

БИНАРНАЯ РЕЛЯЦИОННАЯ МОДЕЛЬ ДАННЫХ

Работа является продолжением исследований, посвященных описанию отображений между дескриптивной логикой и реляционной моделью данных. В работе дано определение бинарной реляционной модели данных, а именно, ее структуры и алгебры. В публикации также рассматривается способ преобразования n -арной реляционной структуры данных в бинарную. В работе используются полученные ранее результаты исследований, а именно структура данных RM^2 , отображения базовых концептов, аксиоматики и ряда расширения дескриптивной логики ALC в RDM.

Ключевые слова: бинарная реляционная модель данных, бинарная реляционная структура данных, дескриптивная логика, отображение данных, ALC, RDM, RM^2 .

Введение

Ежедневный экспоненциальный рост информации на планете продуцирует ряд проблем, связанных с использованием данных в различных информационных системах (ИС). Среди них можно выделить такие.

1. **Различные модели организации данных** (реляционные, иерархические, сетевые модели данных, онтологии и т.д.). Такое многообразие способов оперирования информацией приводит к рассогласованию доступа одновременно ко всем источникам информации.

2. **Различные физические способы хранения данных.** Следствием этого является отсутствие единого механизма доступа к содержимому для конечного пользователя.

3. **Распределенность данных.** Источники изолированы друг от друга, каждый из которых подчиняется концепции замкнутого мира. Это создает трудности для введения концептуально новых понятий предметной области (ПО), дублированию данных, одновременному увеличению объема и уменьшению релевантности искомой информации.

4. **Неполнота и противоречивость данных.** Обуславливается, прежде всего, отсутствием семантической составляющей их описания.

5. **Различные способы оперирования данными.** Каждая модель данных предполагает существование своих собственных средств манипулирования, что

порождает их разнообразие, приводящее к гетерогенности данных.

Все эти проблемы можно устранить путем интеграции данных, о чем подробно изложено в [1].

Интеграция данных включает объединение данных, находящихся в различных источниках и предоставление данных пользователям в унифицированном виде. Этот процесс становится существенным как в коммерческих задачах (когда двум похожим компаниям необходимо объединить их базы данных), так и в научных (комбинирование результатов исследований, расположенных в различных информационных репозиториях) [2].

Интеграция множественных ИС, как правило, ставит своей целью комбинирование выбранных систем таким образом, чтобы они сформировали унифицированное новое целое и дали пользователю иллюзию взаимодействия с единственной ИС. Пользователь обеспечен однородным логическим представлением данных, которые физически распределены в гетерогенных источниках данных.

В целом, информационные системы не спроектированы для интеграции. Таким образом, всякий раз, когда необходимо осуществить интегрированный доступ к различным исходным системам, источники и их данные не подходят друг к другу, и должны быть соединены и функционально согласованы [3]. Поскольку целью интеграции всегда является обеспечение гомогенного унифицированного представления

данных различных источников, конкретная задача интеграции зависит от следующих составляющих [3]:

- архитектура ИС;
- содержание и функциональность компонентов системы;
- типы данных (буквенно-цифровые, мультимедиа, структурированные, полу структурированные, неструктурированные данные);
- требования, связанные с автономностью компонентов системы;
- предполагаемое использование интегрированной ИС;
- требования эффективности;
- доступные ресурсы (время, деньги, люди, ноу-хау и т. д.).

Ввиду всего вышесказанного, становится очевидной важность решения комплексной проблемы интеграции данных.

Проблема интеграции данных заключается в таком логическом объединении данных, принадлежащих различным источникам, которое обеспечивает единое представление и оперирование этими данными. Система интеграции данных позволяет освободить пользователя от необходимости самостоятельно отбирать источники, в которых находится интересующая пользователя информация, обращаться к каждому источнику по отдельности и вручную сопоставлять и объединять данные из различных источников [1].

На сегодняшний день было выделено три составляющих комплексной проблемы интеграции данных:

- выработка схем интеграции данных;
- выработка отображений между моделями;
- выработка способов манипулирования.

В ряде работ [4–7] был описан алгоритм отображения дескриптивной логики в бинарную реляционную структуру данных, однако сама бинарная реляционная модель не была определена. В данной статье мы определим бинарную реляцион-

ную модель. Тем более как научный, так и практический интерес представляет описание отображения бинарной реляционной модели в дескриптивную логику (ДЛ).

Статья организована следующим образом. После введения, в разделе 1 даются основные определения, а именно – бинарной реляционной модели данных, бинарной реляционной структуры данных, бинарной реляционной алгебры и ограничений целостности. Здесь будут введены основные обозначения. Раздел 2 посвящен бинарной реляционной алгебре. Раздел 3 рассматривает преобразование n-арной реляционной структуры в бинарную. Завершают текущую публикацию основные выводы и дальнейшие планы исследований.

Определение RM^2 и её составляющих

Дадим определение бинарной реляционной модели данных.

Бинарная реляционная модель данных (RM^2) – это совокупность бинарной реляционной структуры данных, бинарной реляционной алгебры и ограничений целостности.

Как видно из определения, бинарная реляционная модель данных включает в себя следующие компоненты:

- 1) *структурный аспект*, представленный бинарной реляционной структурой данных, в которой данные представлены в виде совокупности отношений;
- 2) *аспект манипулирования*, представленный бинарной реляционной алгеброй, которая включает в себя операторы манипулирования отношениями;
- 3) *аспект целостности*, представленный ограничениями целостности, которым отвечают отношения бинарной реляционной структуры данных.

Рассмотрим каждый из аспектов в отдельности.

Бинарная реляционная структура данных – это совокупность отношений целостности не более 2.

Так как в рамках данной статьи мы говорим только о реляционных отноше-

ях, то для краткости будем использовать термин «отношение». Напомним его определение [8].

Реляционное отношение – это пара (R^S, R^E) , где R^S – схема (интенционал) отношения, а R^E – экземпляр (экстенционал) отношения.

Схема отношения R^S – это выражение вида

$$R(A_1:D_1 [, A_2:D_2]),$$

где R – имя отношения, A_1, A_2 – имена атрибутов отношения, D_1, D_2 – имена доменов отношения, определяющих области допустимых значений атрибутов (на одном домене может быть определено множество атрибутов).

Примечание: квадратные скобки в определении схемы отношения указывают на факультативность заключенной в них конструкции.

Если указание имен доменов не существенно, то схема записывается так $R(A_1 [, A_2])$.

Имена доменов являются уникальными в реляционной структуре. *Имена отношений* являются уникальными в реляционной структуре. *Имена атрибутов* являются уникальными в схеме отношения, но могут повторяться в различных схемах.

Экземпляр отношения R^E это подмножество:

– либо домена, на котором определен атрибут унарного отношения

$$R^E \subseteq D_1;$$

– либо декартового произведения доменов, на которых определены два атрибута бинарного отношения:

$$R^E \subseteq D_1 \times D_2.$$

В RM^2 , как и в классической реляционной модели, множество значений i -го столбца экземпляра отношения представляет собой множество значений i -го атрибута в схеме отношения.

Бинарная реляционная алгебра (RA^2) – это совокупность операций, определенных на бинарных отношениях.

Она является замкнутой в том смысле, что результат выполнения любой операции также является отношением. Можно выделить три вида операций:

– *операции, которые не увеличивают арность результирующего отношения.* Они являются полными аналогами операций классической реляционной алгебры (RA);

– *операции, увеличивающие арность результирующего отношения.* Они имеют свои аналоги в RA . Учитывая это, в бинарной реляционной алгебре вводятся их модификации, результирующие отношения которых не превышают арности 2;

– *операции, являющиеся новыми по отношению к RA .*

Все три типа операций RA^2 подробнее будут рассмотрены в следующем разделе.

Целостность данных – (в классической реляционной модели данных) это механизм поддержания соответствия структуры данных предметной области.

Ограничения целостности – это правила, налагающие некоторые ограничения на возможное состояние структуры данных.

В бинарной реляционной модели данных, аналогично классической RM , определены два базовых требования обеспечения целостности:

- целостность сущностей;
- целостность связей.

Целостность сущностей заключается в том, что каждый экземпляр отношения должен отличаться от любого другого, т. е. любое отношение должно обладать **первичным ключом (PK)**.

В RM^2 каждый элемент *унарного отношения* и каждая пара *бинарного отношения* представляют собой PK.

Атрибуты, представляющие собой копии ключей родительских отношений, называются **внешними ключами (FK)**.

Целостность связей заключается в том, что для каждого значения *внешнего ключа*, появляющегося в дочернем отношении, в родительском отношении должен найтись кортеж с таким же значением первичного ключа.

Как правило, поддержание целостности сущностей и связей обеспечивается средствами системы управления базой данных (СУБД).

Описание операций бинарной реляционной алгебры RA^2

В предыдущем разделе были определены три вида операций бинарной реляционной алгебры. Рассмотрим их по порядку.

Операции, унаследованные из RA

К первому виду операций, которые не увеличивают арность результирующего отношения, относятся:

- именованье;
- объединение;
- пересечение;
- разность;
- проекция;
- селекция;
- деление.

Ко второму виду относятся операции декартово произведение и соединение.

Как уже было сказано, все эти операции унаследованы из RA, а для декартова произведения и соединения приводятся соответствующие модификации, результирующие отношения которых не превышают арности 2.

Рассмотрим каждую в отдельности.

1. Именованье/переименование (ρ). Результатом применения операции переименования атрибутов является отношение с изменёнными именами атрибутов. Как правило, схема результирующего отношения выражения реляционной алгебры не может быть выведена из схем исходных отношений. Оператор именованья позволяет такую схему задать. Было предложено множество различных вариантов этого оператора. Мы будем использовать следующие три:

- $\rho_R(E)$ – отношению, полученному в результате вычисления выражения $E RA^2$, присваивается имя R;
- $\rho_{R(A1[, A2])}(E)$ – отношению, полученному в результате вычисления выражения $E RA^2$, присваивается схема $R(A1 [, A2])$;
- $\rho_{A/B}(E)$ – в отношении, полученном в результате вычисления выражения $E RA^2$, атрибут A переименовывается в атрибут B.

Определение 1. Два отношения со схемами $R_1(A_1 [, A_2])$ и $R_2(B_1 [, B_2])$ являются совместимыми (по объединению), если имеют одинаковую арность, пары атрибутов (A_i, B_i) , $i=1, 2$ определены на одном и том же домене.

Над совместимыми отношениями определяются следующие три множественные операции.

2. Объединение (\cup). Объединение двух совместимых отношений – это отношение, экземпляр которого является объединением экземпляров исходных отношений:

$$R_1 \cup R_2 = \{r \mid r \in R_1 \vee r \in R_2\}.$$

3. Пересечение (\cap). Пересечение двух совместимых отношений – это отношение, экземпляр которого является пересечением экземпляров исходных отношений:

$$R_1 \cap R_2 = \{r \mid r \in R_1 \wedge r \in R_2\}.$$

4. Разность ($-$). Разностью двух совместимых отношений является отношение, экземпляр которого содержит все кортежи первого отношения, которых нет среди кортежей второго отношения:

$$R_1 - R_2 = \{r \mid r \in R_1 \wedge r \notin R_2\}.$$

Схемы результирующих отношений всех трех операций определяются операцией именованья.

5. Проекция (π). Пусть задано бинарное отношение со схемой $R(A,B)$. Проекцией R на A (или на B), обозначаемой $\pi_A(R)$, ($\pi_B(R)$), называется отношение, экземпляр которого содержит

только А-компоненты (В-компоненты) кортежей отношения R:

$$\pi_A(R) = \{r[A] \mid r \in R\},$$

$$\pi_B(R) = \{r[B] \mid r \in R\}.$$

Здесь запись $r[A]$ ($r[B]$) обозначает выделение из кортежа r компоненты, принадлежащей значению атрибута A (B). Схема результирующего отношения наследует имя атрибута A (B), а имя отношения определяется операцией именованья.

Определение 2. Пусть θ – любой из следующих предикатов сравнения: $=, \neq, <, >, \geq$. Атрибуты A и B одного и того же или различных отношений называются θ -сравнимыми, если для любых пар значений $a \in A$ и $b \in B$ определено выражение $a \theta b$. Наборы атрибутов $M = (A_1, A_2)$ и $N = (B_1, B_2)$ называются θ -сравнимыми, если пары атрибутов (A_i, B_i) являются θ -сравнимыми. В этом случае $M \theta N$ подразумевает следующее:

$$M \theta N = A_1 \theta B_1 \wedge A_2 \theta B_2.$$

6. Селекция (σ). Пусть M и N – сравнимые атрибуты или наборы атрибутов отношения R . Селекцией отношения R по условию $M \theta N$, обозначаемой $\sigma_{M\theta N}(R)$, называется отношение, экземпляр которого содержит те кортежи R , на которых истинно условие $M \theta N$:

$$\sigma_{M\theta N}(R) = \{r \mid r \in R \wedge r[M] \theta r[N]\}.$$

Один из атрибутов M или N может быть константой C . Например, если константой является N , то селекция принимает вид:

$$\sigma_{M\theta N}(R) = \{r \mid r \in R \wedge r[M] \theta C\}.$$

В этом случае селекция также применима к унарным отношениям.

Схема результирующего отношения наследует имена атрибутов отношения R , а имя отношения определяется операцией именованья.

Определение 3. Пусть задано отношение $R(A, B)$. Образом кортежа

$r_A \in \pi_A(R)$, записываемым как $I_{r_A}(R)$, называется такое множество кортежей $r_B \in \pi_B(R)$, соединение которых с r_A принадлежит R :

$$I_{r_A}(R) = \{r_B \mid r_B \in \pi_B(R) \wedge (r_A, r_B) \in R\}.$$

7. Деление (\div). Пусть заданы отношения $R_1(A, B)$ и $R_2(C, D)$, причем B и C – сравнимы по предикату равенства. Делением R_1 на R_2 по B и C , обозначаемым $R_1[B \div C]R_2$, называется отношение, которое состоит из таких кортежей $r_A \in \pi_A(R_1)$, образы которых $I_{r_A}(R_1)$ содержат все кортежи проекции $\pi_C(R_2)$:

$$R_1[B \div C]R_2 = \{r_A \mid r_A \in \pi_A(R_1) \wedge I_{r_A}(R_1) \supseteq \pi_C(R_2)\}.$$

Отношение R_2 может быть унарным. Если, например, $R_2(C)$, то:

$$R_1[B \div C]R_2 = \{r_A \mid r_A \in \pi_A(R_1) \wedge I_{r_A}(R_1) \supseteq R_2\}.$$

Схема результирующего отношения наследует имя атрибута A из R_1 , а имя отношения определяется операцией именованья.

Деление следующим образом выражается через произведение и разность:

$$R_1[B \div C]R_2 = \pi_A(R_1) - \pi_A((\pi_A(R_1) \times \pi_C(R_2)) - R_1).$$

8. (Декартово) произведение (\times). (Декартовым) произведением унарных отношений R_1 и R_2 , обозначаемым $R_1 \times R_2$, называется бинарное отношение, экземпляр содержащего все возможные соединения (конкатенации) кортежей отношений R_1 и R_2 :

$$R_1 \times R_2 = \{(r_1, r_2) \mid r_1 \in R_1 \wedge r_2 \in R_2\}.$$

Схема результирующего отношения наследует имена атрибутов отношений R_1 и R_2 , а имя отношения определяется операцией именованья. Произведение двух бинарных или бинарного и унарного отношений не допускаются в RM^2 .

9. Соединение (\bowtie). В RM данная операция увеличивает арность результата. Учитывая это, в RM^2 предлагается модифицированный вариант соединения, суть которого заключается в том, что если результирующее отношение оказывается арности выше двух, то к нему применяется проекция по одному или двум столбцам.

Пусть $R_1(B)$ и $R_2(C)$ – унарные отношения, где B и C – θ -сравнимые атрибуты.

Определение 4. Соединение отношения R_1 с отношением R_2 по условию $B \theta C$, обозначаемое $R_1 \bowtie_{B\theta C} R_2$, определяется следующим образом:

$$R_1 \bowtie_{B\theta C} R_2 = \{(r_1, r_2) \mid r_1 \in R_1 \wedge r_2 \in R_2 \wedge \Lambda r_1[B] \theta r_2[C]\}.$$

Определение 5. Пусть один или оба отношения имеют арность 2, тогда соединение определяется следующим образом. Пусть A_i, A_j – любые два атрибута из множества атрибутов исходных отношений. Пусть также R_1 содержит атрибут A_m , а R_2 – A_n , которые являются θ -сравнимыми, тогда соединение R_1 и R_2 по условию $A_m \theta A_n$, обозначаемое $R_1 \bowtie_{\frac{[A_i, A_j]}{A_k \theta A_i}} R_2$, определяется следующим образом:

$$R_1 \bowtie_{\frac{[A_i, A_j]}{A_k \theta A_i}} R_2 = \pi_{[A_i, A_j]}(R_1 \bowtie_{A_m \theta A_n} R_2).$$

Схема результирующего отношения наследует имена атрибутов отношений R_1 и R_2 , а имя отношения определяется операцией именованя.

Операции, вводимые только в RA^2

Определим еще несколько операций, которых нет в RA.

10. Инверсное деление (/). Пусть заданы отношения $R_1(A, B)$ и $R_2(C, D)$, причем B и C – сравнимы по предикату равенства. Инверсным делением R_1 на R_2 по B и C, обозначаемым $R_1[B/C]R_2$,

называется отношение, состоящее из таких кортежей $r_A \in \pi_A(R_1)$, образы которых $Ir_A(R_1)$ содержатся среди кортежей проекции $\pi_C(R_2)$:

$$R_1[B/C]R_2 = \{r_A \mid r_A \in \pi_A(R_1) \wedge Ir_A(R_1) \subseteq \pi_C(R_2)\}.$$

Отличие инверсного деления от обычного заключается в том, что в первом случае образы содержатся во втором операнде, а во втором случае – содержат второй операнд. В работе [4] доказано, что инверсное деление следующим образом выражается через уже определенные операторы:

$$R_1[B/C]R_2 = \pi_A(R_1) - \pi_A(R_1 \cap \pi_A(R_1) \times (\pi_B(R_1) - \pi_C(R_2))).$$

11. Номинал ($\{\}$). Суть этой операции – построение унарного или бинарного отношения из заданной константы или пары констант. В RA такой операции нет, так как эта алгебра вообще не включает вопросы создания отношений. Мы включили эту операцию для поддержания одноименного конструктора в DL. Кроме того, эта операция не выходит за рамки реализации реляционной модели, так как все реляционные СУБД предоставляют такую возможность.

Пусть заданы константы a и b. Тогда выражения $\{a\}$ и $\{(a, b)\}$ называются номиналами и означают построение унарного (бинарного) отношения, содержащего единственный кортеж – a или (a, b). Схема такого отношения не определена и задается операцией именованя.

В работе [5] были рассмотрены отображения для операций *транзитивного замыкания* (+) и *рефлексивно-транзитивного замыкания* (*), расширяющих стандартный синтаксис логики DL ALC. В ней было сказано, что операция транзитивного замыкания отображается путем выполнения от 1 до n операций композиций над отображением роли, а операция рефлексивно-транзитивного замыкания отображается путем выполнения от 0 до n операций композиций над отображением роли.

В реляционной алгебре таких операций нет, поэтому в чистой RA они невыразимы. Однако, эта проблема решена в реляционных СУБД, поддерживающих рекурсивный SQL, где есть возможность применить транзитивное замыкание. Подробнее об этом можно познакомиться в работе [9]. Учитывая это мы вводим в бинарную реляционную модель данных аналогичную операцию *транзитивного замыкания*.

12. Транзитивное замыкание (+).

Пусть задано бинарное отношение со схемой R(A, B). Обозначим операцию транзитивного замыкания отношения R⁺. Она определяется следующим образом:

$$R^+ = \{r \mid \forall r_1 \forall r_2 \in R (r_1 = (a_1, b_1) \wedge r_2 = (a_2, b_2) \wedge b_1 = a_2 \rightarrow r = (a_1, b_2) \in r\}.$$

Рефлексивно-транзитивное замыкание следующим образом выражается через операции проекции, соединения, транзитивного замыкания и объединения.

$$((\pi_A R(A, B))^{\bowtie}_{A=A} (\pi_A R(A, B))) \cup R^+.$$

Преобразование n-арной реляционной структуры в бинарную

Поскольку классическая RM не ограничивается лишь унарными и бинарными отношениями, то необходимо рассмотреть, что собой представляют в RM² n-арные связи, присутствующие в RM. Суть предлагаемого варианта такого преобразования заключается в следующем.

Во-первых, такое преобразование должно быть эквивалентным по данным. Подразумевается следующее. Совокупность отношений R₁, R₂, ..., R_k является эквивалентной по данным отношению R, если R равно их естественному соединению:

$$R = R_1 * R_2 * \dots * R_k.$$

Во-вторых, согласно теореме Хита [10], если в отношении R(A,B,C), где A,B,C в общем случае могут быть наборами атрибутов, существует функцио-

нальная зависимость A→B, то R = R[A,B]*R[A,C].

В результате, если атрибут A₁ отношения R(A₁, A₂, ..., A_n) является возможным ключом, т. е. он функционально определяет все остальные атрибуты, то R декомпозируемо на следующую совокупность бинарных отношений:

$$R[A_1, A_2], R[A_1, A_3], \dots, R[A_1, A_n],$$

причем

$$R = R[A_1, A_2] * R[A_1, A_3] * \dots * R[A_1, A_n].$$

То есть такая декомпозиция является эквивалентной по данным.

Таким образом, если в отношении существует простой (не составной) возможный ключ, то приведенные выше рассуждения показывают, как можно производить декомпозицию n-арных отношений в совокупность бинарных.

Однако, возможные ключи не обязательно являются простыми, поэтому в общем случае этот подход не приводит к созданию только бинарных отношений. Учитывая это мы воспользуемся идеей атрибутов-заменителей (surrogate), которую высказал родоначальник реляционной модели Э.Ф. Кодд в [8], посвященной расширению семантики реляционной модели. Идея заключается в том, что в каждом отношении вводится специальный атрибут, который не имеет ни какого отношения к моделируемой предметной области, а вводится только для того, чтобы искусственно уникально идентифицировать кортежи отношения, и прежде всего для того, чтобы на него сослаться во внешних ключах. Такому атрибуту придается статус первичного ключа, а действительному первичному ключу отношения приписываются ограничения UNIQUE, NOT NULL.

Идея атрибута-заменителя оказалась настолько плодотворной, что она была включена в SQL введением специального объекта базы данных Sequence, который порождает последовательность чисел, используемых в качестве значений атрибута-заменителя. Таким образом, мы

получаем простой первичный ключ, и проблема декомпозиции отношения на совокупность бинарных отношений решается. Причем, такая декомпозиция, как мы уже отметили, является эквивалентной по данным.

Однако она не является эквивалентной по зависимостям. По крайней мере, теряется информация о реальном первичном ключе, в котором хранится структура функциональных зависимостей нормализованного отношения. Решить этот вопрос можно введением бинарного отношения, которое содержит имя отношения и список атрибутов, входящих в первичный ключ этого отношения. Ключом этого отношения является эта пара атрибутов. Аналогично предлагается поступить для сохранения информации о других возможных ограничениях целостности отношения (UNIQUE, FOREIGN KEY). В итоге, сам факт того, на какие отношения декомпозировано исходное отношение, также представляется отдельным бинарным отношением. Покажем это на примере.

Пусть заданы следующие два отношения:

- **R (A, B, C, D, E)** со следующими ограничениями целостности:

- A, B, C – первичный ключ,
- D, E – уникальный ключ,
- B, C – внешний ключ.

- **S (K, L, M, N, O)** со следующими ограничениями целостности:

- K, L – первичный ключ,
- M – уникальный ключ,
- N, O – внешний ключ.

Вводим в отношения столбцы-заменители Sur:

R (Sur, A, B, C, D, E),

S (Sur, K, L, M, N, O)

и декомпозируем их на бинарные отношения:

R (Sur, A, B, C, D, E) → R1(Sur, A),

R2(Sur, B), R3(Sur, C), R4(Sur, D),

R5(Sur, E).

S (Sur, K, L, M, N, O) → S1(Sur, K),

S2(Sur, L), S3(Sur, M), S4(Sur, N),

S5(Sur, O).

Для сохранения информации о декомпозиции создаем отношение Decomposition.

Decomposition (SRelNm, DRelNm),

где.

- SrelNm – имя декомпозируемого отношения;

- DrelNm – имя отношения-результата декомпозиции.

Первичный ключ – оба атрибута.

Для сохранения информации о первичных ключах создаем отношение PrimaryKey.

PrimaryKey (SRelNm, PrKeyNm),

где

- SRelNm – имя исходного отношения;

- PrKeyNm – имя атрибута, входящего в состав первичного ключа.

Первичный ключ – оба атрибута.

Для сохранения информации о уникальных ключах создаем отношение UniqueKey.

UniqueKey (SRelNm, UnKeyNm),

где:

- SRelNm – имя исходного отношения;

- UnKeyNm – имя атрибута, входящего в состав уникального ключа.

Первичный ключ – оба атрибута.

Для сохранения информации о внешних ключах создаем отношение ForeignKey.

ForeignKey (SRelNm, FrKeyNm),

где.

- SRelNm – имя исходного отношения;

- FrKeyNm – имя атрибута, входящего в состав внешнего ключа.

Первичный ключ – оба атрибута.

Как выглядят эти отношения для нашего примера можно увидеть в таблице.

Decomposition		PrimaryKey		UniqueKey		ForeignKey	
SRelNm	DRelNm	SRelNm	PrKeyNm	SRelNm	UnKeyNm	SRelNm	FrKeyNm
R	R1	R	A	R	D	R	B
R	R2	R	B	R	E	R	C
R	R3	R	C	S	M	S	N
R	R4	S	K			S	O
R	R5	S	L				
S	S1						
S	S2						
S	S3						
S	S4						
S	S5						

Выводы

В данной публикации мы дали определение и развернутое описание бинарной реляционной модели данных. Оно охватывает определение бинарной реляционной структуры данных, бинарной реляционной алгебры и её операций, а также ограничений целостности. Помимо этого, в статье рассматривается вариант преобразования n-арных отношений в бинарные. Основная цель полученных результатов заключается в том, чтобы можно было установить отображение между дескриптивной логикой и реляционной моделью данных.

Среди открытых вопросов остаются:

- отображение операций RA в конструкторы дескриптивной логики;
- представление операций RA для n-арных отношений в RA^2 ;
- отображение n-арных расширенных дескриптивной логики в RM^2 .

1. Чистякова И.С. Онтолого-ориентированная интеграция данных в семантическом вебе. *Проблемы програмування*. 2014. № 2–3. С. 188–196.

2. Серебряков В.А. (2012) Семантическая интеграция данных [Электронный ресурс]. Режим доступа: <http://sp.cmc.msu.ru/proseminar/2012/serebryakov.2012.04.20.pdf>, свободный. Загл. с экрана. Яз. рус.

3. Ziegler P., Dittrich K.R. Data Integration – Problems, Approaches, and Perspectives. *Conceptual Modelling in Information Systems Engineering*. 2007. P. 39–58.

4. Резниченко В.А., Чистякова И.С. Отображение дескриптивной логики ALC в бинарную реляционную структуру данных. *Проблемы програмування*. 2015. № 4. С. 13–30.

5. Резниченко В.А., Чистякова И.С. Интеграция семейства расширенных дескриптивных логик с реляционной моделью данных. *Проблемы програмування*. 2016. № 2-3. С. 38–47.

6. Чистякова И.С. Интеграция логик с операциями над ролями с реляционной моделью данных. *Проблемы програмування*. 2016. № 4. С. 58–65.

7. Чистякова И.С. Интеграция аксиоматики дескриптивных логик с реляционной моделью данных. *Проблемы програмування*. 2017. № 1. С. 51 – 58.

8. Codd E.F. Extending the database relational model to capture more meaning. *ACM Transactions on Database Systems (TODS)*. 1979. № 4(4). P. 397–434.

9. Резниченко В.А. Рекурсивный SQL. Инженерия программного обеспечения. 2010. Т. 4, № 4. С. 63–81.

10. Heath I.J. (1971) Unacceptable file operations in a relational data base. *SIGFIDET '71*. 1971. P. 19–33.

References

1. CHYSTIAKOVA I.S. (2014). Ontology-oriented data integration on the Semantic Web Problems in programming. N 2–3, P.188–196.
2. SEREBRYAKOV V.A. (2012). Semantic data integration. <http://sp.cmc.msu.ru/proseminar/2012/serebryakov.2012.04.20.pdf>.
3. ZIEGLEE P., DITTRICH K.R. Data Integration – Problems, Approaches, and Perspectives. In: Conceptual Modelling in Information Systems Engineering, P. 39–58. Springer, Heidelberg (2007).
4. REZNIChENKO V.A., CHYSTIAKOVA I.S. (2015). Mapping of the Description Logics ALC into the Binary Relational Data Structure. Problems in programming. N 4. P. 13–30.
5. REZNIChENKO V.A., CHYSTIAKOVA I.S. (2016). Integration of the family of extended description logics with relational data model. Problems in programming. N 2–3, P. 38–47.
6. CHYSTIAKOVA I.S. (2016). Integration of the description logics with extensions into relational data model. Problems in programming. N 4. P. 58–65.
7. CHYSTIAKOVA I.S. (2017). Integration of the description logics axiomatic into relational data model. Problems in programming. N 1. P. 51–58.
8. CODD E.F. Extending the database relational model to capture more meaning. ACM Transactions on Database Systems (TODS). Vol. 4, Issue 4, Dec. 1979. P. 397–434.
9. REZNIChENKO V.A (2010). Recursive SQL. Software Engineering. Vol. 4, N 4. P. 63–81.
10. HEATH I.J. (1971). "Unacceptable file operations in a relational data base". Proceedings of the 1971 ACM SIGFIDET (now SIGMOD) Workshop on Data Description, Access and Control - SIGFIDET '71. P. 19–33. doi:10.1145/1734714.1734717

Получено 09.03.2017

Об авторах:

Чистякова Инна Сергеевна,
младший научный сотрудник.
Количество научных публикаций в
украинских изданиях – 8.
orcid.org/0000-0001-7946-3611,

Резниченко Валерий Анатольевич,
кандидат физико-математических наук,
старший научный сотрудник.
Количество научных публикаций в
украинских изданиях – 58.
Количество научных публикаций в
зарубежных изданиях – 3.
orcid.org/0000-0002-4451-8931.

Место работы авторов:

Институт программных систем
НАН Украины,
03187, г. Киев,
проспект Академика Глушкова, 40.
Тел.: +38(044)526 5139; +38(044)526 6249.
E-mail: vreznichenko_47@mail.ru,
inna_islyamova@ukr.net.