

КАРКАСНОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ ДОМЕННО-КЛЮЧЕВОЙ СХЕМЫ РЕЛЯЦИОННОЙ БАЗЫ ДАННЫХ

Ключевые слова: *схема реляционной базы данных, реляционный каркас, доменно-ключевая нормальная форма, произвольная предметная область, синтез ДКНФ-схемы.*

ВВЕДЕНИЕ

При разработке приложений и синтезе схемы базы данных (БД), моделирующих разные предметные области (ПрО) в рамках классической реляционной модели (РМД), возникают структуры данных, которые принято упрощать. В [1] приведен список таких структур: связи типа $F:H$, n -арные и рекурсивные связи сущностей-объектов, атрибуты связей, иерархические зависимости («слабость») сущностей-объектов, множественные атрибуты, а также обсуждена еще одна немаловажная проблема, касающаяся не столько проектирования, сколько эксплуатации БД, — модифицируемость реляционной схемы.

Известно, что со временем любую схему БД, не отвечающую новым требованиям, необходимо обновлять, что обычно существенно повышает стоимость сопровождения. Поэтому частое перепроектирование схемы БД приводит к реинжинирингу приложений, что нежелательно для пользователей ввиду больших временных и финансовых затрат. Поэтому модифицируемость схемы БД становится одним из самых важных критериев качества приложения. Понятие «модифицируемость» как значимый фактор качества схемы БД впервые введено в [2] и частично формализовано в [3]. В этих работах под модифицируемостью схемы БД понимается такое добавление дополнительных или удаление существующих подсхем БД, а также внесение изменений в схему любого отношения, которое не затрагивает иные отношения. Также предложен алгоритм синтеза модифицируемых схем БД, показана значимость свойства модифицируемости схемы БД для сопровождения приложений.

В [4] впервые сформулирована гипотеза о том, что максимально возможная степень модифицируемости обеспечена только схемой БД, находящейся в доменно-ключевой нормальной форме (ДКНФ) [5]. Но далее в работах автора [4] эта гипотеза должным образом не формализована, алгоритм строго не обоснован, а процедура синтеза не является единственной и полной.

Схема БД, полученная в результате решения описанных проблем, должна удовлетворять в итоге двум критериям — кроссплатформности и интероперабельности [6]. Под «кроссплатформностью» понимается независимость приложений как от аппаратного, так и от операционного программного обеспечения: «написанное однажды выполняется везде». Под «интероперабельностью» понимается способность приложений, интерфейсы которых полностью открыты, взаимодействовать и функционировать с другими приложениями без каких-либо ограничений доступа и реализации, а также способность приложения выполнять набор функций, определенных в его внешнем описании и удовлетворяющих заданным или подразумеваемым потребностям пользователей.

Исходя из определения схемы БД, эти свойства, прежде всего, сводятся к тому, что разные приложения БД, работающие на разных платформах, интегри-

руются в одно. При этом БД воспринимается как единое целое. Обеспечит это свойство универсальность схемы БД для разных ПрО. Далее будет показано, что схема БД, обладающая универсальностью и подобием, при определенных условиях удовлетворяет критериям безаномальности и модифицируемости.

Но, как показывает опыт практической эксплуатации, все существующие на рынке инструментальные средства синтеза приложений, а также все серверы БД предлагают пользователю самостоятельно определиться с выбором схемы БД — то ли в РМД, то ли в модели объектно-ориентированной базы данных (ООБД). При этом для большинства серверов БД, разработанных в соответствии с РМД, не накладывается существенных ограничений на нормальность отношений. А значит, и на итоговую схему БД. Однако такая «маркетинговая» концепция инструментальных средств, как правило, приводит к полной несовместимости приложений даже в рамках одной платформы и к невысокому коэффициенту полезного действия (КПД) приложения.

Для решения указанных проблем существует два подхода. Первый — это разработка приложений на базе существующих на рынке инструментальных средств и серверов БД, однако с использованием высокоформализованной (и даже безаномальной) схемы БД. Опыт разработок позволяет утверждать, что эксплуатационные характеристики приложений (скорость доступа к данным, скорость внесения модификаций в схему БД и в само приложение в динамическом режиме, кроссплатформность и интероперабельность приложений) существенно повышаются. Второй подход — это разработка уникального инструментального средства, непосредственно использующего все указанные преимущества именно безаномальной схемы БД, в том числе и минимально необходимое число операций соединений для ответов на запросы пользователей.

Анализ ПрО, основанный на классическом методе декомпозиции [7], приводит к схемам БД, существенно отличающимся одна от другой в зависимости от специфики ПрО. Более того, субъективный фактор проектирования является решающим. Это приводит к большой зависимости приложения от всевозможных модификаций.

Хотя классическая РМД основана на очень жестком алгоритме, слабо поддающемся унификации, идея универсальности не нова. Ее проявление состоит в алгоритме синтеза схемы отношения, предложенном Ф.А. Бернштейном [8]. Эта идея есть как в выводах работы П. Чена [9], так и в самом ее названии. Поэтому разработка новой, более универсальной методики анализа ПрО, позволяющей синтезировать такие безаномальные схемы БД, которые обладали бы при этом еще и высокой степенью модифицируемости и подобия для разных ПрО, является важной задачей. Как известно, до публикации [10] не существовало строго обоснованного алгоритма синтеза ДКНФ, что и отмечено в [10]. Сейчас на эту роль претендует способ [3], основанный на реляционном каркасе и каркасной модели данных. Впервые он официально предложен в 2001 г. [2].

Отметим, что в [11] частично описана модель поведения систем [12], также основанная на множестве всех подмножеств (булеане) связей. Однако автор [11] в своих дальнейших работах этот метод не развивал. До публикации работы [2] была предпринята попытка (см. [13]) использовать булеан как семантическое расширение реляционной модели. Однако этот подход не был развит до алгоритма проектирования оптимальных схем реляционных БД.

НОВЫЙ ПОДХОД К АНАЛИЗУ МНОГОЗНАЧНОЙ ЗАВИСИМОСТИ В СХЕМАХ РБД

Вопрос разработки единого алгоритма синтеза ДКНФ, введенной Р. Фейджиным в 1981 г. [5], мало исследован. Существуют некоторые работы других ав-

торов, где обсуждаются как значительные преимущества безаномальной схемы БД [4], так и ее гипотетические недостатки [14–16].

В работе П. Чена [9] предложен алгоритм исследования ПрО путем отделения сущностей-объектов в статическом состоянии от их связей. Однако вопрос нормализации отношений, каждое из которых отдельно моделирует каждую связь, не был изучен. Алгоритм, предложенный в серии работ автора [4], также основанный на идее Чена, строго не обоснован. И вопрос исключения многозначных зависимостей (МЗ), а также зависимостей проекции соединения (ЗПС), явно присутствующих в отношениях для связей более высокой арности, в работе [4] не рассмотрен. Хотя общий вывод о том, что схема БД, каждое отношение которой находится в ДКНФ, обладает еще и максимальной степенью модифицируемости и поэтому «может служить основой типизации и унификации в проектировании» [4], частично совпадает с выводами, полученными ранее [1, 2], однако лишь для единственной совокупности отношений — каркасной.

Видимо, то обстоятельство, что Р. Фейджин не рассмотрел один важный частный случай, когда конкатенация атрибутов с МЗ или ЗПС [5, 17] является детерминантом непустого множества неключевых атрибутов, и служит причиной того, что ДКНФ, по словам Д. Кренке [10], «до настоящего времени является скорее искусством, чем наукой». Заполнению этого пробела и посвящена данная работа.

Исследования показывают, что реляционный каркас [1] — это формализованный носитель полного многообразия связей атомарных сущностей-объектов, каждая актуальная ячейка которого при определенных условиях строго соответствует критериям безаномальности [5]. Проанализируем более подробно МЗ. Для этого рассмотрим одну из теорем Фейджина [17].

Теорема 1 (теорема Фейджина о МЗ). МЗ $X \rightarrow Y$ выполняется для отношения $R(X, Y, Z)$ тогда и только тогда, когда R является соединением своих проекций $R_1(X, Y)$ и $R_2(X, Z)$.

В работе [17] автор приводит нестрогое доказательство этой теоремы. Простой проверкой того факта, что $R(X, Y, Z)$ является соединением своих проекций $R_1(X, Y)$ и $R_2(X, Z)$, обосновывается утверждение, что это условие выполняется. «Всякий раз, когда R содержит (x, y, z) и (x, y', z') , обязательно будут присутствовать и кортежи (x, y', z) и (x, y, z') . Это последнее условие выполняется тогда и только тогда, когда в отношении кортежи тождественны $Y_{xz} = Y_{xz'}$. Теорема следует из определения МЗ». □

Опишем один важный частный случай. Для этого на базе теоремы Фейджина о МЗ сформулируем новое утверждение.

Лемма 1. В отношении со схемой $R(X, Y, Z)$, которое получено операцией декартова произведения унарных отношений $R_1(X) \times R_2(Y) \times R_3(Z)$, где X, Y, Z — в общем случае непустые составные атрибуты, для любых (X, Y, Z) всегда существуют кортежи: $r_1 = (x, y, z)$, $r_2 = (x, y_1, z)$, $r_3 = (x, y, z_1)$, $r_4 = (x, y_1, z_1)$.

Обратное утверждение, вообще говоря, неверно. Отличие — возможность существования в $R(X, Y, Z)$ функциональных зависимостей (ФЗ) между атрибутами, которые лишь сокращают экстенционал отношения, однако не исключают оговариваемых леммой закономерностей в кортежах.

Приведем также нестрогое доказательство этой леммы. Достаточно рассмотреть операцию декартова произведения. Действительно, путем прямого применения операции над тремя произвольными одноместными множествами, в каждом из которых имеется не меньше двух элементов (тривиальный случай, когда множества пусты или состоят из одного элемента, не рассматривается), немедленно получим выполнение утверждения леммы. □

Тот факт, что к аналогичному чередованию элементов итогового множества приводит и МЗ, когда в результирующем отношении как ограничение [5] существуют еще ФЗ между одним из атрибутов (например, X) и каждым из двух других — Y и Z (но тем не менее между атрибутами Y и Z никакой зависимости не существует), говорит о том, что описанная зависимость является частным случаем МЗ. По аналогии с многозначной в дальнейшем будем называть ее декартовой зависимостью (ДЗ), понимая тот факт, что ДЗ моделирует полную независимость атрибутов между собой и обеспечивает полноту набора кортежей в результирующем отношении.

Ниже дано строгое определение ДЗ и ее свойств. В соответствии с утверждением леммы 1 и МЗ, и ЗПС будем называть обобщением ДЗ, поскольку именно при такой формулировке понятным становится физический смысл и МЗ, и ЗПС. Имеет место следующее утверждение.

Лемма 2. Декартова зависимость атрибутов в отношении $R(X, Y, Z)$ моделирует полную совокупность связей между атрибутами X, Y и Z этого отношения R .

Доказательство не проводим в связи с его очевидностью.

На основании этих лемм проектировщик получает возможность использовать отношение, в основе которого лежат обобщения ДЗ (или МЗ, или ЗПС), которые также моделируют связь степени $F : H$, но не между полным сочетанием всех атрибутов, а лишь между сочетанием части из них.

Таким образом, отношение $R(X, Y, Z)$, где по аналогии с [17] под X в общем случае понимается совокупность $\{x_1, \dots, x_n\}$, под Y — $\{y_1, \dots, y_m\}$, а под Z — $\{z_1, \dots, z_l\}$, которое содержит ДЗ, является предельным случаем отношения, моделирующего полную связь между соответствующими сущностями-объектами ПрО. При этом единственное отношение моделирует одну связь указанной степени, а полная совокупность таких отношений моделирует всю полноту связей. На этом принципе и построена каркасная модель данных.

Заметим, что во многих классических монографиях по БД, большой обзор которых приведен в серии учебных пособий автора [18], не поясняют проектировщику физический смысл ЗПС. А между тем именно ДЗ дает неформальное представление и о МЗ, и о ЗПС как о подмножестве кортежей из отношения с ДЗ.

Действительно, если в отношении $R(X, Y, Z)$ существует МЗ $X \rightarrow\rightarrow Y / Z$, то при полном наборе кортежей МЗ тождественна ДЗ.

В отношении $R(X, Y, Z)$ может отсутствовать МЗ $X \rightarrow\rightarrow Y / Z$, но существовать ЗПС $*[R_1(X, Y), R_2(X, Z), R_3(Y, Z)]$, т.е. такая зависимость, что операция соединения любой пары из трех проекций $R_1(X, Y), R_2(X, Z), R_3(Y, Z)$ возвращает отношение $R'(X, Y, Z)$, строго тождественное $R(X, Y, Z)$. Это означает, что в соединенном отношении кортежей не больше, и не меньше, чем в исходном. Это, в свою очередь, говорит о том, что из полного отношения, обладавшего ДЗ, «вычеркнули» кортежи так, что осталась только ЗПС.

Единство МЗ и ЗПС в [5, 17] показано в виде необходимого условия выполнения в отношении $R(U)$ ЗПС $*[R_1, R_2, \dots, R_p]$, где U — множество всех атрибутов отношения R ($U = R_1 R_2 \dots R_p$).

Согласно [5, 17, 19] отношение R удовлетворяет МЗ $X \rightarrow\rightarrow Y / Z$ тогда и только тогда, когда R декомпозируется без потерь на $R_1(X, Y)$ и $R_2(X, Z)$, где $Z = R - (X, Y)$. Как видно, это условие совпадает с условием зависимости соединения $*[XY, YZ]$. Иначе зависимость соединения $*[R_1, R_2]$ имеет тот же смысл, что и МЗ: $R_1 \cap R_2 \rightarrow\rightarrow R_1$.

Для ЗПС можно привести определение, аналогичное определению МЗ.

Пусть R удовлетворяет зависимости соединения $*[R_1, R_2, \dots, R_p]$. Если R содержит кортежи t_1, t_2, \dots, t_p такие, что для всех (i, j) $t_i(R_i \cap R_j) = t_j(R_i \cap R_j)$, то R содержит и кортеж t такой, что $t(R_i) = t_i(R_i)$, где $1 \leq i \leq p$.

Ограничения ПрО сокращают полноту отношения, моделирующего связь. Это важное обстоятельство необходимо для понимания роли ДЗ в синтезе ДКНФ.

Поскольку ДЗ — частный случай и МЗ, и ЗПС, справедливо следующее утверждение: если отношение обладает ДЗ, оно автоматически обладает и МЗ, и ЗПС. Очевидно, что обратное — неверно.

Уникальность ДЗ для моделирования связей между сущностями-объектами заключается в следующем. Сама зависимость является минимально возможным «многозначным» частным случаем МЗ. Но отношение с ДЗ обладает максимально возможным набором кортежей. ЗПС, наоборот, — предельный случай многозначного обобщения ФЗ, а отношение с ЗПС — частный случай набора кортежей. Из этого следует, что для моделирования произвольных связей в ПрО необходимо в качестве шаблона использовать только отношения с ДЗ.

Другими словами, если в отношении с ДЗ ПрО «произвольно вычеркивает» некоторые наборы кортежей, то в отношении возникает или ФЗ, или МЗ, или ЗПС. По аналогии с работой [17] на основании леммы 1 дадим строгое определение ДЗ.

Определение ДЗ. Пусть R — реляционная схема, X и Y — непересекающиеся подмножества R , причем так, что $Z = R - (X + Y)$, а также такая схема, что между атрибутами X, Y, Z отсутствует ФЗ. Отношение R удовлетворяет ДЗ $X \rightarrow Y // Z$, если для любых двух кортежей: $r_1 = (x, y, z)$, $r_2 = (x, y_1, z_1)$, в R обязательно найдутся и кортежи $r_3 = (x, y, z_1)$, $r_4 = (x, y_1, z)$.

Будем обозначать ДЗ дополнительной наклонной чертой между именами атрибутов, подчеркивая тем самым, что в контексте РМД ДЗ является частным случаем МЗ. Тогда для отношения R , содержащего ДЗ, справедливо следующее свойство.

Теорема 2. Декартова зависимость (ДЗ) $X \rightarrow Y // Z$ выполняется для отношения $R(X, Y, Z)$ тогда и только тогда, когда R является соединением без потерь проекций по всем своим атрибутам: $R_1(X)$, $R_2(Y)$ и $R_3(Z)$.

Доказательство проведем по аналогии с [19].

Необходимость. Пусть имеется ДЗ $X \rightarrow Y // Z$. Докажем, что декомпозиция отношения R на проекции $R_1(X)$, $R_2(Y)$ и $R_3(Z)$ является декомпозицией без потерь. Нужно доказать, что $R = R_1(X) \times R_2(Y) \times R_3(Z)$ для любого состояния отношения R . Пусть кортеж $r(x, y, z) \in R_1(X) \times R_2(Y) \times R_3(Z)$. Это означает, что в проекции $R_1(X)$ содержится кортеж $r'_1 = x$, в проекции $R_2(Y)$ — кортеж $r'_2 = y$, а в проекции $R_3(Z)$ — кортеж $r'_3 = z$. По определению проекции найдется такое значение z_1 атрибута Z , что отношение R содержит кортеж $r_1 = (x, y, z_1)$. Аналогично найдется такое значение y_1 атрибута Y , что отношение R содержит кортеж $r_2 = (x, y_1, z)$. Тогда по определению ДЗ кортеж $r(x, y, z) \in R$.

Достаточность. Пусть декомпозиция отношения R на проекции $R_1(X)$, $R_2(Y)$ и $R_3(Z)$ является декомпозицией без потерь. Докажем что отношение содержит ДЗ $X \rightarrow Y // Z$. Предположим, что отношение R содержит кортежи $r_1 = (x, y, z_1)$ и $r_2 = (x, y_1, z)$. Необходимо доказать, что кортеж $r_3 = (x, y, z)$ также содержится в R . По определению проекций кортеж $r'_1 = x$ содержится в $R_1(X)$, кортеж $r'_2 = y$ — в $R_2(Y)$, а кортеж $r'_3 = z$ — в $R_3(Z)$. Тогда кортеж $r_3 = (x, y, z)$ содержится в декартовом произведении $R_1(X) \times R_2(Y) \times R_3(Z)$, а в силу того, что декомпозиция является декомпозицией без потерь, этот кортеж содержится и в R . \square

Выше отмечалось, что поскольку ДЗ является частным случаем МЗ, отношение R , обладающее ДЗ, также обладает и МЗ, и ЗПС. Поэтому само отношение R является обобщением отношения R' , обладающего только МЗ (а значит, и ЗПС), а также отношения R'' , обладающего только ЗПС.

Приведем это утверждение в виде теоремы.

Теорема 3. Отношение $R(X, Y, Z)$, в котором содержится ДЗ $X \rightarrow Y // Z$, является соединением без потерь всех типов проекций: или проекций только по всем своим атрибутам $R_1(X)$, $R_2(Y)$, $R_3(Z)$, или двух проекций только по паре атрибутов: $R_4(X, Y)$, $R_5(X, Z)$, или проекций по всем парам атрибутов: $R_4(X, Y)$, $R_5(X, Z)$, $R_6(X, Z)$. Доказательство не приводим в связи с его очевидностью.

Применяя следующую теорему о шунтировании ДЗ (МЗ, ЗПС) [1], проектировщик избавляется от аномалий в указанном отношении R .

Теорема 4. Если в отношении $R(X, Y, Z)$ имеется нетривиальная ДЗ $X \rightarrow Y // Z$, причем X, Y, Z могут быть составными множествами, т.е. $X = \{X\}$, $Y = \{Y\}$, $Z = \{Z\}$, то при добавлении в это отношение дополнительных неключевых атрибутов $\{A\}$, причем так, что $(X + Y + Z) \rightarrow A$, зависимость в отношении $R(X, Y, Z, A)$ становится функциональной.

Доказательство приведено в [1]. Из него следует, что если отношение имеет ДЗ (МЗ, ЗПС), ее можно «шунтировать», т.е. перекрыть ее влияние добавлением нового элемента — естественного или суррогатного атрибута, «физический» смысл которого — характеристика связи. Поэтому в дальнейшем будем называть доказанное в [1] утверждение «теоремой о шунтировании ДЗ (МЗ, ЗПС)», а отношения с «перекрытой» ДЗ (МЗ, ЗПС) — шунтированными отношениями.

Заметим, однако, что аномалия в понимании Р. Фейджина [17] заключается в том, что после соединения проекций появляются избыточные кортежи, что названо «потерей информации». Тем самым обеспечивается корректность работы SQL-запроса к схеме БД, а пользователь мотивируется декомпонировать отношения, моделирующие многоарные связи ПрО.

В [1] приведен пример отношения $R(X, Y, Z, A)$, в котором никакая часть неключевого атрибута A не зависит ни от какой комбинации частей ключа, кроме как от самого ключа, и сам ключ — так же. Получена форма, подобная НФБК [19], но без МЗ. Как известно [17], это 4НФ (НФ — нормальная форма). Но в силу того, что полученное отношение имеет единственную ФЗ, полностью покрывающую весь кортеж этого отношения, операция проекции над ним не выполнима. Значит, в отношении $R(X, Y, Z, A)$ отсутствует также и ЗПС [5]. Поэтому полученное отношение относится к 5НФ. А тот факт, что совокупность шунтированных 5НФ-отношений, сформированная на реляционном каркасе и моделирующая некую ПрО, при определенных ограничениях относится к ДКНФ [5], показан ниже.

Таким образом, исходя из концепции моделирования всего разнообразия и статических, особенно динамических связей между атомарными сущностями-объектами в ПрО посредством лишь запросов пользователей, а не путем хранения в жесткой памяти максимально возможного числа атрибутов таких связей, проектировщик вынужден пользоваться исключительно бинарными отношениями (к этому, по сути, и приводит механизм запросов).

Противоположная концепция позволяет проектировщику минимизировать и листинги будущих запросов пользователей, и листинг приложений; и, спроектировав максимально возможное число моделей связей, заранее предусмотреть большинство запросов. А соответствующие данные, поскольку они являются значениями атрибутов этих связей, хранить в соответствующих шунтированных, т.е. высоконормализованных отношениях, в жесткой памяти и регулярно использовать их как для OLTP-, так и для OLAP-потребностей одновременно.

Это означает, что аномалия «потери информации» [5,17] в результирующих отношениях, которые построены на обобщениях ДЗ, — не что иное, как резуль-

тат некорректных соединений при выполнении запросов пользователей. Но использование таких соединений может быть минимизировано. И как показано ниже, аномалии вставки и удаления в совокупности отношений–связей и отношений–сущностей не возникают лишь при определенных ограничениях. Это значительно уточняет выводы серии работ автора [4].

ТЕОРИЯ КАРКАСНОЙ МОДЕЛИ ДАННЫХ

В [1] дано определение реляционного каркаса как совокупности отношений, полученных сочетанием декартовых произведений унарных ключевых атрибутов совокупности сущностей-объектов моделируемой ПрО. Выпишем из [1] без доказательств основные теоремы каркасной модели данных.

Теорема 5 (о полноте и единственности реляционного каркаса). Совокупность отношений, порождаяемая сочетанием декартовых произведений конечного множества атомарных атрибутов сущностей-объектов, называемая реляционным каркасом, единственна и полна.

Единственность и полнота такой совокупности отношений указывает на исключительное положение реляционного каркаса в процессе разработки схемы БД. Действительно, любое отношение на заданном множестве атрибутов принадлежит каркасу. Более того, результат операций над элементами каркаса также будет элементом каркаса. Это свойство замкнутости непосредственно следует из свойства полноты, поэтому каркас является вполне естественным (хотя и формальным) компонентом при построении унифицированного алгоритма синтеза схем БД.

Отметим, что сам каркас как структурированная совокупность всех возможных множеств атрибутов (как уже упоминалось, в алгебраическом смысле каркас является булеаном связей сущностей-объектов) предельно избыточен. Поэтому для его эффективного использования необходим инструментарий «навигации по каркасу», преобразований, редукций, локализаций и оперирования в целом. Однако актуализация ячеек каркаса, т.е. шунтирование ДЗ, позволяет использовать совокупность актуализированных ячеек каркаса как непосредственную схему БД.

Теорема 6 (о замкнутости путей нормализации). Для заданного множества унарных ключевых атрибутов K сущностей-объектов и совокупности $\{\Phi_k\}$ зависимостей между атрибутами в экземплярах $[C_k]$ каркаса отношений существует путь нормализации $D^{(0)} \rightarrow \dots \rightarrow D^{(k)}$, решение которого находится в требуемой НФ $\max \{\Psi_k\}$ из совокупности K . Это утверждение непосредственно следует из полноты каркаса отношений и схемы БД.

Как указывалось ранее, для проектировщика важна модифицируемость логических схем БД при изменении ПрО, например, при добавлении новых сущностей-объектов (но не их экземпляров) или удалении существующих, что встречается реже. Для исследования этого свойства реляционного каркаса в [20] введено понятие семантический атом. Под семантическим атомом, или просто атомом $A(x_i)_j$ понимаем всякий факт в БД, справедливый для атомарного предиката, т.е. $A P_j^n(x_i = A(x_i)_j) = 1$. Здесь индекс i в обозначении семантического атома — это глобальный (взят по всей ПрО) идентификатор аргумента, а индекс j — идентификатор предиката. На языке реляционных схем семантический атом есть не что иное, как отдельный кортеж в отношении, эквивалентном атомарному предикату. Атомы $A(x_i)_j$ каждого j -предиката $A P_j^n(x_i)$ удобно проиндексировать; соответствующий индекс $A \alpha_j$ является ключом семантического атома (далее α_j вместо $A \alpha_j$). На языке реляционных схем это означает введение ФЗ

$(\alpha \rightarrow x_i)_j$, что эффективнее, поскольку ключ семантического атома является унарным (принимающим целые положительные значения), а ключ соответствующего атомарного предиката ${}_A P_j^n(x_i)$ — строго n -арным (причем не всегда числовым)

Введем важное уточнение к определению семантически атомарного предиката: предикат будет атомарным тогда, когда никакие подмножества его аргументов не фигурируют ни в каких зависимостях: как одно с другим, так и с подмножествами аргументов других предикатов (правило взаимной семантической атомарности). В этом контексте важна следующая теорема.

Теорема 7 (об устойчивости реляционного каркаса к модификации). Если выполняется правило взаимной семантической атомарности, то изменение базового множества атомарных предикатов на единицу не влияет на исходную схему реляционного каркаса.

Принципиальное отличие реляционного каркаса, синтезируемого на семантически атомарных предикатах, от множества существующих концепций организации данных (в которых традиционно формируется совокупность сущностей-объектов с присущими им атрибутами, затем для них определяется множество отношений-связей, после чего задается некоторая «начальная» схема БД, аномалии которой устраняются путем декомпозиции), заключается в том, что для реляционного каркаса прежде всего формируется ПрО (как множество аргументов предикатов) и задается ее семантика (как множество зависимостей между этими аргументами).

На этой основе определяется множество семантически атомарных предикатов. Реляционный каркас, синтезируемый (единственным образом) на базовом множестве атомарных предикатов, выступает в качестве «носителя» данных о фактах ПрО. Такое свойство каркаса, как его полнота, гарантирует, что все (актуальные и потенциальные) отношения между парами, тройками, четверками и т.д. атомарных предикатов можно единообразно описать в рамках одной совокупности — реляционного каркаса. А такая устойчивость каркаса к модификациям базового множества атомарных предикатов гарантирует, что при изменении ПрО (добавлении новых атомарных предикатов или устранении существующих) не возникнет потребность в тотальной реорганизации всей совокупности. Поэтому семантически атомарные предикаты играют роль оптимальных «сущностей-объектов» для представления данных из ПрО, а сам реляционный каркас является оптимальным «носителем» данных о взаимосвязях между этими сущностями-объектами.

На рис. 1 показана общая схема реляционного ключевого каркаса. Очевидно, в контексте конкретных схем БД большинство отношений неактуальны, но их актуализация, по сути, модифицирует эти схемы БД. Отсюда следует, что модификация схемы БД сводится к двум типам операций: актуализация–аннулирование отношения и актуализация–аннулирование произвольного множества неключевых атрибутов в произвольной группе отношений. При этом целостность БД сводится, прежде всего, к уникальности совокупности ключевых атрибутов и их строгого соответствия в логически связанных отношениях. Присвоив группе отношений статус неактуальных, проектировщик снижает количество используемых отношений.

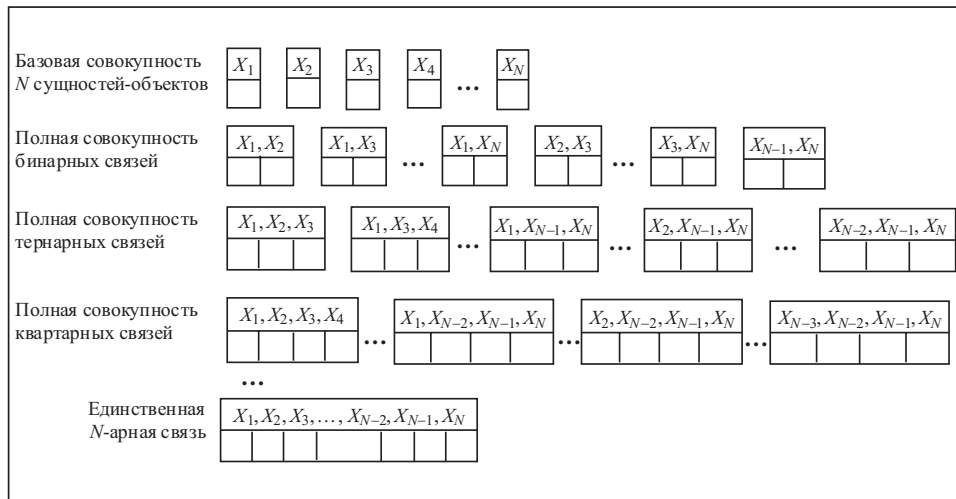


Рис. 1. Реляционный ключевой каркас для N сущностей-объектов

ДОМЕННО-КЛЮЧЕВАЯ СХЕМА БД

По аналогии с [5] введем понятие ограничения схемы отношения. Z -ограничением (или просто ограничением, если подразумевается совокупность Z отношений) будем называть отображение набора всех Z -отношений на домен $\{true, false\}$. Такие ограничения на отношения вводятся, как правило, с помощью высказываний, написанных на заданном языке, — исчисление предикатов первого порядка. На эти ограничения могут быть наложены еще и дополнительные ограничения.

Будем говорить, что отношение R удовлетворяет ограничению g , или, что g содержится в R , если после этого отображения отношение R принимает значение true. Иначе мы говорим, что g ложно (false) в R . К ограничениям относят традиционные зависимости — ФЗ, ДЗ, МЗ, ЗПС, а также введенные в [5] зависимости домена — DD и зависимости ключа — KD.

Пусть X — набор атрибутов, g — единственное ограничение и G — набор ограничений (или единственное ограничение). Тогда очевидно, что G логически включает g (в контексте X), или, что g — логическое следствие G (в контексте X). Строго это означает, что всякий раз, когда G содержится в отношении с атрибутами X , то и g является таковым. Будем обозначать этот факт как обычное следствие $G \Rightarrow g$, если контекст X подразумевается, например, $\{A \rightarrow B, B \rightarrow C\} \Rightarrow A \rightarrow C$.

Как и в [5], зависимость домена будем обозначать $IN(A, S)$, где A — атрибут и S — множество. Это означает, что для каждого кортежа значение атрибута A должно принадлежать S .

Зависимость ключа $KEY(K)$, где K — множество атрибутов, означает, что K является ключом (key), т.е. что в отношении нет двух кортежей, для которых значения K одинаковы.

С понятием ограничения реляционной схемы связано и понятие выполнимости реляционной схемы [5]. Схема выполнима, если для нее найдется хотя бы один допустимый экземпляр схемы и набор ее ограничений непротиворечив.

Теперь по аналогии с [5] введем определение ДКНФ.

Определение ДКНФ [5]. Пусть R — реляционная схема, находящаяся в 1НФ, пусть G — набор зависимостей $DD(R) \cup KD(R)$ схемы. R находится в ДКНФ, если $G \Rightarrow g$ для любого ограничения g схемы R .

Выпишем из [5] основную теорему о ДКНФ. Она будет базовой для дальнейших выкладок.

Теорема 8 (теорема Фейджина о ДКНФ). Выполнимая 1НФ-реляционная схема находится в ДКНФ тогда и только тогда, когда в ней нет аномалий вставки или удаления.

С учетом этого утверждения, доказанного в [5], рассмотрим особое отношение со схемой $R(X, A)$, названное так в [1]. При этом по аналогии с [1] назовем также особыми следующие ограничения этой схемы:

$$\begin{aligned} \text{DD}(R) &= \text{IN}(A, \forall A(A \neq \text{const})) \cap \text{IN}(X, \forall X(X \neq \text{const})), \\ \text{KD}(R) &= \text{KEY}(X) \Rightarrow X \rightarrow A. \end{aligned}$$

Таким образом, особые ограничения — это такая совокупность, в которой ограничения на домены: любые значения атрибутов X и A , не являющиеся константой (и в том числе пустым множеством), ограничения на ключи: X — единственный ключ отношения, а дополнительные ограничения: наличие ФЗ $X \rightarrow A$ — это естественное следствие из ограничения ключа.

Отметим, что любое отношение со схемой $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$, где $(X_1 + X_2 + \dots + X_i) \rightarrow (A_1 + A_2 + \dots + A_j)$, на основании аксиом Армстронга [18] может быть заменено равносильным отношением со схемой $R_i^*(X, A)$ и единственной ФЗ $X \rightarrow A$, где $X = (X_1 + X_2 + \dots + X_i)$, а $A = (A_1 + A_2 + \dots + A_j)$.

Сформулируем это утверждение в виде следующей леммы.

Лемма 3. Выполнимое отношение со схемой $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$ и ограничениями $(X_1 + X_2 + \dots + X_i)$ — единственный ключ отношения и ограничения на домены — строго соответствуют ограничениям на домены в особых ограничениях, может быть заменено отношением с особой схемой $R_i^*(X, A)$, где $X = (X_1 + X_2 + \dots + X_i)$ и $A = (A_1 + A_2 + \dots + A_j)$, тогда и только тогда, когда любая совокупность ФЗ исходной схемы является следствием ключа.

Необходимость. Пусть в схеме $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$ имеется единственный ключ $(X_1 + X_2 + \dots + X_i)$. Тогда следствием ключа в отношении имеется ФЗ $(X_1 + X_2 + \dots + X_i) \rightarrow (A_1 + A_2 + \dots + A_j)$. Из этого следует, что возможные оставшиеся ФЗ имеют своими детерминантами только части ключа X_i . Действительно, в данной схеме отсутствуют любые ФЗ с составным детерминантом на произвольной совокупности A_j из неключевых атрибутов, в противном случае в схеме был бы не один ключ. Покажем, что эти ФЗ являются следствием ключа, т.е. могут быть выведены из «ключевой» ФЗ. Пусть в схеме $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$ имеется множество ФЗ $X_m \rightarrow X_k$. Тогда на основании аксиомы Армстронга о пополнении можем заменить любую произвольную ФЗ $X_m \rightarrow X_k$ на $(X_m + X_1 + X_2 + \dots) \rightarrow (X_k + X_1 + X_2 + \dots)$, что по аксиоме о самодетерминированности будет сведено к $(X_1 + X_2 + \dots + X_i) \rightarrow (X_1 + X_2 + \dots + X_i)$, т.е. к ключу.

Достаточность. Пусть в схеме $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$ имеется множество ФЗ $X_m \rightarrow X_k$, которые не являются следствием ключа. Это означает, что их невозможно вывести из совокупности $(X_1 + X_2 + \dots + X_i)$. Но тогда в совокупности детерминанта X_m находятся еще и неключевые атрибуты: это означает, что имеется еще один ключ. Противоречие доказывает достаточность.

Тогда справедливо еще одно простое, но важное свойство каркасного отношения.

Лемма 4. В выполнимом каркасном отношении со схемой $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i)$, полученном декартовым произведением атрибутов X_1, X_2, \dots, X_i (оператором

роста [1]), с ограничениями: $(X_1 + X_2 + \dots + X_i)$ — единственный ключ отношения и ограничения на домены, соответствуют ограничениям на домены в особых ограничениях, любая совокупность ФЗ является следствием ключа.

Доказательства не приводим в связи с его очевидностью.

Это значит, что в схеме шунтированного отношения $R_i(X_1, X_2, \dots, X_i, A_1, A_2, \dots, A_j)$ любая совокупность ФЗ на частях единственного ключа как на детерминантах, причем так, что в этих зависимостях не участвует ни один из неключевых атрибутов (A_1, A_2, \dots, A_j) , не противоречит ограничениям ключа. Это очень важно для проектировщика, так как означает, что такая замена будет адекватной для разных совокупностей ФЗ, которыми обладают составные ключи при шунтировании обобщений ДЗ. Это утверждение обосновывает адекватность моделирования многоарной связи (с атрибутами) между множеством атомарных сущностей отношением со схемой, аналогичной схеме отношения, моделирующей единственную атомарную сущность, и полностью подтверждает идею Чена [9] о равносильности сущностей и связей.

Сформулируем несколько утверждений, которые непосредственно следуют из теоремы Фейджина о ДКНФ. При этом формально приведем доказательства этих утверждений, не смотря на их очевидность.

Имеет место следующая лемма.

Лемма 5. Выполнимая реляционная схема $R(X, A)$ не имеет аномалий вставки или удаления тогда и только тогда, когда в ней отсутствуют ограничения, которые не следуют из особых ограничений.

Достаточность. Предположим, что в $R(X, A)$ не содержится ограничений, которые логически не следуют из особых. Это означает, что в схеме $R(X, A)$ существуют только ограничения, которые строго следуют из ограничений на домены и ключи. Покажем, что $R(X, A)$ не имеет аномалий вставки или удаления. Пусть r_1 — допустимый экземпляр схемы $R(X, A)$. Мы должны показать, что отношение r_2 , которое получено из $R(X, A)$ или вставкой кортежа, совместимого с $R(X, A)$, или удалением кортежа из $R(X, A)$, является также допустимым экземпляром. Пусть G — набор зависимостей схемы $R(X, A)$, $G = DD(R) \cup KD(R)$. Легко проверить, что так как $R(X, A)$ удовлетворяет условиям G , то и r_1 удовлетворяет условиям G . Чтобы показать, что r_2 является допустимым экземпляром $R(X, A)$, нужно показать, что r_2 удовлетворяет также и каждому из ограничений g . Но g — это единственная ФЗ $X \rightarrow A$, которая является естественным следствием ограничений на ключи $KD(R)$ отношения $R(X, A)$, т.е. в отношении отсутствуют ограничения, которые не следуют из G . Значит, по определению $R(X, A)$ находится в ДКНФ. Следовательно, поскольку r_1 удовлетворяет G и $G \Rightarrow g$, то r_2 удовлетворяет g , что и требовалось доказать.

Необходимость. Теперь предположим, что в отношении нет аномалий вставки и удаления. Покажем, что в схеме присутствуют только особые ограничения. Поскольку в схеме нет аномалий, она находится в ДКНФ. Тогда по теореме Фейджина [5] ограничения, которые находятся в схеме отношения, — логическое следствие доменов и ключей. Но это возможно только тогда, когда они являются следствием особых ограничений, потому что особые ограничения — это совокупность исключительно ограничений на домены и ключи. \square

Необходимо заметить, что описанное леммой 5 «минимальное» отношение было рассмотрено Р. Фейджиным [5, пример 3.10]. Однако дополнительные ограничения на такую схему, названные там зависимостями вложения (когда каждое вхождение в X должно также входить и в A , обозначается $X \subseteq A$), привели схему к аномалиям удаления. При этом в [5] указано, что более общая схе-

ма, в которой «единственными ограничениями являются ФЗ, может всегда простым способом преобразовываться в ДКНФ-схему БД...». Для каждой ФЗ $X \rightarrow Y$ исходной схемы, мы формируем новую схему отношения с атрибутами XU и с единственным ограничением $KEU(X)$ ». Поэтому по аналогии с [5] приведенное доказательство будем считать исчерпывающим всюду до тех пор, пока нет «контрпримера» отношения $R(X, A)$ такого, что особые ограничения удовлетворяют R , но и такого, что найдутся такие иные ограничения-следствия особых $D'(X, A)$ и $K'(X, A)$, что R станет аномальным.

Ведем определение схемы БД. Согласно [5] схема БД — это набор реляционных схем, каждая из которых представляет собой набор атрибутов и набор ограничений. Каркасную совокупность отношений будем называть замкнутой, если в ней нет ни одного отношения, у которого хотя бы одна часть простого или составного ключевого атрибута встречается в совокупности единственный раз. Интуитивно понятно, что такая совокупность моделирует замкнутые связные ПрО.

Утверждение леммы 5, а также доказанные в [1] теоремы 3–5 позволяют сформулировать итоговые утверждения, завершающие построение базовой части теории реляционного каркаса.

Имеет место простая, но очень важная для проектирования безаномальных схем БД теорема.

Теорема 9. Схема БД, построенная на совокупности шунтированных каркасных отношений, не имеет аномалий вставки и удаления, если и только если ограничение каждого отношения является логическим следствием особых ограничений.

Необходимость. Пусть каркасная совокупность $R_{i-1}(x_1, \dots, x_{i-1}, a_{i-1})$, $R_i(x_1, \dots, x_i, a_i)$, $R_{i+1}(x_1, \dots, x_{i+1}, a_{i+1})$ является шунтированной. И пусть a_i — шунтирующие атрибуты каждого многоарного каркасного отношения. Тогда в соответствии с леммами 3 и 4 каждое шунтированное отношение может быть заменено равносильным отношением со схемой $R_i^*(X_i, A_j)$ и единственной ФЗ $X_i \rightarrow A_j$, где $X_i = (x_1 + x_2 + \dots + x_i)$, а $A_j = (a_1 + a_2 + \dots + a_j)$. Пусть все ограничения на домены $DD_i(X_i, A_i)$ и ключи $DK_i(X_i)$ не противоречат особым ограничениям. Поскольку по определению ДКНФ каждое отношение всей совокупности находится в этой нормальной форме, в соответствии с леммой 5 каждое такое отношение не имеет аномалий вставки и удаления.

Достаточность. Пусть шунтированная каркасная совокупность $R_{i-1}(x_1, \dots, x_{i-1}, a_{i-1})$, $R_i(x_1, \dots, x_i, a_i)$, $R_{i+1}(x_1, \dots, x_{i+1}, a_{i+1})$ не имеет аномалий. Тогда по теореме Фейджина 8 она находится в ДКНФ. Но в соответствии с леммой 5 это возможно лишь при условии, что ограничения каждого отношения являются следствием особых ограничений. \square

Из этого утверждения следует простой вывод для проектировщика: если для некоторой ПрО схема БД проектируется на каркасной совокупности шунтированных отношений, и если для некоторых отношений из этой совокупности обнаруживаются ограничения на домены и ключи, противоречащие особым ограничениям, то эти ограничения из схем отношений должны быть исключены. В противном случае такая схема БД будет иметь аномалии.

Из теорем о полноте, единственности и замкнутости реляционного каркаса следует еще одно, даже более сильное утверждение.

Теорема 10 (достаточное условие безаномальности реляционной схемы базы данных). Схема базы данных не имеет аномалий вставки и удаления, если она построена на замкнутой совокупности шунтированных каркасных отношений, каждое из которых имеет ограничения, логически следующие из особых.

Доказательство. Проведем от противного. Пусть имеется иная совокупность отношений с безаномальной схемой для произвольной совокупности ограничений. Пусть тогда согласно леммам 4 и 5 получена также совокупность отношений: $Z_{i-1}(X_1, \dots, X_{i-1}, A_{i-1})$, $Z_i(X_1, \dots, X_i, A_i)$, $Z_{i+1}(X_1, \dots, X_{i+1}, A_{i+1})$, схема каждого из которых является безаномальной. То, что лемма 5 может иметь множество «обратных решений», несущественно, так как нас интересует именно тот факт, что одним из обратных решений утверждения леммы 5 будет обязательно некоторая совокупность отношений со схемой $Z(Y, B)$, ограничения которой особые. Но поскольку такая совокупность замкнута по условию теоремы — это схема базы данных некоторой связной ПрО, она образует фрагмент реляционного каркаса. Тогда имеется два разных фрагмента каркаса. Но это противоречит теореме о единственности реляционного каркаса [1]. Такое противоречие доказывает теорему. \square

При этом совокупность отношений, каждое из которых находится в доменно-ключевой нормальной форме, будем называть ДКНФ-схемой БД. Проектировщику вполне достаточно знать, что, по крайней мере, на реляционном каркасе он может получить безаномальную ДКНФ-схему БД при условии, что все ограничения ПрО будут следствием особых.

Отметим, что выводы теорем 9 и 10 полностью соответствует идее Д. Кренке [10] о «единственности темы отношения». Если отношение моделирует высказывание с единственной темой, оно соответствует критериям ДКНФ. Единственный унарный или составной ключевой атрибут в этом контексте является семантически атомарным или составным многоместным предикатом [1, 20] такого высказывания, т.е. его «темой», поскольку каждая шунтированная «ячейка» каркаса, т.е. каждое актуальное отношение-связь, является высказыванием. А актуальность отношения-связи констатирует некий факт из ПрО.

По нашему мнению, именно Д. Кренке впервые ввел понятие «тема» как логическое следствие ключа: один ключ — одна тема. Он тем самым интуитивно подсказал, что у ключа отношения, если он единственен, появляется еще одна важная миссия, нежели только сохранность целостности отношения и доступ к данным, — быть носителем семантики отношения.

Вывод о том, что в отношении с ДКНФ-схемой не может быть больше одного ключа и больше одного детерминанта неключевых атрибутов, также предложил Д. Кренке. «Если в отношении имеется три атрибута $R(A, B, C)$ и при этом $(A, B) \rightarrow C$, то не должно быть еще и зависимости $A \rightarrow B$. В противном случае по этой зависимости отношение должно быть декомпозировано» [10]. Отношение, построенное на реляционном каркасе, автоматически обладает единственной ФЗ.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Благодаря реляционному каркасу [1] получена возможность для произвольной ПрО разработать алгоритм автоматизированной декомпозиции и синтеза схемы реляционной БД в форме, относящейся к максимально высокой степени нормальности. При этом каркасная схема БД получает дополнительные конкурентные преимущества, важные для проектировщиков-практиков.

К ним относятся следующие свойства (по убыванию значимости):

- 1) безаномальность в смысле [5];
- 2) динамическая модифицируемость схемы БД, что позволяет корректно вносить изменения в эксплуатируемое приложение, а также гибко модифицировать схемы не только пользовательских, но и управляющих БД (метабаз);
- 3) подобие схем БД для разных ПрО, несмотря на значительные отличия семантик, что обеспечивает интероперабельность и кроссплатформность приложений [6].

Все перечисленное дает возможность решить проблему унификации, типизации и минимизации СУБД, т.е. по сути, разработать инструментальную оболочку, которая масштабируется метаданными, и на этом основании создать малябаритный CASE-генератор каркасных метаданных, управляющих универсальной каркасной оболочкой, а также снабдить этот гибкий инструмент библиотекой типовых функций навигации каркасной РБД, используемых в унифицированных запросах.

Такой подход минимизирует потребность в ресурсоемких операциях соединения в большинстве запросов к БД, и существенно упростит настройку приложения.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Карпуша В.Д., Панченко Б.Е. Моделирование и проектирование реляционных баз данных: Уч. пособие. — Сумы: Изд. СумДУ, 2010. — 385 с.
2. Пат. 63036. Спосіб розміщення даних у комп'ютерному сховищі з забезпеченням модифікаційності його структури / Б.Є. Панченко // Промислова власність. — 2004. — № 1. — С. 3.134. — Дата заявки 15.11.2001.
3. Пат. 92248. Спосіб обобщенного розміщення даних с учетом модифіцируемости структури хранилища / Б.Є. Панченко // Там же. — 2009. — № 1. — С. 3.134. — Дата заявки 02.03.2009.
4. Алтайбек А.А. Проектирование баз данных на основе доменно-ключевой нормальной формы // Вестн. КазНУ. — 2009. — № 1. — С. 111–118.
5. Fagin R. A normal form for relational databases. That is based on domains and keys // ACM Transact. on Database Systems. — 1981. — 6, N 3. — P. 387–415.
6. Перевозчикова О.Л. Основы системного анализа объектов и процессов компьютеризации: Учебник. — Киев: Изд. дом «КМ Академия», 2003. — 247 с.
7. Codd E.F. The relational model for database management. Vers. 2. Reading Mass. — New York: Addison-Wesley Publ. Co, 1990. — 538 p.
8. Bernstein P.A. Synthesizing third normal form relation from functional dependencies // ACM Transact. on Database Systems. — 1976. — 1, N 4. — P. 277–298.
9. Chen P.P. The entity-relationship model: toward a unified view of data // Ibid. — 1976. — 1, N 1. — P. 9–36.
10. Кренке Д.М. Теория и практика построения баз данных. — СПб.: Питер, 2003. — 800 с.
11. Степанов А.И. Число и культура. — М.: 2004. — 832 с.
12. Волкова В.Н., Денисов А.А. Основы теории систем и системного анализа: Учебник. — СПб.: Изд. СПбГТУ, 2001. — 512 с.
13. Abiteboul S., Beeri C. On the power of languages for the manipulation of complex values. Technical report. — Cadex (France): INRIA, 1995. — 80 p.
14. Тарасов И.А. Целостность данных, аномалии модификации данных и нормальные формы таблиц реляционных баз данных // Проектирование телекоммуникационных и информационных средств и систем. — М.: МИЭМ, 2007. — 195 с.
15. Тарасов И.А. Недостатки теории доменно-ключевой нормальной формы (DKNF) Рональда Фагина. — <http://itsoft.ru/about/publication/dbdesign/dknf/>
16. Голосов А.О. Аномалии в реляционных базах данных // СУБД. — 1996. — № 3. — С. 23–38.
17. Fagin R. Multivalued dependencies and a new normal form for relational databases // ACM Transact. on Database Systems. — 1977. — 2, N 3. — P. 262–278.
18. Кузнецов С.Д. Базы данных: модели и языки: Учебник. — М.: 2008. — 720 с.
19. Мейер Д. Теория реляционных баз данных. — М.: Мир, 1987. — 608 с.
20. Панченко Б.Е., Писанко И.Н. Свойства реляционного каркаса на множестве семантически атомарных предикатов // Кибернетика и системный анализ. — 2009. — № 6. — С. 120–129.

Поступила 24.10.2011