

**ОБ АЛГОРИТМЕ СИНТЕЗА
РЕЛЯЦИОННОГО КАРКАСА.
ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ
И ФОРМАЛИЗАЦИЯ**

Введение. Схема базы данных (БД), полученная в результате проектирования, должна удовлетворять в том числе двум критериям – кроссплатформности и интероперабельности [1]. Эти свойства, прежде всего, сводятся к тому, что разные приложения БД, работающие на разных платформах, интегрируются в одно приложение, а БД при этом воспринимается как единое целое. Обеспечит эту потребность универсальность схемы БД для разных предметных областей (ПрО).

Широко известны традиционные способы проектирования схем БД, которые базируются на классических технологиях [2 – 4]. Но эти методы не решают вопроса получения универсальной и гибкой схемы БД, а создают схему БД зависимой от начальной семантики ПрО и не решают вопроса гибкой модифицируемости схемы БД в процессе дальнейшей эксплуатации.

Что же касается использования методики онтологий, т. е. построения параметризованных толковых словарей ПрО, достаточный обзор способов и методик изложен в [5]. Во всех этих подходах не рассматривается вопрос синтеза алгоритма, позволяющий автоматизировано создавать гибкие, максимально быстро модифицируемые схемы БД. Тем более, на базе текстового или даже звукового описания ПрО на естественном языке.

Однако, существующие на рынке инструментальные средства синтеза приложений, а

Предложен алгоритм синтеза новой модели данных – реляционного каркаса – на основе многозначных зависимостей ключевых атрибутов. Используются N-арные таблицы для моделирования связей степени N:G. Решается проблема модифицируемости схемы реляционного хранилища данных.

также все серверы БД предлагают
пользователю самостоятельно
но определить

с выбором схемы БД. Это приводит к полной несовместимости приложений даже в рамках одной платформы.

Одним из решений указанной проблемы является синтез безаномальной схемы БД [6]. 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, кросс-платформность и интероперабельность приложений) существенно повышаются.

Разработке такого алгоритма и посвящена данная работа.

Основные категории РМД

В классической реляционной модели данных (РМД) [2] определены следующие категории [7].

Сущность – обычно уникально идентифицированная категория ПрО, информация о которой интересует пользователя и которую можно накапливать.

Предметная область (ПрО) – множество всех сущностей, свойства которых и отношения между которыми моделируются схемой реляционной БД.

Атрибут – именованная характеристика сущности, с помощью которой моделируются ее свойства. У каждой сущности есть свои атрибуты.

Составной атрибут – объединение (сцепление, конкатенация) нескольких атрибутов в один.

Ключ, ключевой атрибут – атрибут, значение которого уникально идентифицирует экземпляр сущности.

Составной ключ – объединение (сцепление, конкатенация) некоторых атрибутов в одно целое так, что только значение конкатенации уникально идентифицирует экземпляр сущности.

Арность (составность) ключа – минимальное число атрибутов, объединение которых формирует ключевой атрибут.

Суррогатный атрибут – атрибут, искусственно внесенный проектировщиком в совокупность атрибутов заданной сущности.

Связь – ассоциация сущностей в ПрО, представленная в БД наравне с сущностями (такая же часть данных ПрО, как и сущность).

Атрибут связи – именованная характеристика связи, с помощью которой моделируются ее свойства. У каждой связи есть свои атрибуты.

Кортеж – набор данных заранее оговоренных типов, так что сущности ПрО представляются в БД в виде «реляционных кортежей».

Отношение (домен кортежей, реляционная таблица и т. д.) – двумерная таблица, имеющая уникальное имя и состоящая из строк и столбцов; строки соответствуют кортежам, а столбцы – атрибутам.

Домен – множество допустимых значений атрибута отношения.

Схема отношения – имя отношения и состав его атрибутов $R(A, B, \dots, X, Y, Z, \dots)$.

Функциональная зависимость (ФЗ) – атрибут $X \rightarrow Y$, если каждому значению X соответствует единственное значение Y , но единственное значение Y соответствует набору X .

Детерминант ФЗ – определитель ФЗ, т. е. левая (независимая) часть ФЗ, аналог области определения аргумента функции.

Зависимая часть ФЗ – правая часть, аналог области значений функции.

Многозначная зависимость (МЗ) [8] – для данного отношения $R(A, B, C)$ МЗ $A \rightarrow \rightarrow B/C$ выполняется тогда и только тогда, когда R является соединением своих проекций $R_1(A, B)$ и $R_2(A, C)$.

Зависимость «проекции-соединения» (ЗПС) [8, 9] – отношение $R(X, Y, \dots, Z)$ удовлетворяет ЗПС $*(X, Y, \dots, Z)$ тогда и только тогда, когда R восстанавливается без потерь путем соединения своих проекций на X, Y, \dots, Z .

Постановка задачи

Пусть в ПрО имеем набор N сущностей. Необходимо построить алгоритм, который проектировщику схемы БД позволяет:

- получать полную совокупность реляционных отношений, каждое из которых не имеет аномалий удаления-вставки, а вся совокупность отношений взаимосвязана так, что образует ДКНФ [6, 8];
- анализировать ПрО для выявления противоречий, в том числе неатомарность атрибутов;
- учитывать начальные иерархические зависимости поднабора сущностей (так называемых «слабых» сущностей);
- без вспомогательных графических средств моделировать n -арные связи (в том числе рекурсивные) между сущностями, степень которых в общем случае $H:G$;
- интегрировать нужное количество атрибутов связей;
- минимальным количеством операций так модифицировать схему БД в процессе эксплуатации, чтобы не изменять обслуживаемое приложение.

Под *модифицируемостью* схемы БД понимается [10] добавление дополнительных или удаление существующих подсхем, а также внесение изменений в схему отношений. Иными словами, добавление или удаление новых отношений в БД не должно затрагивать уже существующие отношения.

Рассмотрим, от чего может зависеть решение указанной задачи. В работе [11] рассмотрены *особые* отношения, обладающие свойствами, когда искомым алгоритм синтеза описанных схем БД можно получить именно на наборе *особых* отношений. А в работе [12] введено понятие «шунтирования МЗ» и доказана теорема о шунтировании. *Шунтированием* МЗ названо добавление в отношение $R(X, Y, Z)$, где существует МЗ $X \rightarrow \rightarrow Y \setminus Z$, дополнительного поднабора $\{A\}$ неключевых атрибутов так, что $(X + Y + Z) \rightarrow A$. Здесь X, Y, Z могут быть составными атрибутами, т. е. $X = \{X\}, Y = \{Y\}, Z = \{Z\}$.

Строгое доказательство того факта, что при таком действии МЗ в отношении $R(X, Y, Z, A)$ становится ФЗ, приведено в [12]. На основании этого определения приведем без доказательства несколько очевидных утверждений.

Лемма 1. Отношение $R(X_j, A_i)$, полученное шунтированием МЗ в ключевых атрибутах X_j так, что $\{X_j \rightarrow A_i, j = 2, \dots, J; i = 1, \dots, I\}$ и предикат каждой X_j -й части ключа уникален, моделирует связь арностью j и степенью $H:G$.

Поднабор A_i составляют атрибуты связи, моделирующие специфику ПрО. Действительно, если есть поднабор атрибутов связи A_i , то существует и сама связь.

Лемма 2. Если в отношении $R(X_j)$ есть только набор ключевых атрибутов и $j \geq 3$, в R имеем МЗ, а предикат каждой X_j -й части составного ключа уникален, такое отношение $R(X_j)$ неактуально для ПрО.

Иными словами, такое отношение не моделирует ни сущности, ни связи. Его можно либо исключить из совокупности отношений, либо шунтировать атрибутами. Именно найденные в ПрО атрибуты придадут семантику такому отношению.

Отметим, что в практике проектирования схем БД используют такие «недо-заполненные» отношения для отражения лишь вероятности факта связи сущностей. Но отсутствие в ПрО несуррогатных атрибутов такой связи говорит о возможных аномалиях использования таких отношений.

Лемма 3. Отношение $R(X_j, A_i)$, полученное шунтированием МЗ в ключевых атрибутах X_j , причем так, что ФЗ $\{X_j \rightarrow A_i, j = 2, \dots, J; i = 1, \dots, I\}$ и предикат каждой X_j -й части ключа уникален, является подобным особому отношению с составным ключом X_j и тем самым моделирует сущность с атрибутами A_i .

Такую сущность считают виртуальной и называют «постсвязной» [13] (построенной по «отглагольному существительному»).

Заметим, что леммы 1 и 3 показывают единство категорий связи и сущности, что согласуется с идеей П. Чена [3]. Это вполне закономерно, поскольку обе категории моделируются совокупностью атрибутов, а они инвариантны в ПрО. Поэтому метод «сущностей и связей» [3] можно рассматривать как метод «сущностей», откуда следует еще одно утверждение.

Рассмотрим оператор $L^k(X_j)$, формирующий в соответствии с индексом $k = 1, \dots, N$ полное множество сочетаний конкатенаций суррогатных ключей, а множества значений атрибутов формируется декартовым произведением суррогатных ключей сущностей. Здесь $j = 1, \dots, N$ – номер сущности, k – текущая арность (составность) ключа, $l = 1, \dots, L_k$ – номер конкатенации ключей k -й арности. Общая арность конкатенаций имеет вид

$$L^1(X_j) = \{X_1, X_2, X_3, X_4, \dots, X_N\},$$

$$L^2(X_j) = \{X_1 + X_2, X_1 + X_3, X_1 + X_4, \dots, X_2 + X_3, X_2 + X_4, \dots, X_{N-1} + X_N\},$$

...

$$L^N(X_j) = \{X_1 + X_2 + X_3 + X_4 + \dots + X_N\}.$$

Тогда каждый элемент совокупности запишем в виде

$$L_1^1(X_j) = (X_1),$$

$$L_2^1(X_j) = (X_2),$$

...

$$\begin{aligned}
 L_N^1(X_j) &= (X_N), \\
 L_1^2(X_j) &= (X_1 + X_2), \\
 &\dots \\
 L_1^{N-1}(X_j) &= (X_1 + X_2 + X_3 + X_4 + \dots + X_{N-1}), \\
 L_2^{N-1}(X_j) &= (X_2 + X_3 + X_4 + \dots + X_N), \\
 &\dots \\
 L_1^N(X_j) &= (X_1 + X_2 + X_4 + \dots + X_N).
 \end{aligned}$$

Общее число S полученных групп ключей определяется выражением числа сочетаний [10]:

$$S = \sum_{k=1}^N \frac{N!}{k!(N-k)!} = 2^N - 1, \quad (1)$$

где N – число сущностей, k – арность ключа, соответствующая текущему числу связей каждой сущности с другими группами сущностей, а также совпадает с коэффициентом подобия образованных этой процедурой отношений.

Тогда используя алгоритм оператора $L_l^k(X_j)$, сформулируем утверждение о каркасной модели данных. В работе [11] приведено два доказательства этой теоремы.

Теорема 1 (о полноте каркаса). Совокупность отношений $R_l^k(L_l^k(X_j), A_{li})$, в которой при $k = 1$ содержится N отношений, каждое из которых построено на предикате j -й сущности и имеет единственный ключевой атрибут X_j , а также j -ю совокупность неключевых атрибутов A_{li} , а при $k = 2, \dots, N$ содержится совокупность отношений, каждое из которых моделирует связи сущностей k -й арности степенью $H:G$, причем начиная с тернарных связей МЗ в ключевых атрибутах шунтирована так, что $L_l^k(X_j) \rightarrow A_{li}^k$ является **полным множеством (полной структурой** [14]) отношений, определяющих специфику ПрО для N сущностей.

Семантика индексов описана выше. Для $k = 1$ индекс l совпадает с индексом j , а индекс $i = 1, \dots, I_l$ – это номер неключевого атрибута для l -го отношения. Очевидно, параметры N и I_l произвольны и определяются спецификой конкретной ПрО. Отметим также, что *полнота множеств*, построенных на процедуре декартового произведения, обоснована в [14].

Итак, на совокупности $R_l^k(L_l^k(X_j), A_{li})$ можно построить схему БД, отображающую специфику N сущностей ПрО на множество отношений, количество которых S определяется формулой (1).

Таким образом, все многообразие ПрО моделируется совокупностями сочетаний N ключевых атрибутов, каждый из которых отвечает за уникальную сущность. Очевидно, что особенность приведенных отношений заключена именно в том, что они образуют *полный* [14] каркас всех схем отношений ПрО. Такая система в [10] получена сочетаниями декартовых произведений [14] ключей простейших отношений, которое не строго определяется как произведение «всех на все».

Как указано в лемме 3, все отношения этой совокупности нормализованы не ниже 5НФ [8, 9]. Действительно, *особые отношения* [11] обладают НФБК [2]. Но, по теореме о шунтировании [12], все отношения, построенные на ключевых атрибутах каркаса, не имеют ни МЗ, ни ЗПС. Значит каждое отношение из полученной совокупности находится в 5НФ. В работе [6] показано, что этой совокупности свойственны признаки, удовлетворяющие условиям ДКНФ [8].

Если ключевые атрибуты отношений отвечают одному предикату, то физический смысл таких отношений – это совокупности атрибутов соответствующих сущностей. Такие отношения в практике проектирования БД принято называть «справочниками», указывая на их свойство независимости (инвариантности) от приложений. Они не зависят от специфики ПрО, т. е. также инвариантны и ей. Следовательно, совокупность таких отношений моделирует весь объем данных обо всех сущностях, входящих в эту ПрО.

Если каждая часть ключа особого отношения отвечает разным предикатам, это отношение входит в репозиторий атрибутов связей. То есть отношения с шунтированной МЗ, полученные декартовым произведением ключевых атрибутов связанных сущностей, моделируют произвольные связи между сущностями любой степени – от 1:1 до $H:G$. Как отмечено, неключевые атрибуты такого отношения являются атрибутами этой связи.

П.П. Чен в [3] предложил моделировать связи разной степени между сущностями с помощью отдельных виртуальных сущностей, в которых функции связи реальных сущностей он назвал *ролями*. Тогда множество $R_i^k(L_i^k(X_j), A_{ii})$ – не что иное, как полная совокупность сущностей, связей и их ролей.

Отметим, что в вышеописанной модели показана часть алгоритма, позволяющая проектировать лишь «одноразовые» [13] связи каждой сущности с произвольной группой. Отсутствие ограничений на количество *видов связей* на любом уровне арности в каждой конкретной группе сущностей, свойственное такой сущности, как «люди» и приводящее к *рекурсивным* связям, в изложенном алгоритме учитывается с помощью *копий* сущностей, дополнительных отношений, смысл которых – *маски для ролей* в связях сущностей. Очевидно, что учет этих особенностей не внесет принципиальных изменений в схемы БД каркасной модели. Эта ситуация будет рассмотрена далее.

Свойства реляционного каркаса

Получение рациональных схем БД, обладающих приемлемыми свойствами продуктивности при манипулировании данными, является актуальной задачей. Проявление идеи рациональности схемы БД состоит в алгоритме синтеза, предложенном Ф.А. Бернштейном [15]. Эту идею сформулировал П.П. Чен [3]. Как указано в [15], главный фактор декомпозиции в процедуре нормализации [2] – ФЗ, т. е. не что иное, как связи. Рассмотрим причину аномалий [2] и отличий схем БД для разных ПрО.

Гипотеза. Причиной отличий схем отношений для разных ПрО являются связи между сущностями.

Исходя из этого утверждения, несколько иначе определим основные категории РМД.

Сущностями-объектами назовем множества, каждый элемент которых имеет общий набор параметров, соответствующих общему предикату объединения элементов.

Такое определение упрощает понимание отличий сущностей от атрибута как еще одной важной категории модели, схожего с сущностью.

Атрибутом назовем характеристику сущности-объекта или связи сущностей-объектов, один из тех их параметров, набор которых соответствует единому предикату. Дополнительным признаком атрибута является тот факт, что атрибут, в отличие от сущности-объекта, не имеет никаких атрибутов.

Связь – ФЗ между сущностями-объектами, а также ФЗ атрибутов от своих сущностей-объектов.

Специфика предметной области – совокупность связей между сущностями произвольной степени – от 1:1 до $N:G$.

В идеале предполагается, что все многообразие атрибутов сущностей-объектов, а также характеристики этих атрибутов не влияют на специфику ПрО, но существенно зависят от «одаренности» разработчиков.

Суррогатный атрибут – искусственно внесенный в отношение атрибут (например, ключевой), имеющий гарантированные свойства. Если суррогатный атрибут вносится в качестве ключа, то обеспечивается его уникальность для любого экземпляра сущности, а также минимальная достаточность размера значения, пропорционального проектному объему экземпляров отношения.

Простейшей назовем схему отношения $R(X, A)$, когда $X \rightarrow A$, X – простой (унарный) ключ отношения, A – простой неключевой атрибут.

Особой [11] назовем схему отношения $R(X_j, A_i)$, когда $X_j \rightarrow A_i$, $\{X_j, j = 1, \dots, J\}$ – в общем случае составной ключ отношения, форма – не ниже 5НФ [8, 9], причем так, что ни один атрибут сам по себе не является ни ключом, ни детерминантом, $\{A_i, i = 1, \dots, I\}$ – множество неключевых атрибутов, ни один из которых не является детерминантом.

Подобными назовем схемы отношений с равными арностями ключей и равным числом ФЗ. При этом тип, число и арность неключевых атрибутов не влияют на подобие схем.

Коэффициентом подобия схем отношений назовем целую часть от деления большей арности ключей на меньшую. Если в отношениях существует несколько ключей, то сравнению подлежат ключи старшей арности. Для сравнения с простейшим отношением смысл коэффициента подобия – это превышение унарности.

То есть β – это коэффициент подобия простейшей схемы и k -й схемы с тернарным ключом в отношении $R(X, Y, Z, A_i)$, где $X + Y + Z$ – тернарный ключ, а A_i – множество неключевых атрибутов.

Далее знаком «+» обозначено объединение экземпляров столбцов множества атрибутов (сцепление, конкатенация) в строке. В работах [2, 7, 10, 11] это действие обозначают при записи атрибутов рядом: XU или запятой между ними: X, U . Но для большего понимания действия этой операции воспользуемся символом суммирования.

Иными словами, подобными будут схемы, у которых одинаковое число ФЗ, а отличия могут быть лишь в арности ключей. Соотношение арностей назовем коэффициентом подобия.

Внешний атрибут (след внешней сущности-объекта) – атрибут (возможно, ключевой или даже суррогатный), предикат которого отличается от предиката отношения (т. е., предиката большинства атрибутов этого отношения). Используется в отношении среди атрибутов различных сущностей-объектов в качестве внешнего ключа связи.

Внешняя связь (внешняя ФЗ) – связь, предикат атрибутов которой отличается от предиката большинства атрибутов отношения, находящегося в форме, не ниже 5НФ [8, 9]. К этой же категории относятся и ненормализованные ФЗ, которые присутствуют в отношении, находящемся в одной из форм ниже НФБК [2]. Очевидно, что, например, ФЗ совокупности неключевых атрибутов от составного ключа отношения не является внешней связью.

Кратность сущности-объекта (кратность связей) – количество связей у одной сущности-объекта с различными сущностями-объектами.

Номер связи (вид связи) – идентификатор всей связи в группе связей сущности-объекта, кратность которой больше единицы.

Роль – функция сущности-объекта в связи данного номера.

Маска – отношение, сформированное на частичной копии группы атрибутов сущности-объекта, достаточное для моделирования связи данного номера.

Подобие реляционных схем

Сформулируем утверждение, вытекающее из приведенной гипотезы.

Теорема 2. Все отношения, имеющие особую схему, подобны друг другу и подобны простейшей схеме.

Доказательство. Рассмотрим группу отношений со схемами

$$R_0(X_0, A_i),$$

$$R_1(X_1, A_i), \quad (2)$$

$$R_2(X_1 + X_2, A_i), \quad (3)$$

$$R_3(X_1 + X_2 + X_3, A_i),$$

...

$$R_j(X_j, A_i),$$

причем, каждое из них находится в 5НФ [8, 9] и атрибуты X_j – различные части ключей отношений (кроме X_1 в R_1 , которые являются полностью ключом). Атрибут A и множество A_i – разные неключевые атрибуты, где $j = 1, \dots, J$; $i = 1, \dots, I_j$, причем j – номер отношения и количество ключевых атрибутов (частей составного ключа) в каждом j -м отношении, а I_j – количество неключевых атрибутов каждого j -го отношения.

Необходимо показать, что из (3) следует (2) и формально $R_2 \sim 2 \times R_0$, $R_3 \sim 3 \times R_0$, где символом $n \times$ обозначим коэффициент подобия, т. е. арность ключа.

То, что $R_1 \sim R_0$ с коэффициентом подобия $k = 1$ следует из определения подобия. Ключевые атрибуты X и X_1 унарны. А арность неключевых атрибутов не влияет на схему отношения.

Далее, поскольку отношения находятся в НФБК, то каждый из X_i сам по себе не может быть детерминантом – это противоречит условию НФБК [2]. То есть каждый из этих атрибутов может быть лишь частью суммарного ключа. Но и среди A_i также нет детерминантов. Это значит, что в R_2 и R_3 имеет место единственная ФЗ $X_j \rightarrow A_i$, т. е., в частности, для R_3 зависимость имеет вид $(X_1 + X_2 + X_3) \rightarrow A_i$.

Значит, при замене атрибута $X_1 + X_2 + X_3$ на атрибут W с конкатенированным набором значений, составляющие схемы отношения не изменятся. То есть выполняется условие подобия. А коэффициент подобия определится отношением наибольшей арности ключей. Поскольку в исходном и анализируемом отношениях есть только один ключ, отношение арностей 2 и 3 для R_2 и R_3 соответственно. □

Вывод о подобии важен для сравнения отношения с особой схемой отношений с МЗ.

Заключение. Реляционный каркас позволяет разработать обобщенный универсально-гибкий алгоритм синтеза схем БД, который моделировал бы ПрО и позволял использовать единую процедуру автоматизации процесса создания схемы БД. Такая процедура должна предоставлять схеме полную модифицируемость, т. е. минимизировать количество операций для модификации. И позволить вносить изменения в динамическом режиме – непосредственно в процессе эксплуатации приложения. А также оптимизировать объединение различных приложений, построенных в соответствии с этим алгоритмом, в единую информационную систему. И как показано в [6], описываемый алгоритм может быть использован, прежде всего, для генерации схем БД, удовлетворяющих условиям ДКНФ.

Б.С. Панченко

ПРО АЛГОРИТМ СИНТЕЗУ РЕЛЯЦІЙНОГО КАРКАСУ.
ПОСТАНОВКА ЗАДАЧІ ТА ФОРМАЛІЗАЦІЯ

Запропоновано алгоритм синтезу нової моделі даних – реляційного каркасу – на основі багатозначних залежностей ключових атрибутів. Використано N -арні таблиці для моделювання зв'язків степенем $H:G$. Вирішується проблема модифікаційності схеми реляційного сховища даних.

B.E. Panchenko

ABOUT THE ALGORITHM OF THE RELATIONAL FRAMEWORK SYNTHESIS.
PROBLEM STATEMENT AND FORMALIZATION

The algorithm of a new data model synthesis (relational framework) based on multivalued dependencies of key attributes is proposed. N -ary tables are used to simulate the relations by the $H:G$ degree. The problem of modifiability of the relational data warehouse structure is solved.

1. *Перевозчикова О.Л.* Основы системного анализа объектов и процессов компьютеризации. Учебник. – К.: Изд. дом «КМ Академия», 2003. – 247 с.
2. *Codd E.F.* The Relational Model For Database Management, Version 2, Reading Mass. – New York: Addison-Wesley Publishing Co, 1990. – 538 p.
3. *Chen P.P.* The Entity-Relationship Model: toward a unified view of data // ACM Trans. on Data base systems. – 1976. – V. 1, N 1. – P. 9 – 36.
4. *Maier D.* Why isn't there an object-oriented data model? // Proceedings IFIP 11th World Computer Conference, San Francisco, CA, August-September, 1989 I. Box G.
5. *Flouris G., Monakenates D., Kondylakis H., Plexousakis D., Antoniou G.* Ontology Change: classification and survey // Knowl. Eng. Rev. – 2008. – 23, N 2. – P. 117–152.
6. *Панченко Б.Е.* Каркасное проектирование доменно-ключевой схемы реляционной базы данных // Кибернетика и системный анализ. – 2012. – № 3. – С. 174–186.
7. *Мальхина М.П.* Базы данных: основы, проектирование, использование. – СПб.: 2006. – 528 с.
8. *Fagin R.A* Normal Form for Relational Databases That Is Based on Domains and Keys // ACM Transactions on Database Systems. – 1981. – Vol. 6, N 3. – P. 387 – 415.
9. *Мейер Д.* Теория реляционных баз данных. – М., 1987. – 608 с.
10. *Пат. Украины № 92248* Способ обобщенного размещения данных с учетом модифицируемости структуры хранилища / Панченко Б.Е. / Промислова власність. – 2010. – № 19, дата заявки – 02.03.2009.
11. *Карпуша В.Д., Панченко Б.Е.* Моделирование и проектирование реляционных баз данных. Учебное пособие. – Сумы: Изд-во СумДУ. – 2010. – 385 с.
12. *Панченко Б.Е.* О шунтировании многозначной зависимости в реляционной модели данных // Проблеми програмування. – 2010. – № 2–3. – С. 428–423.
13. *Ульман Д.Д., Уидом Д.* Основы реляционных баз данных. – М., 2006. – 374 с.
14. *Курош А.Г.* Общая алгебра. – М., 1979. – 150 с.
15. *Bernstein P., Swenson J., Thichritzis D.A.* Unified Approach to Functional Dependencies and Relations // Proc. International Conference on the Management of Data. – ACM SIGMOD, 1975. – P. 237–245.

Получено 19.12.2011

Об авторе:

Панченко Борис Евгеньевич,

кандидат физико-математических наук, старший научный сотрудник
Института кибернетики имени В.М. Глушкова НАН Украины.