに、親レコードA1のアンロックを指示する。その指示を受けたレコードアンロック部26bは、データベース装置(1)20aのレコードアンロック部26aに、親レコードA1のアンロックを指示する信号を送信する(ステップS19)。

【0042】

親レコードA1をアンロックする信号を受信したデータベース装置(1)20aのレコードアンロック部26aは、親レコードA1をアンロックする(ステップS20)。そして、親レコードA1のアンロックを、ステップS19のレスポンスとしてデータベース装置(2)20bのレコードアンロック部26bに返す(ステップS21)。親レコードA1のアンロックをレスポンスとして受け取ったレコードアンロック部26bは、ロックマネージャ10のロック取得要求リスト12に対してレコードアンロックを通知する(ステップS22)。

【0043】

レコードアンロックの通知を受け付けたロックマネージャ10は、ロック取得要求リスト12の親レコードA1のロック取得要求(ステップS5)に対応するロック取得要求を、削除する(ステップS23)。なお、レコードアンロックの通知を、直接、ロック取得要求リスト12に入力してロック取得要求を削除する例で説明を行ったが、ロック取得要求の削除は、当該削除を行う機能部を別に設け、当該機能部が行うようにしても良い。

【0044】

以上説明したように、ロック取得要求を送信したデータベース装置(2)20bに収容されていないデータのレコードも更新することができる。上記して説明した例では、データベース装置(2)20bが、親レコードA1のロック応答を受信(ステップS12)してから、親レコードA1をアンロックするまでの間(ステップS20)は、データ1のデータを更新する権限は、データベース装置(2)20bのみに与えられる。したがって、他のデータベース装置20からのデータ1に対するレコードの更新は行われないので、データ1のデータ間に不整合が生じることはない。

【0045】

〔データグループのデータを更新する場合〕

次に、複数のデータを束ねたデータグループのデータを更新する場合を例に、分散データベースシステム100の動作を説明する。データ1とデータ2とを束ねたデータグループ1のデータを、データベース装置(3)20cから更新する場合を例に説明する。

【0046】

図6に、データベース装置(3)20cからデータグループ1のデータ1のレコードD1を更新する場合の分散データベースシステム100の動作シーケンスを示す。

【0047】

10

20

30

40

50

ロックマネージャ 10 のレコードロック取得要求部 13 が、ロック取得要求リスト 12 に記録されているロック取得要求を順に読み出し（ステップ S3）、共有データ記憶部 14 を参照（ステップ S4）するまでの動作は、上記した説明と同じである。この例では、ロック取得要求の要求元が、データベース装置（3）20c であるので、ロックマネージャ 10 がロック要求を送信する先は、データベース装置（3）20c になる（ステップ S24）。このロック要求には、親レコードが 2 つ有るので、2 つの収容先と親レコードを表す情報が、ロック要求に添付されてデータベース装置（3）20c のレコードロック可否判定部 22c に送信される。

【0048】

データベース装置（3）20c のレコードロック可否判定部 22c は、データベース装置（1）20a のレコードロック可否判定部 22a に、親レコード A1 のロック要求を送信すると共に、データベース装置（2）20b のレコードロック可否判定部 22b に、親レコード A2 のロック要求を送信する（ステップ S25）。レコードロック可否判定部 22a は、データベース装置（3）20c から転送されたロック要求を受け付けて、親レコード A1 がロックされているかを判定する（ステップ S26）。また、レコードロック可否判定部 22b は、親レコード A2 がロックされているかを判定する（ステップ S27）。

【0049】

レコードロック可否判定部 22a とレコードロック可否判定部 22b とは、判定した結果をデータベース装置（2）20c のレコードロック可否判定部 22c に返す（ステップ S28）。

【0050】

レコードロック可否判定部 22c は、2 つロック要求に対する 2 つの判定結果を受信し、両者が応答 OK の場合（ステップ S29 の YES）、レコードロック部 23c に、親レコード A1 と A2 とをロック、するように指示する。

【0051】

レコードロック部 23c は、親レコード A1 と A2 のロック指示を受けると、データベース装置（1）20a のレコードロック部 23a に親レコード A1 のロックを、データベース装置（2）20b のレコードロック部 23b に親レコード A2 のロックを、それぞれ指示する（ステップ S30）。レコードロック部 23a とレコードロック部 23b とは、その指示にしたがって親レコード A1 と、親レコード A2 と、をそれぞれロックし（ステップ S31 と S32）、そのレスポンスであるロック応答を、データベース装置（3）20c のレコードロック部 23c に返す（ステップ S33）。

【0052】

データベース装置（3）20c のレコードロック部 23c は、データベース装置（1）20a とデータベース装置（2）20b とからロック応答のレスポンスが有った場合に、そのロック応答をロックマネージャ 10 に送信する（ステップ S13）。データベース装置（3）20c は、このロック応答のレスポンスを受信した時点で、データグループ 1 のデータを更新する権限を取得する。

【0053】

このように、データグループのデータを更新する場合、ある 1 台のデータベース装置 20 は、複数の親レコードのロック取得を要求する。そして、複数の親レコードがロックできた場合に、要求元のデータベース装置 20 が、データグループのデータを更新する権限を持つ。

【0054】

ステップ S13 以降の動作は、データベース装置（3）20c がデータベース装置（2）20b のレコード D1 を更新する点と、レコード D1 を更新した後にデータベース装置（3）20c がデータベース装置（1）20a と（2）20b のレコード A1 と A2 のアンロックを指示する点でのみ、上記した図 5 と異なり、動作シーケンスとしては同じである。よって、以降の動作ステップの参照記号を図 5 と同じにして、その説明を省略する。

10

20

30

40

50



## 【 0 0 5 5 】

以上説明したように、本実施形態の分散データベースシステム 1 0 0 によれば、ロックマネージャ 1 0 が、各データベース装置 2 0 から送信されるロック取得要求を、全て受信してロック取得要求リスト 1 2 に記録して一元管理を行う。つまり、ロックマネージャ 1 0 は、各データベース装置 2 0 からのロック取得要求を引き受け、逐次化する。ロック処理時は、要求に含まれるデータの親レコードを全てロックし、ロック応答を要求元のデータベース装置に返す。したがって、分散配置された複数のデータにおけるデータ間の不整合を抑止できる。また、複数のデータで構成されるデータグループに対しても、それぞれの親レコードをロックするので、複数のデータ間におけるデータの不整合も生じさせない。

10

## 【 0 0 5 6 】

なお、上記した実施形態では、1 台のロックマネージャ 1 0 が、複数のデータベース装置 2 0 からのロック取得要求を一元管理する例で説明を行ったが、本発明の考えは本実施形態に限定されない。例えば、ロックマネージャ 1 0 の機能を、分散配備させても良い。

## 【 0 0 5 7 】

つまり、複数のデータベース装置 2 0 のロック取得要求を管理するロックマネージャを複数台備える分散データベースシステムとしても良い。更に、ロックマネージャ 1 0 の機能を、各々のデータベース装置 2 0 に持たせるようにしても良い。ロックマネージャ 1 0 の機能を分散配備しても、同様の効果を得ることができる。このように本願発明は、上記した実施形態に限定されるものではなく、その要旨の範囲内で数々の変形が可能である。

20

## 【 0 0 5 8 】

上記装置における処理部をコンピュータによって実現する場合、各装置が有すべき機能の処理内容はプログラムによって記述される。そして、このプログラムをコンピュータで実行することにより、各装置における処理部がコンピュータ上で実現される。

## 【 0 0 5 9 】

また、このプログラムの流通は、例えば、そのプログラムを記録した D V D、C D - R O M 等の可搬型記録媒体を販売、譲渡、貸与等することによって行う。さらに、このプログラムをサーバコンピュータの記録装置に格納しておき、ネットワークを介して、サーバコンピュータから他のコンピュータにそのプログラムを転送することにより、このプログラムを流通させる構成としても良い。

30

## 【 0 0 6 0 】

また、各手段は、コンピュータ上で所定のプログラムを実行させることにより構成することにしてもよいし、これらの処理内容の少なくとも一部をハードウェア的に実現することとしても良い。

## 【 符号の説明 】

## 【 0 0 6 1 】

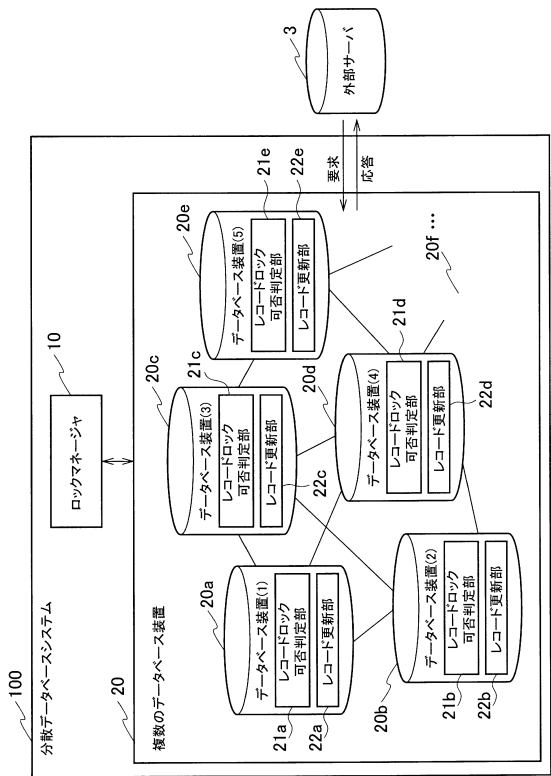
- 1 0 : ロックマネージャ
- 1 1 : ロック取得要求受信部
- 1 2 : ロック取得要求リスト
- 1 3 : レコードロック取得要求部
- 1 4 : 共有データ記憶部
- 1 5 : ロック応答返信部
- 2 0 : データベース装置
- 2 1 : レコードロック要求部
- 2 2 : レコードロック可否判定部
- 2 3 : レコードロック部
- 2 4 : レコード更新部
- 2 5 : レコード記憶部
- 2 6 : レコードアンロック部

40

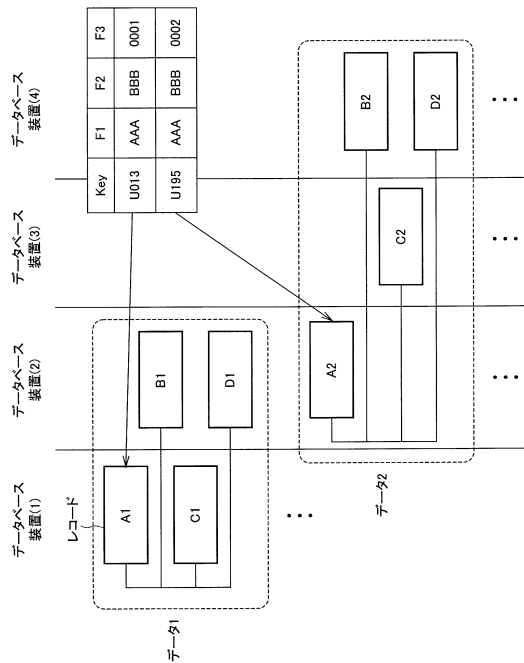
50

100：分散データベースシステム

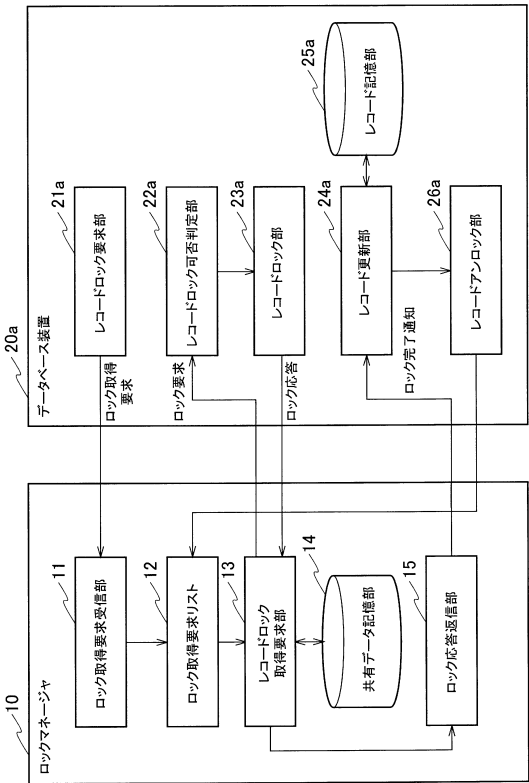
【図1】



【図2】



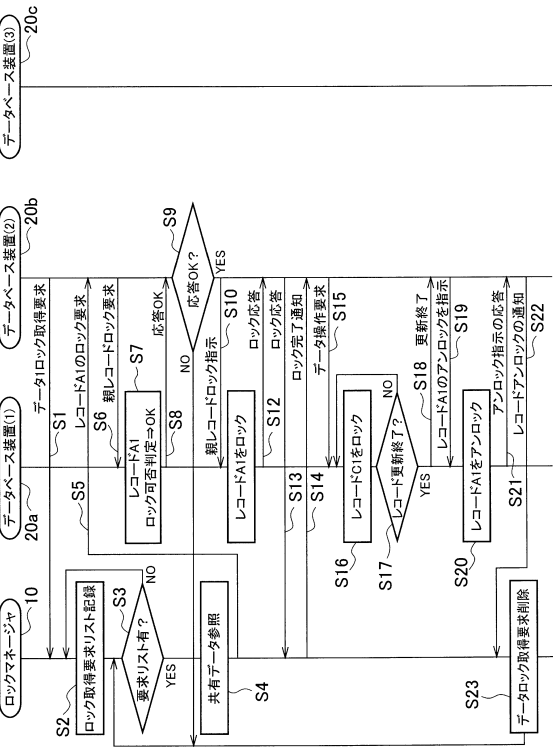
【図 3】



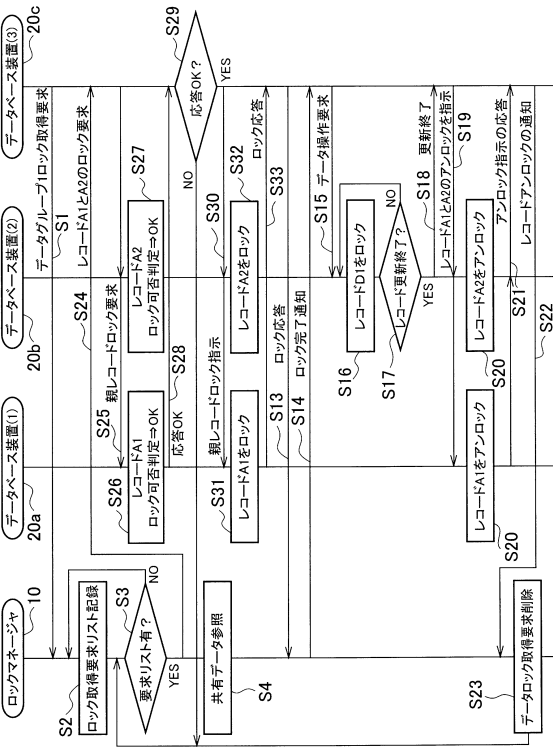
【図 4】

12 ロック取得要求リスト		
ロックID	要求元	対象データ
1	データベース装置(1)	データ1
2	データベース装置(2)	データ2
3	データベース装置(3)	データグループ1
⋮	⋮	⋮

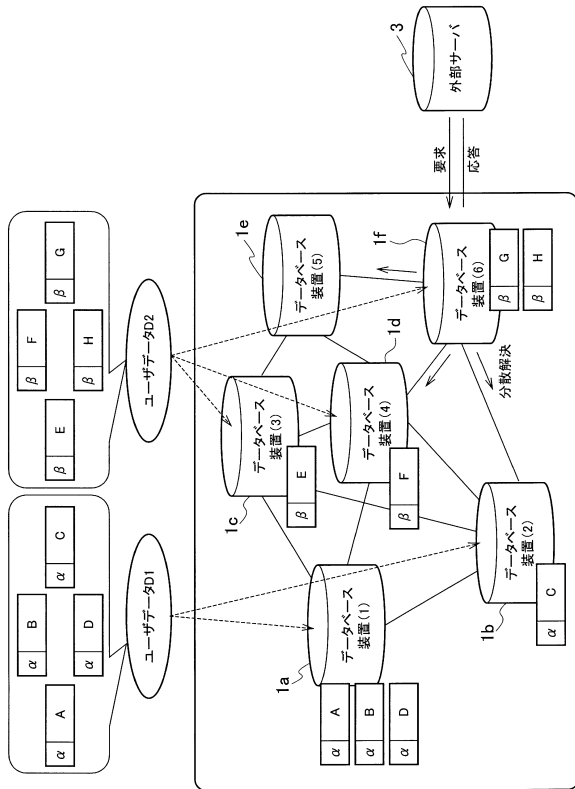
【図 5】



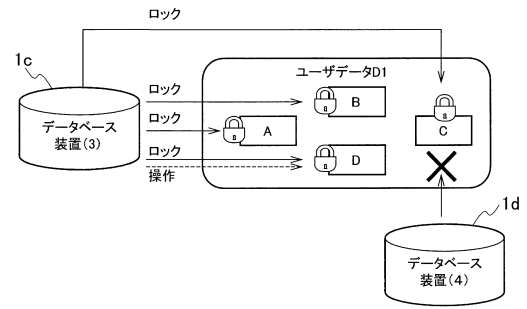
【図 6】



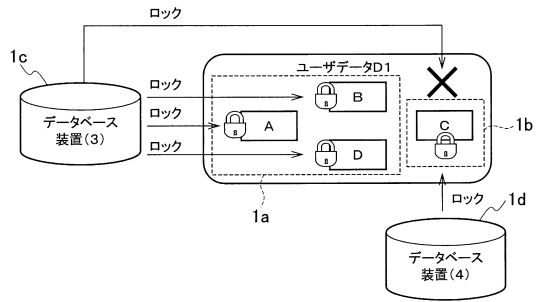
【図 7】



【図 8】



【図 9】



---

フロントページの続き

(72)発明者 土橋 慎一郎

東京都千代田区大手町一丁目5番1号 日本電信電話株式会社内

(72)発明者 佐々木 潤子

東京都千代田区大手町一丁目5番1号 日本電信電話株式会社内

審査官 田中 幸雄

(56)参考文献 片柳亮太ほか，分散データベースシステムにおけるデータ不整合を抑止するロック方式に関する一検討，電子情報通信学会2014年総合大会講演論文集 情報・システム1，日本，社団法人電子情報通信学会，2014年 3月18日，27頁

(58)調査した分野(Int.Cl.，DB名)

G06F 12/00