
УДК 004.932.2:681.3.06

С.С. Танянский

Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Харьков

УСЛОВИЯ СОХРАНЕНИЯ КОРРЕКТНОГО СОСТОЯНИЯ БАЗЫ ДАННЫХ ПРИ МОДИФИКАЦИИ СТРУКТУРЫ ОТНОШЕНИЙ

Предлагается подход к построению эквивалентной базы данных при модификации ее структуры. Сформулированы условия корректного перехода состояний базы данных при реализации запросов. Определены свойства совместности модификаций базы данных. Для поддержки структурных характеристик в актуальном состоянии введена функция вывода информационных объектов для различных состояний БД.

Ключевые слова: база данных, отображение базы данных, информационный объект, состояние базы данных, ограничения целостности, логическое правило, операционная спецификация.

Введение

Как рассмотрено в [1], операции модификации базы данных (БД) допустимы только в том случае, если они не нарушают заданных ограничений целостности. При построении интегрированной информационной системы (ИС) ограничения целостности данных локальных БД могут не совпадать, при этом выполнение запросов не должно нарушать эти ограничения. Таким образом, необходимо иметь возможность, с одной стороны, до реализации запроса проверять его выполнимость, с другой стороны, восстанавливать ограничения при их нарушении или так их изменять, чтобы ограничения не влияли на обобщенные требования интегрированной системы.

Рассмотрим задачу, в которой по заданному набору ограничения I_i и некоторому действию, определяющему изменение данных, необходимо так реализовать запрос, чтобы допустимые изменения (которые не противоречат ограничениям) были выполнены, а те изменения, которые нарушили огра-

ничения I_i , были восстановлены. Такая задача исследовалась для класса пропозициональных формул и для баз знаний первого порядка [2]. Будем рассматривать данные как некоторые информационные объекты I_i , которые нужно добавить или удалить в базу данных DB , при этом необходимо сохранить состояние БД τ_i , адекватное заданным ограничениям. Отметим, что допустимые состояния БД обозначаем как множество $T = \{\tau_0, \tau_1, \dots, \tau_n\}$.

В рамках рассматриваемых задач необходимо учитывать динамику изменений, как данных, так и их структур, что соответственно влечет возможные изменения ограничений целостности данных, которым должно соответствовать состояние БД τ_i в любой момент времени. То есть необходимо выделить допустимые транзакции, определяющие переход из одного допустимого состояния БД τ_i в другое допустимое состояние τ_j . Кроме этого, рассмотрены действия по замене одних информационных объектов другими, основанных на функциональных L^f и

структурных L^r правилах логического существования [3]. Поддерживаемая в современных системах управления базами данных (СУБД) работа транзакций, при которой любое нарушение целостности приводит к восстановлению начального состояния БД τ_0 , недостаточно гибкая и значительно ограничивает возможности модификации данных.

Анализ исследований и публикаций. В научных работах большое внимание уделяется интеграции данных, которые не отвечают текущим требованиям организации; их поддержка и обслуживание крайне затруднительны. С этой целью разрабатываются методики восстановления структуры данных, обусловленной их взаимосвязями, для последующего анализа и модификацию структуры БД [4].

Исследования в этой области ведутся с момента практического использования БД в распределенных и крупномасштабных системах. Подходы к управлению распределенными ресурсами представлены в работах Sheth A.P., Larson J.A. [5], Garcia-Solano M., Salto F., Castellanos M. [6], в которых рассматриваются задачи, возникающие при достижении локальной автономности. Среди переведенных источников можно выделить работу группы авторов [7], которая отличается широтой и глубиной охвата материала по вопросам проектирования и использования современных систем БД.

Основным выводом из рассмотренного материала является то, что формулирование запросов в неоднородных информационных системах является актуальной задачей и при этом требует умения разумно использовать сочетание технологических и архитектурных решений.

Постановка задачи. Таким образом, целью данной работы является решение задачи построения корректного перехода состояний БД при модификации структурных компонент отношений. Для этого определены свойства модификаций, а так же введена функция отображения состояния БД с сохранением структурных ограничений. Описанный способ является вариантом для построения автоматизированного решения, непосредственно ориентированного на сохранение корректного состояния БД при изменениях требований к структуре отношений, порождаемых предметной областью.

Условия сохранения состояния базы данных

Рассмотренные в [8] методы и средства поддержки ограничений применимы к двум классам БД:

- реляционные БД, в которых отрицательная информация представлена неявно, то есть отрицание некоторого факта имеет место, если этот факт отсутствует в текущем состоянии БД;

- базы данных (возможно, нереляционные) с явным представлением отрицательной информации,

т.е. состояния таких БД содержат как сам факт, так и его противоположность (в дальнейшем такие информационные объекты будем называть позитивными и негативными соответственно, а БД - неоднородными).

При выполнении запросов, которые нарушают ограничения, необходимо решить задачу, с одной стороны корректных, а с другой стороны - выполнить минимальное количество изменений, так, чтобы запрос завершился успешно.

По теории, которая формализует ограничения I на возможные изменения БД, в результате выполнения запроса начальному состоянию τ_0 и внешнему запросу на модификацию, определяющему добавляемые, удаляемые или изменяемые данные, нужно так минимально изменить τ_0 на новое множество τ_1 , чтобы выполнить запрос и обеспечить корректность ограничений I . То есть необходимо обеспечить корректное выполнение отображения $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$.

Отображение δ является корректным, если оба входящие в него состояния τ_0 и τ_1 корректны. Если $\delta_1: \tau_0^1 \rightarrow \tau_1^1$ и $\delta_2: \tau_0^2 \rightarrow \tau_1^2$ - два отображения, то отображение δ_2 покрывает отображение δ_1 , в обозначении $\delta_1 \subset \delta_2$, если $\tau_0^1 \subseteq \tau_0^2$ и $\tau_1^1 \subseteq \tau_1^2$. При этом ограничения целостности I из всего множества возможных отображений δ_i ($i = \overline{1, n}$) определяют те δ_j ($j = \overline{1, m} \mid m \leq n$), на которых ограничения I выполняются.

Пусть O' – множества всех информационных объектов текущего состояния τ_0 и O'' – множества всех информационных объектов нового состояния τ_1 . Тогда для отображения δ и некоторого информационного объекта $l_0 \in O'$ будем говорить, что l_0 остается в состоянии τ_1 (то есть выводится при переходе от τ_0 к τ_1 , в обозначении $\delta \models l_0$), если $l_0 \in \tau_0$ при $l_0 \in O'$ и $l_0 \in \tau_1$ при $l_0 \in O''$. Для отображения δ и информационного объекта $\neg l_0 \in O'$ будем говорить, что $\neg l_0$ остается в состоянии τ_1 (в обозначении $\delta \models \neg l_0$), если $l_0 \notin \tau_0$ при $l_0 \in O'$ и $l_0 \notin \tau_1$ при $l_0 \in O''$.

Ограничение целостности $I_i \in I$ вида $l_i \downarrow l_{1, \dots, n}$ выполняется при отображении δ , если $\delta \models l_i$, когда $\delta \models l_i$ ($i = \overline{1, n}$). Отображение δ удовлетворяет множеству ограничений I , если каждое правило из I выполняется на δ , в обозначении $\delta \models I$.

В заданных обозначениях под модификацией состояния БД (добавить новый информационный объект, удалить существующий информационный объект, заменить один информационный объект на другой) будем понимать тройку $\Lambda = \langle O^{\text{ins}}, O^{\text{del}}, O^{\text{upd}} \rangle$, где $O^{\text{ins}} \subseteq O'$, $O^{\text{del}} \subseteq O'$, $O^{\text{upd}} \subseteq O' \times O'$. Содержательно O^{ins} , O^{del} – это множество информационных объектов, которые необходимо добавить или удалить в БД, а пары информационных объектов

$O^{upd} = \{O_{ins}^{upd}, O_{del}^{upd}\}$ – аргументы операции замены.

Обозначим через Λ^{ins} , Λ^{del} и Λ^{upd} элементы из множеств O^{ins} , O^{del} и O^{upd} соответственно. При замене информационных объектов, пара будет рассматриваться в соответствии с $\Lambda_{ins}^{upd} = \{I'_i \mid \exists I''_i ((I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd})\}$ и $\Lambda_{del}^{upd} = \{I''_i \mid \exists I'_i ((I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd})\}$.

Определение 1. Модификация Λ выполняется при отображении $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$, если $\Lambda^{ins} \in \tau_1$, $\Lambda^{del} \cap \tau_1 = \emptyset$ и для любой пары информационных объектов $(I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd}$, если $I'_i \in \tau_0$, то $I''_i \notin \tau_1$, а $I''_i \in \tau_1$.

Если обозначить множество всех возможных отображений $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$ через $\delta(\Lambda)$, то можно определить эквивалентность модификаций.

Определение 2. Модификации Λ_1 и Λ_2 являются эквивалентными, если при том, что Λ_1 выполнено на отображении δ , также выполняется и Λ_2 на δ , то есть $\delta(\Lambda_1) = \delta(\Lambda_2)$.

Модификации БД будут корректны, если выполняются следующие условия:

1. $O^{ins} \cap O^{del} = \emptyset$;
2. $O^{ins} \cap O_{ins}^{upd} = \emptyset$;
3. $O^{ins} \cap O_{del}^{upd} = \emptyset$.

Введем эквивалентные множества модификаций $\bar{\Lambda}$ ($\Lambda \equiv \bar{\Lambda}$), которые определим следующим образом: $\bar{\Lambda}^{ins} = \Lambda^{ins}$, $\bar{\Lambda}^{del} = \Lambda^{del} \cup \{I'_i \mid \exists I''_i ((I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd} \wedge I''_i \in \Lambda^{ins})\}$, $\bar{\Lambda}^{upd} = \Lambda^{upd} - \{(I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd} \mid I''_i \in \Lambda^{ins}\}$. Тогда справедливо еще одно условие корректности модификации:

4. $\bar{\Lambda}^{ins} \cap \bar{\Lambda}_{del}^{upd} = \emptyset$.

Далее будем предполагать, что для рассматриваемых модификаций выполняются условия 1-4. Также следует отметить, что модификация $\Lambda^{upd}(I'_i, I''_i)$ добавляет I''_i к БД, только если в БД содержится I'_i , поэтому $\Lambda^{upd}(I'_i, I''_i)$ не эквивалентно паре модификаций $\Lambda^{ins}(I''_i)$ и $\Lambda^{del}(I'_i)$.

Определение 3. Отображение $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$ совместимо с модификацией Λ , если $I''_i \cap (O^{del} \cup \neg O^{ins} \mid \neg O^{ins} = \{\neg I''_i\} \wedge i = \overline{1, n})$ и для любой пары $(I'_i, I''_i) \in \Lambda^{upd}$, если $I'_i \in \tau_0$, $I'_i \notin \tau_1$ и $\neg I''_i \notin \tau_1$.

Значит, совместимость отображения $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$ с модификацией Λ заключается в том, что состояние τ_1 можно расширить добавлением новыми информационными объектами до состояния τ_2 , такого, что модификация Λ выполняется на отображении $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_2$.

Свойства совместности модификаций

В общем случае, запросы на модификацию могут оказаться несовместными с ограничениями целостности, т.е. может быть нарушена истинность

правил из I . Таким образом, необходимо ввести критерии совместности модификаций Λ и множества ограничений I .

Для ограничений I множество всех отображений $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$, на которых выполнена модификация Λ , обозначим как $\delta^r(I, \Lambda)$. Для исходного состояния τ_0 новые состояния представим множеством $\dot{\tau}(I, \Lambda) = \{\tau_i \mid (\tau_0 \rightarrow \tau_i) \in \delta^r(I, \Lambda)\}$.

Определение 4. Модификация Λ совместна с ограничениями I , если

- а) $\delta^r(I, \Lambda) \neq \emptyset$ и б) $\dot{\tau}(I, \Lambda) \neq \emptyset$.

Это определение означает, что а) множество $\delta^r(I, \Lambda)$ содержит хотя бы одно отображение $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$, и б) имеется хотя бы одно состояние τ_1 , такое, что переход состояний $(\tau_0 \rightarrow \tau_1) \in \delta^r(I, \Lambda)$. Другими словами, запрос на модификацию БД Λ может быть выполнен так, что ограничения I будут корректны при переходе $\tau_0 \rightarrow \tau_1$.

Определим множество информационных объектов $O^{I_i(I)}$ ($i = \overline{1, n}$), которые можно вывести при построении отображения $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$ с помощью правил $I_i \dashv I_{1, \dots, n}$, входящих в множество ограничений I , как выражение вида:

$$O^{I_i(I)}(\tau_0 \rightarrow \tau_1) = \{I_i \mid \exists (I_i \dashv I_{1, \dots, n}) \in I \wedge ((\tau_0 \rightarrow \tau_1) \models I_i, i = \overline{1, n})\}. \quad (1)$$

Теперь можно построить систему, с помощью которой выводятся информационные объекты при переходе состояний $\tau_0 \rightarrow \tau_1$. Зададим функцию вывода информационных объектов для различных состояний БД как выражение:

$$MI(\tau_0 \rightarrow \tau_1) = \begin{cases} \left(O^{I_i(I)}(\tau_0), O^{I_i(I)}(\tau_1) \right) & \text{- отображение корректно,} \\ O & \text{- в противном случае.} \end{cases} \quad (2)$$

Монотонность функции MI определяется следующим условием: если $\tau'_0 \subseteq \tau'_1$ и $\tau''_0 \subseteq \tau''_1 \subseteq \tau''_0$, то $MI(\tau'_0 \rightarrow \tau'_1) \subseteq MI(\tau''_1 \rightarrow \tau''_0)$. При этом для функции MI существует наименьшая неподвижная точка η^I [9]. Обозначим множество информационных объектов отображения $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$, входящих в неподвижную точку, которые можно получить с помощью правил I из множеств $\tau_0 \cup \tau_1$ как $\eta^{I(\tau_0 \cup \tau_1)}$. Пусть $I(\Lambda) = \{I''_i \mid I''_i \in \Lambda^{ins}, (i = \overline{1, n})\} \cup \{I''_{i_2} \dashv I''_{i_1} \mid (I''_{i_1}, I''_{i_2}) \in \Lambda^{upd}\}$. Будем рассматривать неподвижную точку, в обозначении $\eta^{I(\Lambda)} = \{O^I, O^\Lambda\}$, которая содержит множество информационных объектов, выводимых из множества O^{ins} с помощью правил I и правил, построенных на модифицированных информационных объектах $\{I''_{i_2} \dashv I''_{i_1} \mid (I''_{i_1}, I''_{i_2}) \in \Lambda^{upd}\}$. Здесь O^I – множество информационных объектов, выводимых с помощью правил I , O^Λ – множество модифицированных инфор-

мационных объектов, выводимых по правилам $I_{12}'' \dashv I_{11}''$. Также для некоторого состояния τ_i и множества модифицированных элементов БД Λ зададим ограничения как совокупность правил из I , состоящих из модифицированных и статических информационных объектов, то есть $I(\Lambda, \tau_i) = I(\Lambda) \cup \{I_i \mid I_i \in \tau_i\}$.

Рассмотрим отображение $\bar{\delta} = \bar{\tau}_0 \rightarrow \bar{\tau}_1$, которое соответствует неподвижной точке $\eta^{I(\Lambda, \tau_i)}$, то есть $(\bar{\tau}_0 \rightarrow \bar{\tau}_1) = \eta^{I(\Lambda, \tau_i)}$. Для неоднородных БД условие $\eta^{I(\Lambda)} \in \delta^{\tau}(I, \Lambda)$ выполняется, если $O^{\Lambda} \cap \Lambda^{\text{del}} = \emptyset$ и $O^I \cap O^{\Lambda} \cap \Lambda_{\text{ins}}^{\text{upd}} = \emptyset$, а условие $\bar{\tau}_1 \in \tau(I, \Lambda)$ выполняется, если $\bar{\tau}_0 = \tau_0$ и $\bar{\tau}_0 \cap \bar{\tau}_1 \cap \Lambda_{\text{ins}}^{\text{upd}} = \emptyset$.

Отметим, что для неоднородных БД совместность отображений $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$, на которых выполнена модификация Λ , не гарантирует совместность ограничений I и модификаций Λ .

Например, пусть $I = \{-I_a, I_b; -I_b, -I_a, I_c\}$ и $\Lambda = (I_b, I_c)$. Очевидно, что $\eta^{I(\Lambda)} = (\{I_b, I_c\} \rightarrow \{I_b, I_c\}) \in \delta^{\tau}(I, \Lambda)$. Но при этом полного перехода при отображении $\delta: \tau_0 \rightarrow \tau_1$ не существует. Так, при рассмотрении модификации Λ на δ имеем $\{I_b, I_c\} \subseteq \tau_1$, тогда если $I_a' \in \tau_1$, то нарушается правило $-I_c \dashv I_a, I_b$, а если $I_a' \notin \tau_1$, то нарушается правило $-I_b \dashv -I_a, I_c$.

Выводы

Средства, определяющие корректность модификации данных выражаются в виде ограничений, накладываемых на значения, допустимые в некотором состоянии БД. При модификации структуры данных необходимо сохранить начальные ограничения или так их изменить, чтобы не противоречить семантике данных, то есть ограничения исходного и модифицированного состояния должны быть эквивалентны.

Для достижения этих целей в статье исследованы и решены следующие задачи. Сформулированы условия корректного перехода состояний БД как отображение состояний, при котором ограничения целостности из всего множества возможных отображений опережают те, на которых они выполняются. Введено

понятие модификации состояния БД как множества информационных объектов, которые необходимо добавить, удалить или заменить в БД. Определены условия корректной модификации БД. Введены свойства модификаций. Заданы условия, при которых модификация совместна с ограничениями, то есть может быть выполнено изменение состояния БД без нарушений ограничений целостности. Определена функция вывода информационных объектов для различных состояний БД.

В качестве дальнейших исследований данного направления можно выделить задачу доказательства существования неподвижной точки для процедуры вывода результата запроса, а также вопросы, связанные с поддержкой структурной целостности при отображении состояний БД.

Список литературы

1. Мейер Д. Теория реляционных баз данных / Д. Мейер. – М.: Мир, 1987. – 609 с.
2. Дехтярь М.И. Обновления баз данных при динамических ограничениях целостности / М.И. Дехтярь. // Системная информатика. – Н-ск: Наука, 2002. – № 8. – С. 72 – 142.
3. Тянянский С.С. Характеристические свойства объектов информационных систем / С.С. Тянянский // Штучний інтелект. – Донецьк – 2007. – № 1. – С. 78-89.
4. Калиниченко Л.А. Методы и средства интеграции неоднородных баз данных / Л.А. Калиниченко – М.: Наука. Гл. ред. физ.-мат. литературы, 1983. – 424 с.
5. Sheth, A.P Federated database for managing distributed, heterogeneous, and autonomous databases / A.P. Sheth, J.A. Larson // Computing Surveys. – 1990. – № 22(3). – P. 183-236.
6. Garcia-Solaso, M. Semantic heterogeneity in multi-database system / F. Saltor, M. Castellanos // In Bukhres and Elmagarmid. – 1996. – P. 129-195.
7. Гарсия-Молина, Г. Системы баз данных. Полный курс / Г. Гарсия-Молина, Дж. Ульман, Дж. Уидом. Пер. с англ. – М.: Изд. дом "Вильямс". – 2003. – 1088 с.
8. Ульман Дж. Введение в системы баз данных / Дж. Ульман, Дж. Уидом. – М.: Лори. – 2006. – 379 с.
9. Тянянский С.С. Вычисление наименьшей неподвижной точки в рекурсивных запросах к базам данным / С.С. Тянянский, Д.А. Руденко // Мат. другої міжн. НТК «Інформаційні технології в навігації і управлінні: стан та перспективи розвитку». - К.: ДП «ЦНДІ НіУ». – 2011. – С. 43.

Поступила в редколлегию 28.11.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. С.Г. Удовенко, Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Харьков.

УМОВИ ЗБЕРЕЖЕННЯ КОРЕКТНОГО СТАНУ БАЗИ ДАНИХ ПРИ МОДИФІКАЦІЇ СТРУКТУРИ ВІДНОШЕНЬ

С.С. Тянянський

Пропонується підхід до побудови еквівалентної бази даних при модифікації її структури. Сформульовано умови коректного переходу станів бази даних при реалізації запитів. Визначено властивості спільності модифікацій бази даних. Для підтримки структурних характеристик в актуальному стані введена функція виводу інформаційних об'єктів для різних станів БД.

Ключові слова: база даних, відображення бази даних, інформаційний об'єкт, стан бази даних, обмеження цілісності, логічне правило, операційна специфікація.

THE CONDITION OF CONSERVATION VALID STATE DATABASE WHEN MODIFYING THE STRUCTURE RELATIONS

S.S. Tanyanskiy

An approach to the construction of an equivalent database in the modification of its structure. The conditions of correct database states when implementing queries. The properties of the compatibility versions of the database. To support the structural characteristics to date introduced the function output data objects for the different states database.

Keyword: database, display database information object, the state of the database, integrity constraints, the logical rule, the operating specification.