УДК 004.047:681.3.01

ПОДДЕРЖКА ЦЕЛОСТНОСТИ БАЗ ДАННЫХ ПРИ ДИНАМИЧЕСКИХ СТРУКТУРНЫХ ИЗМЕНЕНИЯХ

С.С. Танянский

ХНУРЭ, г. Харьков, Украина, tanyansky_ss@yahoo.com

Рассмотрен основанный на логике подход к описанию и поддержке ограничений целостности в базах данных при их модификациях. Сформулированы условия, при которых модификация базы данных может быть выполнена корректно. Определены границы модификаций БД, гарантирующие целостность и согласованность неоднородных структур данных.

БАЗА ДАННЫХ, ЦЕЛОСТНОСТЬ, ИНФОРМАЦИОННЫЙ ОБЪЕКТ, СЕМАНТИКА ДАННЫХ, МОДИФИКАЦИЯ БАЗЫ ДАННЫХ, ЛОГИЧЕСКОЕ ПРАВИЛО

Введение

Одним из основополагающих понятий в технологии баз данных (БД) является понятие целостности. В общем случае это понятие, прежде всего, связано с тем, что БД отражает в информационном виде некоторый объект или совокупность взаимосвязанных объектов реального мира. Под целостностью будем понимать соответствие информационной модели предметной области (ПрО), хранимой в БД, объектам реального мира и их взаимосвязям в каждый момент времени. Любое изменение в ПрО, значимое для построенной модели, должно отражаться в БД, и при этом должна сохраняться однозначная интерпретация информационной модели в терминах этой ПрО.

Поддержка целостности в ее классическом понимании включает понятие структурной целостности, которая трактуется как то, что система управления БД может допускать работу только с однородными структурами данных, например, только типа “реляционное отношение” (отсутствие дубликатов кортежей, обязательное наличие первичного ключа, отсутствие понятия упорядоченности кортежей и др.) [1].

При работе с распределенными или интегрируемыми информационными системами (ИС) на практике приходится сталкиваться с неоднородными структурами данных. Для обработки неоднородных данных наиболее трудно решаемой задачей является поддержка целостности. С одной стороны, это связано с несоответствиями между представлениями или форматами данных, поступающих из разных источников. С другой стороны – при взаимодействии множества источников данных часто возникает проблема нарушения семантической целостности. При различной семантике данных в поддерживаемых БД необходимо найти способы не только для разрешения семантических конфликтов, но и для поддержки согласованности информации БД.

Исследования в этой области ведутся с момента практического использования БД в распределенных и крупномасштабных системах. Оригинальные подходы были рассмотрены в [2], а также при построении испытательной распределенной базы данных [3]. Подходы к управлению распределенными ресурсами представлены в работах Sheth A. P., Larson J.A. [4], Garcia-Solaso M., Saltor F., Castellanos M. [5], в которых рассматриваются задачи, возникающие при достижении локальной автономности. Среди переведенных источников можно выделить работу группы авторов [6], которая отличается широтой и глубиной охвата материала по вопросам проектирования и использования современных систем БД.

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

Таким образом, основной проблемой при решении задач поддержки целостности неоднородных БД является обобщенное представление объектов ПрО. В статье используется определение информационного объекта ПрО на основе требований ИС и рассмотрен подход к обеспечению их семантической однозначности.

Целью работы является представление средств описания ПрО и формальное определение семантики данных, используя введенные свойства БД с динамически изменяемой структурой. Для обеспечения универсальности подхода будем рассматривать основанный на логике подход к описанию и поддержке ограничений целостности в БД при их модификациях.

1. Определение семантики базы данных

Используя разработанные средства представления ПрО как набор информационных объектов O, логические правила существования запишем как выражение (1).

$$o \lrcorner o_1,\dots, o_n \text{ или } l \lrcorner l_{1,\dots,n} \tag{1}$$

В дальнейшем множество заданных информационных объектов $o_1,\dots, o_n \in O$ будем называть свободными, а множество правила вида (1) будем обозначать $L = \{l_1, l_2, ..., l_n\}$ или $L = \{l_{1,...,n}\}$ и называть L - правилами.

Содержательно правило (1) заключается в том, что если все объекты $l_{1,...,n}$ входят в O, то и объект l также должен входить в O. Поэтому поддержка актуального состояния БД может привести к дополнительным действиям в следующем смысле: если объекты $l_{1,...,n}$ добавляются к O, то к нему нужно добавить и объект l. Такие дополнительные действия необходимы для обеспечения целостности БД.

Ограничением целостности будем называть множество правил $I \subseteq L$, выполнение которых переводит БД из одного целостного состояние в другое целостное состояние. Отличие ограничений I от L - правил, описывающих свойства ПрО, заключается в следующем:

1. Детерминанты (левая часть) правил могут иметь информационные объекты с отрицанием "¬".

2. Ограничения могут привести к дополнительным манипулированиям объектами при модификациях БД (вставка, удаления).

3. Как следствие пунктов 1) и 2), два ограничения могут оказаться несовместными в том смысле, что их поддержка требует выполнения конфликтующих действий (например, одно ограничение требует вставки некоторого информационного объекта o, а другое – удаления того же объекта).

4. Ограничения I имеют приоритет перед обычными L-правилами, то есть некоторый объект можно вывести с помощью L-правила, только если его отрицание не выводится с помощью некоторого ограничения [8].

Учитывая тот факт, что теория, на основании которой построены принципы целостности БД, является непротиворечивой [9], введем определения для множества объектов O и множества правил из I.

Определение 1. Множество O совместно, если оно не содержит никакого объекта одновременно с его отрицанием.

Определение 2. Множество ограничений I совместно, если, начав с любого объекта l, нельзя породить какой-либо объект l' и его отрицание.

Основная концепция предлагаемого подхода стоит в том, что и БД и множество ограничений целостности совместны.

Декларативно понятие семантики ПрО определим как множество S заданных информационных объектов $\{o_i\}$ (в частности, достаточно базиса множества информационных объектов B) и порожденных с помощью L-правил информационных объектов. Исходя из этого, можно сделать вывод о том, что семантики S может оказаться несовместной, даже если O и L совместны.

Например, если $O = \{l_a, \neg l_b\}$, а $L = \{l_b \lrcorner\, l_a\}$, то O и L совместны, а семантика $S = \{l_a, l_b, \neg l_b\}$ несовместна.

Под модификацией БД будем понимать добавление или удаление информационного объекта, при выполнении которых множество O остается совместным. На множества объектов, являющиеся кандидатами в семантики модифицируемых БД, наложим условия, аналогичные требованиям из работы [10]. Покажем, что при их выполнении всегда можно найти, по крайней мере, одну совместную семантику S' для модифицируемой БД.

В дальнейшем будем рассматривать модификации с детерминированной семантикой, то есть основанные на таких ограничениях целостности, для которых всегда имеется ровно одна возможная семантика S' модифицированной БД.

В этом контексте для обеспечения поддержки целостности необходимо решить следующие задачи:

1. Определить свойства детерминированных множеств ограничений.

2. Свести детерминированные множества ограничений к эквивалентным множествам простых ограничений, то есть ограничений вида $l \lrcorner\, l_1$.

Отметим еще одно существенное отличие рассматриваемого подхода к модификациям от других подходов, например описанных в [10]. Оно состоит в определении требования так называемого "минимального изменения". Требование заключается в следующем: чтобы некоторое множество объектов S' можно было рассматривать как возможную семантику модифицированной БД, оно должно представлять минимальное изменение семантики S исходной БД.

Так, в работе [10] разница между S и S' измеряется через их симметрическую разность $S \setminus S' = (S - S') \cup (S' - S)$. Однако, как будет показано, минимальность симметрической разности не обязательно означает сохранение максимально возможного множества информационных объектов исходного множества O. Другими словами, минимальность симметрической разности не гарантирует выполнения аксиом изменения сформулированных в [11].

Введем другую меру изменения, из минимальности которой следует минимальность симметрической разности, и при этом в результирующем множестве O будет сохраняться максимально возможное количество объектов. Такое определение минимального изменения было подсказано подходом, использованном в работе [12].

Для применения методов поиска наименьших достаточных изменений далее рассмотрим основные определения и обозначения, связанные с БД и ограничениями целостности; определим семантику модификаций и установим существование, по крайней мере, одной семантики для модифицируемой БД; определим характеристики детерминированных множеств ограничений и покажем, что каждое детерминированное множество ограничений можно свести к эквивалентному множеству простых ограничений вида $l \lrcorner l_1$.

2. Свойства семантики базы данных

Определим БД как множество, состоящее из констант, переменных и информационных объектов ПрО. Информационный объект l будем называть позитивным, а его отрицание $\neg l$ – негативным, при этом свободным информационным объектом будем называть позитивный или негативный предикат, не содержащий констант и\или переменных.

В контексте введенных определений БД определим как множество информационных объектов O вместе с множеством правил L и ограничениями I, то есть БД можно представить тройкой элементов вида (2):

$$DB = <O, L, (I \subseteq L)>. \tag{2}$$

Отметим, что O может изменяться при изменениях требований ПрО, в то время как I может оставаться без изменения. Это позволит исключить этап работы с функциональными L^f и структурными L^r правилами, и рассматривать O как конечный набор информационных объектов рассматриваемой ПрО [8].

Пусть O – множество свободных информационных объектов, L – множество правил на O, I – некоторое фиксированное множество ограничений, содержащее все правила из L. Через $O^I(L)$ обозначим множество всех экземпляров правил из L, в которых все составные объекты заменены информационными объектами из I. Свяжем с I семантический оператор η_I, который определим следующим образом (3):

$$\eta^I(O) = \{l \mid l \lrcorner l_{1,\dots,n} \in O^I(L) \text{ и } l \lrcorner l_{1,\dots,n} \in I\} \cup I. \tag{3}$$

Для простоты представления при очевидности множества ограничений будем использовать символ η вместо η^I. Так как η^I – монотонный оператор по отношению включения множеств (если $I_1 \subseteq I_2$, то $\eta^{I_1} \subseteq \eta^{I_2}$), то последовательность (4) имеет предел.

$$\eta_0(O) = O \dots \eta_n(O) = \eta\,(\eta_{n-1}(O)),\ \forall\, n > 0. \tag{4}$$

Обозначим соответствующий предел как η^O и назовем наименьшей неподвижной точкой η относительно O, то есть $\eta^O(O) = O$. Для одного информационного объекта l предел будем обозначать как η^l.

Так как оператор η монотонный, можно доказать, что неподвижная точка η^O также монотонна по аргументу O (относительно включения множеств).

Утверждение 1. Если O и O' – два множества свободных информационных объектов такие, что $O \subseteq O'$, то $\eta^O \subseteq \eta^{O'}$, то есть η^O монотонна по своему аргументу.

Доказательство. Проведем доказательство по индукции и покажем, что $\forall\, k > 0 \mid \eta_k(O) \subseteq \eta_k(O')$. Из $\eta_0(O) = O$ и $\eta_0(O') = O'$ следует $\eta_0(O) \subseteq \eta_0(O')$. Предположив, что $\eta_k(O) \subseteq \eta_k(O')$, для некоторого k применим тот факт, что η – монотонный оператор, и получим, что $\eta(\eta_k(O)) \subseteq \eta(\eta_k(O'))$ или $\eta_{k+1}(O) \subseteq \eta_{k+1}(O')$. Таким образом, $\forall\, k > 0 \mid \eta_k(O) \subseteq \eta_k(O')$. Пусть k_1 и k_2 – число итераций, необходимых для достижения неподвижных точек, то есть $\eta_{k_1}(O) = \eta^O$, а $\eta_{k_2}(O') = \eta^{O'}$. Определив $\kappa = max(k_1, k_2)$ из условия $\eta_k(O) \subseteq \eta_k(O')$, получим, что $\eta^O \subseteq \eta^{O'}$.

Доказательство закончено.

Рассмотрим утверждение, определяющее множество свободных информационных объектов O, замкнутое относительно правил I, то есть такое множество O, что $\eta(O) \subseteq O$.

Лемма 1. Для выполнения условия $\eta(O) \subseteq O$ необходимо и достаточно, чтобы $\eta^O = O$.

Доказательство. Для доказательства необходимости отметим, что из $\eta(O) \subseteq O$ и $O \subseteq \eta(O)$ следует $\eta(O) = O$. Тогда, поскольку $\eta_0(O) \subseteq O$ и $\eta_1(O) = \eta(O) = O$, верно, что $\eta_0(O) = O$.

Для доказательства достаточности воспользуемся тем, что $\eta(\eta^O) = \eta^O$ и $\eta(O) = O$, получим $\eta_0(O) = O$.

Доказательство закончено.

В общем случае η^O может оказаться несовместным множеством, причем эта несовместность может быть вызвана либо ограничениями I, либо информационными объектами O. Например, если $O = \{l_a\}$ и $I = \{l_a \lrcorner l_b, \neg l_b \lrcorner l_a\}$, то получаем несовместное множество $\eta^O = \{l_a, l_b, \neg l_b\}$.

Воспользовавшись введенными обозначениями, уточним некоторые свойства семантики БД.

Определение 3. Семантика множества информационных объектов S определяется как наименьшая неподвижная точка η относительно S в обозначении η^S. Базу данных будем называть совместной, если ее семантика совместна.

Определение 4. Множество ограничений I является совместным, если для всякого информационного объекта $l \in O$ существует множество информационных объектов O' такое, что $\eta^{O' \cup \{l\}}$ является совместным множеством.

Из определений 3 и 4 следует, что I совместно, если для всякого информационного объекта l существует совместная БД, содержащая l. Также имеет место утверждение, характеризующее совместные ограничения.

Утверждение 2. Множество ограничений I является совместным тогда и только тогда, когда для любого информационного объекта l множество η_l является также совместным.

Доказательство. Прямая часть доказательства очевидна, так как при $O' = \varnothing$ множество $\eta^{O' \cup \{l\}}$ совместно для любого информационного объекта l, откуда следует, что I также совместно.

Для доказательства обратной части предположим, что I совместно. Тогда опираясь на определение совместности множества ограничений (см. определение 2), должно существовать множество свободных информационных объектов O такое, что $\eta^{O' \cup \{l\}}$ совместно. Так как $\{l\} \subseteq O' \cup \{l\}$, то из утверждения о монотонности оператора η^O (см. утверждение 1) следует, что $\eta_l \subseteq \eta^{O' \cup \{l\}}$ и так как $\eta^{O' \cup \{l\}}$ совместно, то и η_l также совместно.

Доказательство закончено.

Например, рассмотрим множество $I = \{l_a \lrcorner\, l_{b,c};\ \neg l_a \lrcorner\, l_{b,c}\}$. Множество I является совместным, так как для каждого информационного объекта l множество $\eta^l = \{l\}$ совместно. При этом I препятствует тому, что l_a и l_b одновременно входят в O.

В дальнейшем будем рассматривать только совместные множества ограничений, то есть будет предполагаться, что ограничения совместны, даже если об этом явно не будет говориться. Кроме того, будем считать, что ограничения не содержат переменных, то есть БД содержит только свободные информационные объекты, а I является множеством правил (ограничений), в которые входят также только свободные информационные объекты.

3. Меры изменения модифицируемой базы данных

Пусть O – совместное множество свободных информационных объектов некоторой БД и пусть I – ограничения с семантикой S (то есть $S = \eta^O$). Под модификацией O будем понимать операции добавления или удаления информационного объекта l, при которых сохраняется совместность БД. Добавление l означает, что l должен присутствовать в семантике модифицированной БД, а удаление l означает, что l не должен входить в семантику модифицированной БД. Будем обозначать через $ins(l)$ – добавление l, а через $del(l)$ – удаление l.

Для того чтобы модификация была допустима, семантика S' модифицированной БД должна удовлетворять следующим условиям:

1. Множество S' должно быть совместно.
2. Множество S' должно включать l при $ins(l)$, и не должно включать l в случае $del(l)$.
3. Множество S' должно быть дедуктивно замкнуто относительно I.
4. Содержимое множества S' определяется набором информационных объектов, которые были в S (и добавленных объектов l в случае $ins(l)$).
5. Семантика S' должна быть получена с помощью минимального изменения семантики S исходной БД.

Рассматривая множество допустимых семантик модифицируемой БД необходимо отметить, что в общем случае может оказаться 0, 1 или более множеств S', удовлетворяющих указанным условиям. В дальнейшем будем рассматривать множества ограничений I, которые допускают только одно множество S' для любой операции $ins(l)$ или $del(l)$.

Первые три условия определяют точные требования для допущения модификации БД, остальные нуждаются в дополнительных комментариях. Уточним некоторые свойства. Четвертое условие говорит, что для того чтобы информационный объект был включен в S', он должен быть выводим (с использованием правил L) из заданного множества O. Здесь рассматривается O как множество информационных объектов, которые сформировались в БД после модификации.

Например, рассмотрим $O = \{l_a, l_b\}$ и $I = \{l_c \lrcorner\, l_a;\ l_d \lrcorner\, \neg l_{c,b}\}$. Добавим $\neg l_c$, тогда $S' = \{\neg l_c, l_b, l_d\}$. Действительно, каждый объект из S' можно вывести из $(S' \cap O) \cup \{\neg l_c\} = \{\neg l_c, l_b\}$, где l_b – информационный объект, оставшийся от исходного O, а $\neg l_c$ – добавленный объект.

Для выполнения пятого условия переход от S к S' можно "измерять", используя симметрическую разность $S \setminus S'$. То есть, $S - S'$ представляет собой множество объектов, удаленных из S во время модификации, а $S' - S$ – это множество объектов, которые добавляются к S. Таким образом, $S \setminus S'$ описывает общее изменение при модификации. Отсюда следует, что для выполнения пятого условия достаточно, чтобы $S \setminus S'$ было минимальным (по отношению к включению множеств). Такой подход нахождения минимальной разности можно найти у ряда авторов [10, 13].

В дальнейшем будем применять меру изменения более точную, чем симметрическая разность, в том смысле, что минимальность изменения влечет минимальность симметрической разности. Подобную меру можно найти в работе [12]. Среди множеств S', удовлетворяющих условиям 1-4 и минимизирующим $S \setminus S'$, используемая мера выбирает такое, которое минимизирует $S - S'$. То есть такое, при котором удаляется минимально возможное множество информационных объектов из S (или такое, которое сохраняет максимально возможное множество объектов из S).

Использование такой меры позволит оставаться в рамках аксиом изменения, предложенных в [11], одна из которых содержательно утверждает, что при восстановлении совместности БД во время модификации допускается удаление минимально возможного количества информации.

Например, пусть для некоторой БД $O = \{l_b, l_c\}$, $I = \{l_d \lrcorner\, l_{a,c};\ l_e \lrcorner\, l_{a,c};\ l_k \lrcorner\, l_{a,c}\}$ и $S = \eta^O = \{l_b, l_c\}$, при этом необходимо добавить объект l_c. В этом случае для модифицируемой БД возможны две семантики $S_1 = \{l_a, l_b, l_c, l_d, l_e, l_k\}$ и $S_2 = \{l_a, l_b\}$. Содержательно семантика S_1 получена добавлением объекта l_a к исходному множеству, а S_2 – путем добавления l_a и удалением l_c из S. В данном примере обе семантики удовлетворяют условиям 1-4, и обе минимизируют симметрическую разность. Но в соответствии с введенным условием минимизации $S_1 - S_2$ предпочтительнее семантика S_1, так как она сохраняет больше информационных объектов из S.

Определим меру изменения как пару ($S_1 - S_2$, $S_2 - S_1$) в обозначении $S_1 \circ S_2$ и зададим частичный порядок $\prec$ на парах множеств информационных объектов как выражение вида (5):

$$(l'_{1\ldots n}, l'_{1\ldots m}) \prec (l''_{1\ldots n}, l''_{1\ldots m}) \Leftrightarrow$$

$$((l'_{1\ldots n} \subset l''_{1\ldots n}) \text{ или } (l'_{1\ldots n} = l''_{1\ldots n} \text{ и } l'_{1\ldots m} \subseteq l''_{1\ldots m})). \quad (5)$$

Такое определение частичного порядка отдает приоритет минимальности S_1 - S_2. При этом справедливо следующее утверждение.

Утверждение 3. Пусть $\mathbf{S} = \{S_1, S_2, \ldots S_n\}$ – семейство множеств возможных семантик, где зафиксирована некоторая семантика S_p и пусть $S_1 \subseteq \mathbf{S}$ – семантика, для которой $S_p \circ S_1$ минимально по отношению частичного порядка "$\prec$" среди остальных $S_p \circ S_i$, где $S_i \subseteq \mathbf{S}$. Тогда S_p - S_1 минимально по включению множеств среди всех S_p - S_i и $S_p \setminus S_1$ минимально по включению множеств среди всех $S_p \setminus S_i$.

Доказательство. Докажем первую часть утверждения (минимальность $S_p - S_1$) от противного. Предположим, что $S_p - S_1$ не минимально, тогда существует $S_i \subseteq \mathbf{S}$ такое, что $S_p - S_i \subset S_p - S_1$ таких, что $S_p \circ S_i \prec S_p \circ S_1$. Из того, что $S_p \circ S_1$ минимально по отношению частичного порядка, следует, что $S_p \circ S_i = S_p \circ S_1$, что влечет равенство $S_p - S_i = S_p - S_1$, что противоречит предположению $S_p - S_i \subset S_p - S_1$. Таким образом, можно утверждать, что $S_p - S_1$ минимально.

Для доказательства второй части утверждения предположим, что $S_p \setminus S_i \subseteq S_p \setminus S_1$, тогда имеет место включение $S_p - S_i \subseteq S_p - S_1$ и S_i - $S_p \subseteq S_1 - S_p$. Проверим условие $S_p \circ S_i \prec S_p \circ S_1$. Так как $S_p - S_i \subseteq S_p - S_1$, то возможно два случая: или $S_p - S_i \subset S_p$ - S_1, что влечет $S_p \circ S_i \prec S_p \circ S_1$, или $S_p - S_i = S_p - S_1$. Для второго случая используем включения $S_p - S_i \subseteq S_p - S_1$ и $S_i - S_p \subseteq S_1 - S_p$ и также получаем $S_p \circ S_i \prec S_p \circ S_1$. Воспользовавшись минимальностью $S_p \circ S_1$ по условию "$\prec$" сделаем вывод, что $S_p \circ S_i = S_p \circ S_1$. Другими словами, $S_p - S_i = S_p - S_1$ и $S_i - S_p = S_1 - S_p$, то есть $(S_p - S_i) \cup (S_i - S_p) = (S_p - S_1) \cup (S_1 - S_p)$ или $S_p \setminus S_i = S_p \setminus S_1$. Таким образом, $S_p \setminus S_1$ является минимальным по включению множеств.

Доказательство окончено.

В соответствии с заданными свойствами семейства $\mathbf{S}$ (см. утверждение 3) можно утверждать, что из минимальности $S_p \circ S_i$ по отношению частичного порядка следует минимальность $S_p - S_i$ и $S_p \setminus S_i$ по отношению включения множеств (из утверждения о минимальности по включению).

4. Эквивалентность семантик модифицируемой базы данных

Для БД с заданным множеством информационных объектов O и ограничениями целостности I выделим два множества O' и O'', которые определяются следующими условиями:

1. Множество O' удовлетворяет правилу $l \lrcorner\, l_{1,\ldots n}$, если $l_{1,\ldots n} \in O'$.

2. Множество O' является локальной границей C^I (относительно правил I), если O' совместно и удовлетворяет всем правила из I.

3. Множество O' порождает информационный объект l в O в обозначении $O' \left|\overset{O}{\Rightarrow}\right. l$ (или $O' |\!\Rightarrow l$, если O подразумевается), если $l \in \eta^{O'}$.

4. Множество O' порождает множество информационных объектов O'' в O в обозначении $O' \left|\overset{O}{\Rightarrow}\right. O''$ (или $O' |\!\Rightarrow O''$, если O подразумевается), если $O' \left|\overset{O}{\Rightarrow}\right. l$ для всех $l \in O''$.

Определение 5. Пусть l – информационный объект и $DB = <O, I>$ – совместная БД с семантикой S. Множество информационных объектов S^{ins} будем называть семантикой с добавленным элементом, а S^{del} будем называть семантикой с удаленным элементом для l и O.

Для семантик S^{ins} и S^{del} необходимо, чтобы они были:

1) совместны;

2) $S \circ S^{ins}$ ($S \circ S^{del}$) были минимальны по отношению "$\prec$";

3) S^{ins} (S^{del}) должны удовлетворять всем ограничениям I.

Также для S^{ins} необходимо выполнение условий:

4′) $l \in S^{ins}$;

5′) $(S^{ins} \cap O) \cup \{l\} |\!\Rightarrow S^{ins}$,

а для S^{del} выполнение условий:

4″) $l \notin S^{del}$;

5″) $(S^{del} \cap O) |\!\Rightarrow S^{del}$.

Условия 1, 3 и 4′ подтверждают, что семантика S^{ins} (S^{del}) является локальной границей C^{ins} (C^{del}), содержащей l. Требование 5′ выражает условие 1-4 (см. выше), то есть обоснованность элементов модифицированной семантики, а условие 5′ выражает минимальность изменений БД.

Покажем, что для любого информационного объекта l существует, по крайней мере, одна S^{ins} или S^{del} семантика. Или, другими словами, любое добавление или удаление информационного объекта в совместную БД можно выполнить так, что результат модификации также порождает совместную БД.

Лемма 2. Пусть O – совместное множество свободных информационных объектов некоторой БД с семантикой S, пусть также l информационный объект из O. Предположим, что две семантики S_1^{ins} (S_1^{del}) и S_2^{ins} (S_2^{del}) удовлетворяют условиям 1, 2, 4′ и 5′. Положим $\varpi_1 = S_1^{ins} \cap O$ ($\varpi_1 = S_1^{del} \cap O$) и $\varpi_2 = S_2^{ins} \cap O$ ($\varpi_2 = S_2^{del} \cap O$). Тогда имеют место тождества:

1. $S \circ S_1^{ins} \prec S \circ S_2^{ins}$
   ($S \circ S_1^{del} \prec S \circ S_2^{del}$) $\Leftrightarrow \varpi_1 \supseteq \varpi_2$;
2. $S \circ S_1^{ins} = S \circ S_2^{ins}$
   ($S \circ S_1^{del} = S \circ S_2^{del}$) $\Leftrightarrow \varpi_1 = \varpi_2$;
3. $S_1^{ins} = \eta^{\varpi_1 \cup l}$; $S_1^{del} = \eta^{\varpi_1}$.

Доказательство. Докажем тождества только для случая добавления информационного объекта, доказательство случая удаления проводится аналогично.

Проведем доказательства для каждого условия отдельно. Докажем третье условие. Отметим, что если $\varpi_1 \cup l \subseteq S_1^{ins}$, то $\eta^{\varpi_1 \cup l} \subseteq \eta^{S_1^{ins}}$. Так как S_1^{ins} замкнуто относительно I, из леммы 4.1 вытекает $\eta^{S_1^{ins}} = S_1^{ins}$, и это дает возможность утверждать, что $\eta^{\varpi_1 \cup l} \subseteq S_1^{ins}$. Поскольку S_1^{ins} удовлетворяет $(S^{ins} \cap O) \cup \{l\} \models S^{ins}$ (см. определение 5), то $S_1^{ins} \subseteq \eta^{\varpi_1 \cup l}$. Таким образом, $S_1^{ins} = \eta^{\varpi_1 \cup l}$.

Для первого условия предположим, что $S \circ S_1^{ins} \prec S \circ S_2^{ins}$, тогда очевидно, что $S - S_1^{ins} \subseteq S - S_2^{ins}$, а это, в свою очередь, эквивалентно выражению $S \cap S_2^{ins} \subseteq S \cap S_1^{ins}$. Из рассмотренных соотношений вытекает следующее выражение включения $O \cap S \cap S_2^{ins} \subseteq O \cap S \cap S_1^{ins}$. Так как $O \subseteq S$, то есть $O \cap S = O$, то справедлива сокращенная запись предыдущего выражения включения: $O \cap S_2^{ins} \subseteq O \cap S_1^{ins}$. Таким образом, справедливо $\varpi_2 \subseteq \varpi_1$.

Докажем обратное утверждение. Пусть $\varpi_2 \subseteq \varpi_1$, имеем $\varpi_2 \cup \{l\} \subseteq \varpi_1 \cup \{l\}$. По условию 3 данной леммы (доказанного выше), а также, используя свойство неподвижной точки (η монотонна на множестве свободных информационных объектов) получаем $S_2^{ins} \subseteq S_1^{ins}$. Этот факт дает основание утверждать, что $S \cap S_2^{ins} \subseteq S \cap S_1^{ins}$, что эквивалентно $S - S_1^{ins} \subseteq S - S_2^{ins}$. Для подтверждения истинности последнего выражения включения рассмотрим два случая: 1) подмножество $S - S_1^{ins} \subseteq S - S_2^{ins}$ и 2) равенство $S - S_1^{ins} = S - S_2^{ins}$. Из 1-ого случая сразу получаем, что $S \circ S_1^{ins} \prec S \circ S_2^{ins}$. Из выражения 2-ого случая получаем, что $S \cap S_1^{ins} = S \cap S_2^{ins}$, из чего, в силу свойства $O \cap S = O$, вытекает равенство $O \cap S_1^{ins} = O \cap S_2^{ins}$. Этот факт дает возможность говорить о равенстве $\varpi_1 = \varpi_2$. Используя условие 3 данной леммы можно отметить, что $S_1^{ins} = S_2^{ins}$, из чего следует, что $S \circ S_1^{ins} = S \circ S_2^{ins}$. Таким образом, справедливо выражение $S \circ S_1^{ins} \prec S \circ S_2^{ins}$.

Для доказательства второго условия предположим, что $S \circ S_1^{ins} = S \circ S_2^{ins}$, тогда имеем $S - S_1^{ins} = S - S_2^{ins}$ или, соответственно, $S \cap S_1^{ins} = S \cap S_2^{ins}$ и $S_1^{ins} - S = S_2^{ins} - S$. Из того, что $S_1^{ins} = (S \cap S_1^{ins}) \cup (S_1^{ins} - S)$ и $S_2^{ins} = (S \cap S_2^{ins}) \cup (S_2^{ins} - S)$, получаем $S_1^{ins} = S_2^{ins}$. Этот факт дает основание утверждать, что $O \cap S_1^{ins} = O \cap S_2^{ins}$, то есть $\varpi_1 = \varpi_2$. Докажем обратное, пусть $\varpi_1 = \varpi_2$, тогда используя условие 3 данной леммы, получим, что $S_1^{ins} = S_2^{ins}$, откуда следует условие $S \circ S_1^{ins} = S \circ S_2^{ins}$.

Доказательство закончено.

Введем эквивалентную характеристику для семантик S^{ins} и S^{del}, используя информационные объекты семантики модифицированной БД. Эту характеристику будем рассматривать как дополнительное требование к определению 5.

Утверждение 4. Пусть O – совместное множество свободных информационных объектов некоторой БД с семантикой S, и l информационный объект из O. Пусть также S^{ins} и S^{del} семантики, удовлетворяющие условиям 1, 2, 4′ и 5′, а также $\varpi = S^{ins} \cap O$ ($\varpi = S^{del} \cap O$) Тогда мера $S \circ S^{ins}$ ($S \circ S^{del}$) минимальна по отношению $\prec$, если $\varpi = S^{ins} \cap O$ ($\varpi = S^{del} \cap O$) максимально по отношению включения множеств.

Доказательство. Введем $\varpi' = (S^{ins})' \cap O$ ($\varpi' = (S^{del})' \cap O$), где $(S^{ins})'$ и $(S^{del})'$ – семантики, удовлетворяющие условиям 1, 2, 4′ и 5′, и предположим, что $\varpi \subseteq \varpi'$. В соответствии с пунктом 1 леммы 4.2 получаем $S \circ (S^{ins})' \prec S \circ S^{ins}$ ($S \circ (S^{del})' \prec S \circ S^{del}$), а так как $S \circ S^{ins}$ ($S \circ S^{del}$) минимально по отношению $\prec$, то можно утверждать, что $S \circ (S^{ins})' = S \circ S^{ins}$ ($S \circ (S^{del})' = S \circ S^{del}$). Используя пункт 2 леммы 4.2, имеем равенство $\varpi = \varpi_1$. То есть ϖ максимально по отношению включения множеств.

Докажем обратное. Предположим, что ϖ максимально и пусть $(S^{ins})'$ и $(S^{del})'$ семантики, удовлетворяющие условиям 1, 2, 4′ и 5′, для которых выполняются условия $S \circ (S^{ins})' \prec S \circ S^{ins}$ и $S \circ (S^{del})' \prec S \circ S^{del}$. Положим $\varpi' = (S^{ins})' \cap O$ ($\varpi' = (S^{del})' \cap O$), тогда в соответствии с пунктом 2 леммы 4.2 получаем, что $S \circ (S^{ins})' = S \circ S^{ins}$ ($S \circ (S^{del})' = S \circ S^{del}$), откуда вытекает, что $S \circ (S^{ins})'$ (($S \circ (S^{del})'$) минимально относительно порядка $\prec$.

Доказательство закончено.

Далее покажем, что множества возможных семантик можно объединить в некоторые непустые семейства $\mathbf{S}^{\mathrm{ins}} = \{S_1^{ins}, S_2^{ins}, \ldots, S_n^{ins}\}$ и $\mathbf{S}^{\mathrm{del}} = \{S_1^{del}, S_2^{del}, \ldots, S_n^{del}\}$, то есть для всякого информационного объекта существует, по крайней мере, одна S^{ins} и S^{del} семантика. Рассмотрим утверждение, которое определяет принципы вычисления соответствующих семейств.

Утверждение 5. Пусть DB – некоторая совместная БД, соответствующая виду (2) и l – свободный информационный объект из DB. Тогда справедливы выражения (А) и (Б):

$$\mathbf{S}^{\mathrm{ins}} = \{\eta^{\varpi \cup \{l\}} \mid max(\varpi) \text{ при } \varpi \subseteq O \text{ и } \eta^{\varpi \cup \{l\}} \text{ – совместно}\} \quad (А)$$

$$\mathbf{S}^{\mathrm{del}} = \{\eta^{\varpi} \mid max(\varpi) \text{ при } \varpi \subseteq O \text{ и } l \notin \eta^{\varpi}\}. \quad (Б)$$

Доказательство. Доказательство проведем для первого выражение, для второго – доказательство аналогично.

Переобозначим выражение утверждения следующим образом: $\Lambda_1 = \mathbf{S}^{\text{ins}}$ и $\Lambda_2 = \{\eta^{\varpi\cup\{l\}} \mid max(\varpi)$ при $\varpi \subseteq O$ и $\eta^{\varpi\cup\{l\}}$ – совместно}. Покажем равенство $\Lambda_1 = \Lambda_2$ путем доказательства обоюдного вхождения $\Lambda_2 \subseteq \Lambda_1$ и $\Lambda_1 \subseteq \Lambda_2$.

Докажем первое вхождение. Пусть $S^{ins} = \eta^{\varpi\cup\{l\}}$ для некоторого $max_X(\varpi)$, где $X \subseteq O$. Факт того, что $\varpi \subseteq S^{ins} \cap O$ совместно – очевиден, покажем, что выполняется равенство $\varpi = S^{ins} \cap O$. Докажем этот факт от противного. Пусть $\varpi \neq S^{ins} \cap O$. Предположим, что некоторый $x \in (S^{ins} \cap O)$ - ϖ и $\varpi' = \varpi \cup x$. Так как $\varpi' \subseteq O$ и $\varpi \subset \varpi'$, то ϖ не является максимальным, что противоречит предположению (см. вначале предположение для $max_X(\varpi)$) и, следовательно, $\varpi = S^{ins} \cap O$.

Отметим, что S^{ins} удовлетворяет условиям 1, 2, 4′ и 5′. Для подтверждения истинности условия принадлежности $S^{ins} \subseteq \Lambda_1$ достаточно подтвердить выполнение условие утверждения 4.4 (о максимальности $\varpi = S^{ins} \cap O$ относительно включения множеств). Пусть $(S^{ins})'$ – семантика, удовлетворяющая условиям 1, 2, 4′ и 5′ такая, что $\varpi' = (S^{ins})' \cap O$ и $\varpi \subseteq \varpi'$. Используя пункт 3 леммы 2, можно сделать вывод, что $(S^{ins})'$ совместное множество и $(S^{ins})' = \eta^{\varpi'\cup\{l\}}$. Так как $\varpi \subseteq \varpi' \subseteq O$, то ϖ' максимально по отношению к $\varpi \subseteq O$ и $\eta^{\varpi\cup\{l\}}$ – совместно, следовательно $\varpi = \varpi'$.

Из вышесказанного можно сделать вывод, что условие о максимальности $\varpi = S^{ins} \cap O$ относительно включения множеств (см. утверждения 4) выполняется и $S^{ins} \subseteq \Lambda_1$, откуда следует, что $\Lambda_2 \subseteq \Lambda_1$.

Для доказательства второго вхождения положим, что $S^{ins} \subseteq \Lambda_1$ и пусть $\varpi = S^{ins} \cap O$. В соответствии с пунктом 3 леммы 4.2 имеем $S^{ins} = \eta^{\varpi\cup\{l\}}$, откуда следует, что $\eta^{\varpi\cup\{l\}}$ – совместное множество. Необходимо показать, что ϖ является максимальным подмножеством O, то есть существует $max_X(\varpi)$, где $X \subseteq O$.

Предположим, что ϖ не является максимальным, тогда существует $\varpi' \subseteq O$ такое, что $\varpi \subseteq \varpi'$, причем $\eta^{\varpi'\cup\{l\}}$ – совместно. Так как $\varpi \subseteq \varpi'$, то равенство $\varpi = S^{ins} \cap O$ не удовлетворяет условию о максимальности $\varpi = S^{ins} \cap O$ относительно включения множеств (см. утверждение 4), то есть $S^{ins} \notin \Lambda_1$, что является противоречием и, следовательно, $\eta^{\varpi'\cup\{l\}}$ удовлетворяет условиям 1, 2, 4′ и 5′.

Таким образом, существует $max_X(\varpi)$, где $X \subseteq O$, для которого $\eta^{\varpi\cup\{l\}}$ совместно. Другими словами, $S^{ins} \subseteq \Lambda_2$, из чего следует, что $\Lambda_1 \subseteq \Lambda_2$.

Доказательство закончено.

5. Корректность модификаций базы данных

Покажем, что для совместной БД допустима любая модификация. Другими словами – существует, по крайней мере, одна S^{ins} и S^{del} семантика и БД с этой семантикой.

Утверждение 6. Для какой-либо совместной БД, соответствующей виду (4.2), и для любого добавления или удаления информационного объекта l существует хотя бы одна S^{ins} и S^{del} семантика.

Доказательство. Проведем доказательство для каждого действия отдельно. Для доказательства существования S^{ins} определим множество $\varsigma^{ins} = \{\varpi \mid \varpi \subseteq O$ и $\eta^{\varpi\cup\{l\}}$ – совместно}. Множество ς^{ins} непустое, так как множество ограничений I является совместным (см. утверждение 2). Кроме этого отметим, что $\varsigma^{ins} \subseteq O$, и поэтому в ς^{ins} существует максимальный элемент в обозначении $\varpi^{ins}_{\max}$. Используя свойство семейства $\mathbf{S}^{\text{ins}}$ (см. утверждение 5(А)), получаем, что $S^{ins} = \eta^{\varpi^{ins}_{\max}\cup\{l\}}$.

Для доказательства существования S^{del} определим множество $\varsigma^{del} = \{\varpi \mid \varpi \subseteq O$ и $l \notin \eta^{\varpi}\}$. Множество ς^{ins} также непустое и $\varsigma^{del} \subseteq O$. Максимальный элемент в ς^{del} обозначим $\varpi^{del}_{\max}$. Используя свойство семейства $\mathbf{S}^{\text{del}}$ (см. утверждение 5(Б)), получаем, что $S^{del} = \eta^{\varpi^{del}_{\max}}$.

Доказательство закончено.

Пусть O_1 и O_2 – два множества свободных информационных объектов. Рассмотрим ситуацию, когда $O_1 \subseteq O_2$ при $I_1 = I_2$ и $S_1 \subseteq S_2$. Предположим, что необходимо добавить или удалить некоторый информационный объект в (из) O_1 и/или O_2. Обозначим через S_1^{ins} семантику модифицированного множества O_1. Тогда существует семантика S_2^{ins} модифицированного множества O_2 такая, что $S_1^{ins} \subseteq S_2^{ins}$. Этот факт говорит о монотонности семантики модификаций.

Теорема 1. Пусть O_1 и O_2 два совместных множества свободных информационных объектов с одинаковым множеством ограничений I, при этом $O_1 \subseteq O_2$, и пусть l – добавляемый (удаляемый) информационный объект. Тогда для любой семантики $S_1^{ins} \subseteq \mathbf{S}^{\text{ins}}$ ($S_1^{del} \subseteq \mathbf{S}^{\text{del}}$) существует $S_2^{ins} \subseteq \mathbf{S}^{\text{ins}}$ ($S_2^{del} \subseteq \mathbf{S}^{\text{del}}$), для которых $S_1^{ins} \subseteq S_2^{ins}$.

Доказательство. Проведем доказательство только для одного случая – добавления информационного объекта, при удалении объекта доказательство проводится аналогично.

Предположим, что $S_1^{ins} \subseteq \mathbf{S}^{\text{ins}}$, в соответствии с утверждением 5(А) можно сделать вывод, что существуют множество информационных объектов ϖ' максимальное среди всех подмножеств O_1, для которого $\eta^{\varpi'\cup\{l\}}$ – совместно и $S_1^{ins} = \eta^{\varpi'\cup\{l\}} \subseteq \mathbf{S}^{\text{ins}}$. Тогда из того, что по условию $O_1 \subseteq O_2$, следует, что $\varpi' \subseteq O_2$ и $\eta^{\varpi'\cup\{l\}}$ также совместно.

С другой стороны, так как O_2 конечное множество, то существует некоторое ϖ'' такое, что $\varpi' \subseteq \varpi''$ и ϖ'' является максимальным среди всех подмножеств O_2 и $\eta^{\varpi''\cup\{l\}}$ – совместно. Используя утверждение 5(А), получаем, что $S_2^{ins} = \eta^{\varpi''\cup\{l\}} \subseteq \mathbf{S}^{\text{ins}}$. Так как $O_1 \subseteq O_2$, то также $\eta^{\varpi'\cup\{l\}} \subseteq \eta^{\varpi''\cup\{l\}}$, что соответствует выполнению условия $S_1^{ins} \subseteq S_2^{ins}$.

Доказательство закончено.

Выводы

В статье исследованы и предложены методы добавления и удаления информационных объектов в БД, представленной множеством информационных объектов *O* и множеством правил *I*. Определены границы модификаций БД, гарантирующие целостность и согласованность неоднородных структур данных. Для обеспечения поддержки неоднородности свойства БД и ограничения целостности описываются логическими выражениями.

Таким образом, автором получены следующие теоретические результаты:

1. На основе введенных логических правил существования (*L*-правил) введен отдельный класс правил – ограничений целостности.

2. Введены понятия совместности БД и совместности ограничений и на их основе расширено понятие семантики БД. Исследовано поведение семантик при модификации БД.

3. Сформулирован и доказан ряд утверждений, характеризующих свойства информационных объектов и совместности множества ограничений целостности.

4. Определены условия допустимой модификации БД.

5. Сформулировано и доказано утверждение о существовании хотя бы одной семантики из семейства возможных семантик при добавлении и\ или удалении информационного объекта.

Практическое использование полученных результатов заключается в осуществлении контроля модификаций структуры БД. Нарушения структуры таблиц может привести к несогласованности данных, что естественны образом отразится на целостности данных. Появление информационных объектов, противоположных по смыслу, на практике может иметь место при приведении различных моделей данных к единому виду, что также влияет на семантику данных.

Следует отметить, что дальнейшее исследование рассмотренного материала следует направить на определения минимальных требований к семантике БД, при которой допустимы изменения ее структуры, а также описания средств реализации запросов к БД с неоднородной структурой.

Список литературы: 1. *Codd, E.* A relational model of data for large shared data banks. [Text] / E. Codd // CACM 13. – 1970. – №.6. – p. 1958-1982. 2. *Карденас, А.Ф.* Управление неоднородными распределенными базами данных [Текст] / А.Ф. Карденас // ТИИЭР. – 1987. – т. 75, № 5. – с. 72-86. 3. *Дуайер, П.А.*, Ларсон Дж.А. Опыт работы с испытательной распределенной базой данных / П.А. Дуайер, Дж.А. Ларсон // ТИИЭР. – 1987. – т. 75, № 5. – с. 126-138. 4. *Sheth, A.P* Federated database for managing distributed, heterogeneous, and autonomous databases [Text] / A.P. Sheth, J.A. Larson // Computing Surveys. – 1990. – № 22(3). – p. 183-236. 5. *Garcia-Solaso, M.* Semantic heterogeneity in maltidatabase system [Text] / F. Saltor, M. Castellanos // In Bukhres and Elmagarmid. – 1996. – p. 129-195. 6. *Гарсиа-Молина, Г.* Системы баз данных. Полный курс [Текст] / Г. Гарсиа-Молина, Дж. Ульман, Дж. Уидом. Пер. с англ.: – М.: Издательский дом "Вильямс". – 2003. – 1088 с.: ил. – 3000 экз. – ISBN 5-8459-0384-Х. 7. *Танянский, С.* Характеристические свойства объектов информационных систем [Текст] / С. Танянский. // "Штучній інтелект": науковий журнал – 2007. – № 1. – с. 78-89. 8. *Лоран, Д.* Детерминированное поддержание ограничений целостности [Текст] / Д. Лоран, Н. Спиратос, Д. Стамат // Программирование. – 1998. – № 2. – С. 38-57. 9. *Мейер, Д.* Теория реляционных баз данных [Текст] / Д. Мейер. – М.: Мир – 1987. – 608 с.: ил. – 14000 экз. 10. *Martk, V. W.* Revision Programming, Database Updates and Integrity Constraints. International Conference on Database Theory [Text] / V.W. Martk, M. Truszcyriski // M. ICDT. LNCS 893. – 1995. – p. 368-382. 11. *Alchourron, C.* On the logic of theory change: Partial meet contradiction and revision functions [Text] / C. Alchourron, A. Gardenfors, D. Makinson // Journal of Symbolic Logic. – 1985. – v. 50. – p. 510-530. 12. *Dekhtyar, M.* On Conservative Enforced Updates [Text] / M. Dekhtyar, A. Dikovsky, N. Spyratos // 4th International Conference, LPNMR'97, Eds. J.Dix, U.Furbach, A.Nerode, Dagstuhl Castle, Germany, July 28-31,1997, Lect. Notes in AI (CS), N 1265, – 1997. – p. 244-257. 13. *Borytda, A.* Language features for flexible handling of exceptions in information systems [Text] / A. Borytda // ACM Trans Database-Syst. – 1985. – №10. – p. 565-603.

Поступила в редколлегию 9.09.2010.

УДК 004.047:681.3.01

Підтримка цілісності баз даних при динамічних структурних змінах / С.С. Танянський // Біоніка інтелекту: наук.-техн. журнал. – 2010. – № 3 (74). – С. 112–119.

Розглянуто заснований на логіці підхід до опису і підтримки обмежень цілісності в базах даних при їхніх модифікаціях. Сформульовано умови, при яких модифікація бази даних може бути виконана коректно. Визначено границі модифікацій БД, що гарантують цілісність і погодженість неоднорідних структур даних.

Бібліогр.: 13 найм.

UDK 004.047:681.3.01

Support of integrity of databases at dynamic structural changes / S. Tanyansky // Bionics of Intelligence: Sci. Mag. – 2010. – № 3 (74). – P. 112–119.

The approach based on the logician to the description and supports of restrictions of integrity in databases is considered at their updating. Conditions at which database updating can be executed correctly are formulated. Borders of updating of the DB, guaranteeing integrity and a coordination of non-uniform structures of the data are defined.

Ref.: 13 items.