РЕЛЯЦИОННАЯ МОДЕЛЬ ДАННЫХ КАК ОСНОВА ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЛОГИЧЕСКИХ ЗАДАЧ

Курганский Виктор Иванович,
к.ф.-м.н., доцент,
ФГБОУ ВПО Иркутский государственный университет
krg@irk.ru

Аннотация. *Разработан реляционный метод диалогового решения логических задач. Доказано, что дедуктивная мощность метода не уступает классическим техникам логического вывода.*

Ключевые слова: *Реляционная гипотеза, реляционное исчисление высказываний, реляционная модель данных, секвенция, теоремы Кодда.*

THE RELATIONAL DATA MODEL AS A BASE OF LOGICAL PROBLEMS SOLVING

V. Kurgansky,
postgraduate student.
National research nuclear university "MEPhI"

Abstract. *The relational method for dialog solving logical problems is developed. The power of the deductive method is not inferior to the classical techniques of logical inference is proved.*

Keywords**:** *relational hypothesis, relational calculus proposition, relational data model, sequence, Codd's theorems.*

Введение

Реляционная модель данных (РМД) разработана Э.Коддом в начале 70-х прошлого столетия. Реляционная алгебра [1, 2] с незначительными модификациями дошла до наших дней в виде семейства языков реляционных запросов SQL [3].

Наиболее известной попыткой применения РМД для решения логических задач является проект DATALOG [4]. Основные решения проекта представляют собой синтез возможностей РМД по хранению и манипулированию данными и методов автоматического доказательства теорем. В работе [5] отмечено, что выполнение реляционного запроса есть акт логического вывода. В целом же эта работа посвящена исследованию выразительной мощности ряда логик в сравнении с языком реляционных запросов SQL.

В настоящей работе исследуется гипотеза о том, что РМД является основой универсальных инструментов диалогового решения логических задач [6]. Один из центральных тезисов гипотезы – возможность представления формул и секвенций в виде реляционных таблиц. Предполагается, что это представление в большей мере ориентировано на человека по сравнению с их традиционным текстовым представлением.

Тезис о представлении логических формул матрицами составляет одно из центральных положений алгебры кортежей [7]. Предлагаемый в настоящей работе подход представляется более предпочтительным в силу более высокой технологической развитости РМД и устоявшихся традиций ее применения.

При оценке тезиса о возможности решения логических задач применением штатных механизмов и средств РМД особую важность приобретает вопрос о дедуктивной мощности РМД в сравнении с классическими подходами к решению логических задач. Для ответа на этот вопрос (см. п.2) в п. 1 построено реляционное исчисление высказываний (РИВ). РИВ является адаптацией классического исчисления высказываний [8], учитывающей особенности организации и обработки данных в РМД.

В п. 3 рассматриваются примеры реляционного решения нескольких логических задач.

1. Реляционное исчисление высказываний

РИВ представляет собой адаптацию классического исчисления высказываний к особенностям РМД. Эти особенности заключаются в том, что все обрабатываемые данные в РМД организованы в таблицы (отношения). Графы таблиц именованы и называются полями. Поля типизированы. Значения полей при обработке считаются неразложимыми. Таблица рассматривается как множество комплектов значений полей. На рис.1 приведен пример двух отношений (реляционных таблиц) $T1$ и $T2$ с полями $F1$, $F2$, FG и $F3$, $F4$ соответственно.

Основное действие в РМД заключается в построении таблицы T_0 из таблиц $T_1,...,T_n$. Правила построения задаются алгебраическим выражением (реляционным термом). В этом выражении кроме операций реляционной алгебры и реляционных таблиц могут использоваться формулы РИВ, задаваться правила вычислительной обработки полей входных таблиц (полевые термы) и правила формирования строк новой таблицы из вычисленных значений.

$$T1 = \begin{vmatrix} F1 & F2 & FG \\ 1 & 2 & G1 \\ 3 & 4 & G2 \\ 7 & 8 & G2 \end{vmatrix} \quad T2 = \begin{vmatrix} F3 & F4 \\ 1 & 2 \\ 3 & 4 \end{vmatrix}$$

Рис. 1. Реляционные таблицы T1 и T2 с полями F1, F2, FG, F3 и F4

Язык РИВ должен обеспечивать описание следующих объектов: полевых термов, формул, реляционных термов, а также аксиом, секвенций и вывода теорем из заданного набора аксиом.

Рассмотрим эти объекты более подробно и формально.

Индуктивное определение полевого терма. *Базис индукции*. Поле и постоянное значение полевого терма – это полевой терм.

Индуктивный переход. Если f – n-местный полевой функциональный символ, а $t_1,...,t_n$ – полевые термы, то $f\left(t_1,...,t_n\right)$ – полевой терм. В соответствии с особенностями SQL [3] для одноместных функциональных символов будем использовать бесскобочную префиксную форму записи (например, $-t$), а для бинарных функциональных символов – традиционную инфиксную форму (например, $a+b$). Набор полевых функциональных символов фиксирован.

Других полевых термов нет.

Индуктивное определение формулы. *Базис индукции*. Если θ – n-местный предикатный символ, а – полевые термы, то $\theta\left(t_1,...,t_n\right)$ – формула. Как и выше, для двуместных предикатных символов будем использовать традиционную инфиксную форму записи, например $a<b$.

Индуктивный переход. Если F_1 и F_2 – формулы, то Not F_1, F_1 And F_2, F_1 *Or* F_2, F_1 Imp F_2, F_1 Eqv F_2 – формулы[1].

Других формул нет.

Так как реляционные термы при решении логических задач рассматриваются как формулы, то одновременно с определением реляционного терма будем строить его представление в виде формулы.

Рассмотрим представление реляционной таблицы формулой.

Пусть $T = \begin{pmatrix} \alpha_1^1,...,\alpha_1^k \\ ... \\ \alpha_n^1,...,\alpha_n^k \end{pmatrix}$ – реляционная таблица с полями $f_1,...,f_k$.

Формулу $\mathrm{H}\left(T\right) = \vee_{i=1}^{n}\left(\wedge_{j=1}^{k} f_k = \alpha_i^j\right)$ будем считать формульным представлением реляционной таблицы T. Отметим, что формула $\mathrm{H}\left(T\right)$ – индикатор принадлежности комплекта значений $\left\langle\beta_1,...,\beta_k\right\rangle$ множеству строк таблицы T. Формулы такого вида назовем дизъюнктивной нормальной формой с равенствами (ДНФР).

Индуктивное определение реляционного терма и его представление в виде формулы. *Базис индукции*. Реляционная таблица T – это реляционный терм, а $\mathrm{H}\left(T\right)$ – его представление в виде формулы. *Индуктивный переход*.

Пусть Q_1 – реляционный терм, $\mathrm{H}\left(Q_1\right)$ – его представление в виде формулы, $e_1,...,e_k$ – комплект полевых термов, а $f_1,...,f_k$ – комплект полей. Тогда $Q_1\left[e_1\ f_1,...,e_1\ f_k\right]$ [2] – реляционный терм, а

[1] Символы Not, And, Or, Imp, Eqv обозначают логические связки $\neg, \wedge, \vee, \rightarrow, \equiv$

[2] Реляционная операция проецирования имеет два аргумента – входную реляционную таблицу и кортеж, составленный

$\mathrm{H}(Q_1)$ And $f_1 = e_1$ And ... And $f_k = e_k$ – его представление в виде формулы.

Пусть Q_1 и Q_2 – реляционные термы, а $\mathrm{H}(Q_1)$ и $\mathrm{H}(Q_2)$ их представления в виде формул. Тогда $Q_1 \cup Q_2$, $Q_1 \setminus Q_2$, $Q_1 \cap Q_2$[3], $Q_1 \times Q_2$[4] – также реляционные термы, а формулы $\mathrm{H}(Q_1)$ Or $\mathrm{H}(Q_2)$, $\mathrm{H}(Q_1)$ And Not $\mathrm{H}(Q_2)$, $\mathrm{H}(Q_1)$ And $\mathrm{H}(Q_2)$, $\mathrm{H}(Q_1)$ And $\mathrm{H}(Q_2)$ – их представления в виде формул.

Пусть Q_1 – реляционный терм, $\mathrm{H}(Q_1)$ – его представление в виде формулы, а F – формула, тогда $Q_1[F]$[5] – реляционный терм, а $\mathrm{H}(Q_1)$ And F – его представление в виде формулы.

Других реляционных термов нет.

Понятия аксиомы, секвенции, теоремы и вывода в РИВ совпадают с аналогичными понятиями классического исчисления высказываний [8].

из пар $\langle \text{полевой\_терм} \;\; \text{имя\_поля} \rangle$. Имя поля указывает на поле новой таблицы, которая будет вычислена операцией проецирования. Выполнение операции заключается в построении из каждого кортежа входной таблицы (или группы кортежей) одного кортежа выходной таблицы. В кортежи выходной таблицы включаются значения только тех полей, которые заданы параметром операции проецирования. Значения этих полей строятся вычислением полевых термов, предшествующих именам полей. Для таблиц на рис. 1 $T2 = T1\left[Count(F1;FG) \;\; F3, \;\; Min(F2;FG) \;\; F4\right]$, где FG – поле группировки.

[3] Реляционные *теоретико-множественные операции* для таблиц, составленных из однотипных кортежей, задаются традиционным образом. Например, для реляционных таблиц $T1, T2$ на рис. 1

$$T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4] \cup T2 = T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4],$$

$$T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4] \cap T2 = T2, \text{ а}$$

$$T2 \setminus T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4] = \varnothing.$$

[4] Каждый кортеж реляционной таблицы $T = T_1 \times T_2$ – это пара кортежей, выбранных из таблиц T_1 и T_2.

[5] Реляционная операция *ограничения* имеет два аргумента – входную реляционную таблицу и формулу. Выполнение этой операции сводится к построению новой реляционной таблицы. Все кортежи этой таблицы принадлежат входной таблице, а значения их полей доставляют формуле значение *True*. Например, $T1[F1 = F2] = \varnothing$, где T_1 – входная таблица, а $F1 = F2$ – формула.

2. Дедуктивные свойства реляционной модели данных

Рассмотрим формулу РИВ $F(f_1,...,f_k)$, где $f_1,...,f_k$ – поля, от которых зависит формула. Выделим в этой формуле атомарные формулы $A_1,...,A_l$, построенные из предикатных символов и полевых термов в соответствии с пунктом базиса индукции индуктивного определения формулы. Обозначим $D_1,...,D_k$ домены, из которых выбираются значения полей $f_1,...,f_k$.

Определение 1. Интерпретацию $\mathrm{I}(F,\Delta): F \to \Delta$ формулы $F(f_1,...,f_k)$ во множество $\Delta : D_1 \times ... \times D_k$ зададим как результат выполнения реляционного терма $(D_1 \times ... \times D_k)[F]$. Интерпретацию $\mathrm{I}(F,\Delta)$ назовем невырожденной, если ни один из доменов $D_1,...,D_k$ не пуст и таблица, порожденная выполнением реляционного терма $T_i : (D_1 \times ... \times D_k)[A_i]$, не пуста для любой из атомарных формул $A_1,...,A_l$.

Предложение 1. Для всякой формулы РИВ $F(f_1,...,f_k)$ и ее невырожденной интерпретации $\mathrm{I}(F,\Delta)$ существует эквивалентная ей формула РИВ в виде ДНФР.

Доказательство. Построим и выполним реляционный терм $(D_1 \times ... \times D_k)[F]$. Обозначим порожденную в результате его выполнения таблицу T и построим ее ДНФР $\mathrm{H}(T)$. Построим для каждой из таблиц $T_1,...,T_l$ ДНФР $H(T_1),...,H(T_l)$. В силу того, что интерпретация $\mathrm{I}(F,\Delta)$ не вырождена, ни одна из формул $H(T_1),...,H(T_l)$ непротиворечива. По построению $A_1 \equiv H(T_1),...,A_l \equiv H(T_l)$. Заменим в формуле F каждую из атомарных формул $A_1,...,A_l$ ее ДНФР. Преобразуем новую формулу к ДНФ. Обозначим ее D_F. Формулы $F(f_1,...,f_k)$ и D_F эквивалентны. По определению реляционной операции ограничения и построению ДНФР формулы РИВ $\mathrm{H}(T)$ имеет место соотношение $D_F \equiv H(T)$.

Следствие. Для всякого реляционного терма Q и порожденной его выполнением реляционной таблицы T имеет место соотношение $H(Q) \equiv H(T)$.

Таким образом, секвенции вида $H(Q) \mapsto H(T)$ доказуемы. Такие секвенции названы *теоремами Кодда*.

Оценим теперь дедуктивную мощность реляционной модели данных. Пусть $\Phi_1,...,\Phi_n \mapsto \Phi_0$ – доказуемая секвенция РИВ, Q – реляционный терм, а T – порожденная его выполнением реляционная таблица.

Определение 2. Секвенция $H(Q) \mapsto H(T)$ мажорирует секвенцию $\Phi_1,...,\Phi_n \mapsto \Phi_0$, если имеет место теорема $\Phi_1,...,\Phi_n \mapsto H(Q)$ и $H(T) \equiv \Phi_0$.

Предложение 2. Для всякой доказуемой секвенции S РИВ, имеющей невырожденную интерпретацию, существует мажорирующая ее теорема Кодда.

Доказательство. Выполним индуктивно по длине последовательности вывода секвенции $S : \Phi_1,...,\Phi_n \mapsto \Phi_0$. Под последовательностью вывода понимается последовательность секвенций $S_0,...,S_i,...,S$ такая, что всякий ее элемент S_i – либо аксиома, либо теорема, полученная из элементов $S_0,...,S_{i-1}$ применением одного из 12 правил вывода РИВ.

Базис индукции. Для всякой аксиомы вида $F(f_1,...,f_k) \mapsto F(f_1,...,f_k)$ построим реляционный терм $Q : (D_1 \times ... \times D_k)[F]$. Секвенция $H(Q) \mapsto H(T)$, где T – реляционная таблица, порожденная выполнением Q, мажорирует аксиому $F(f_1,...,f_k) \mapsto F(f_1,...,f_k)$.

Индуктивный переход. Каждое из правил вывода РИВ представляет собой комплект секвенций $\dfrac{S_1^R,...,S_m^R}{S_i}$. Покажем, что для секвенции S_i, доказанной применением данного правила вывода, существует мажорирующая ее теорема Кодда T_0 при условии, что существуют мажоранты $\mathrm{T}_1,...,\mathrm{T}_m$ как для секвенций $S_1^R,...,S_m^R$, так и для всех теорем, доказанных до момента осуществления данного шага вывода.

Рассмотрим правило включения конъюнкции $\dfrac{\Gamma \mapsto \Phi; \Gamma \mapsto \Psi}{\Gamma \mapsto \Phi \text{ And } \Psi}$. Обозначим через $\mathrm{H}(Q_1)$ и $\mathrm{H}(Q_2)$ посылки мажорант первой и второй секвенций правила. Мажоранты имеют вид $H(Q_1) \mapsto \Phi$ и $H(Q_2) \mapsto \Psi$. Посылку мажоранты доказанной секвенции составит одна из формул $H(Q_1 \cap Q_2)$ или $H(Q_1 \times Q_2)$, где $\cap$ – реляционная операция пересечения, а $\times$ – реляционное декартово произведение. Выбор одной из этих реляционных операций определяется совпадением или не совпадением состава полей реляционных таблиц, порождаемых термами Q_1 и Q_2. Мажоранта доказанной секвенции имеет вид $H(Q_1 \cap Q_2) \mapsto \Phi \text{ And } \Psi$ или $H(Q_1 \times Q_2) \mapsto \Phi \text{ And } \Psi$.

Аналогичным образом доказывается существование мажорант для секвенций, выводимых применением других правил вывода РИВ [8, с.26].

Рассмотрим теперь условия, при которых выводы, полученные рассуждениями на примерах реляционных таблиц, могут быть распространены на общий случай.

Обратимся к примеру. Выполнение реляционного терма $T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4] \cup T2$, где $T1, T2$ – реляционные таблицы на рис. 1, приведет к порождению реляционной таблицы $T3$. Причем $H(T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4]) \equiv H(T3)$.

Возникает вопрос: справедливо ли это соотношение в общем случае, или оно имеет место для данного примера и некоторых других примеров таблиц $T1, T2$.

В теореме Венна сформулированы условия, при которых выводы о булевых равенствах, полученные рассуждениями на примерах, могут быть распространены на общий случай. Приведем ее [9, 10].

*Определение***.** *Составляющие системы множеств* $\{X_1,...,X_n\}$ задаются следующим индуктивным определением. *Базис*. Составляющие $\{X_1\}$ суть X_1 и $\neg X_1$. *Шаг*. Если S – составляющая $\{X_1,...,X_{n-1}\}$, то $S \cap X_n$ и $S \cap \neg X_n$ – составляющие $\{X_1,...,X_n\}$.

Система множеств *независима*, если все её составляющие не пусты.

Теорема Венна [9,10]**.** Если булево равенство выполнено для некоторой независимой системы множеств, то оно выполнено для любой системы множеств.

Приведем алгоритм построения для заданного реляционного терма системы множеств, независимость которой является основанием обобщения результатов решения логической задачи, полученного выполнением указанного терма. Назовем эту систему множеств дедуктивной характеристикой (ДХ) реляционного терма.

Рассмотрим реляционный терм $Q(T_1,...,T_n; \Phi_1,...,\Phi_m)$, где $T_1,...,T_n$ – реляционные таблицы, а $\Phi_1,...,\Phi_m$ – формулы РИВ. Обозначим $\Delta : D_1 \times ... \times D_k$ область интерпретации представления терма Q формулой РИВ $H(Q)$. Ведем понятие параметра реляционного терма. Под параметром π будем понимать формулу РИВ, применением которой в составе реляционного терма $\Delta[\pi]$ будет построено одно из множеств ДХ реляционного терма. Выделим все параметры реляционного терма Q:

1. Если $m = 0$ то параметрами реляционного терма являются формулы $H(T_1),...,H(T_n)$.
2. Если $m > 0$, то для формул $\Phi_1,...,\Phi_m$ строится множество всех атомарных формул $A = \{A_1,...,A_k\}$, имеющихся в хотя бы одной из формул $\Phi_1,...,\Phi_m$. Если во множестве $A = \{A_1,...,A_k\}$имеются пары формул A_i, A_j такие, что $A_i \equiv \neg A_j, i \neq j$, то одну из таких формул – A_i или A_j из множества A исключим. Элементы множества A будем считать параметрами терма Q.
3. Проверим доказуемость секвенций $\pi \mapsto H(T_i), i = 1,...,n$. Формулу $H(T_i)$ будем считать параметром терма Q, если не существует параметра $\pi \in A$ такого, что секвенция $\pi \mapsto H(T_i)$ – теорема.

Множества построенной таким образом системы являются подмножествами строк реляционной таблицы Δ.

Распространим понятие ДХ с отдельного реляционного терма Q_i на их комплект $\Omega = \{Q_1,...,Q_n\}$.

Зададим $\Delta : D_1 \times ... \times D_k$ общую область интерпретации для представления каждой из формул $H(Q_1),...,H(Q_n)$. Домены $D_1 \times ... \times D_k$ – множества возможных значений полей, от которых зависят интерпретируемые формулы.

Обозначим $\Pi(\Omega), \Pi(Q_1),...,\Pi(Q_n)$ – множества параметров комплекта реляционных термов Ω и реляционных термов $Q_1,...,Q_n$. Положим $\Pi(\Omega) = \Pi(Q_1) \cup ... \cup \Pi(Q_n)$.

ДХ комплекта реляционных термов Ω составляют подмножества строк реляционной таблицы Δ, полученные выполнением реляционных термов вида $\Delta[\pi]$, для всех $\pi \in \Pi(\Omega)$.

В приведенном выше примере тождество $H(T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4]) \equiv H(T3)$ в общем случае не справедливо, так как ДХ комплекта из двух реляционных термов $H(T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4])$ и $T1[F1 \quad F3, F2 \quad F4] \cup T2$ не удовлетворяет требованию независимости.

ДХ реляционных термов могут использоваться при решении логических задач, связанных с доказательством секвенций РИВ вида $H(Q_1),...,H(Q_n) \mapsto H(Q_0)$, где $Q_1,...,Q_n,Q_0$ – реляционные термы. Назовем такие секвенции реляционными гипотезами. Доказательство гипотез может быть осуществлено непосредственной проверкой теоретико-множественного соотношения о доказуемости секвенции в данной теоретико-множественной интерпретации [8, с. 43-44], построением ДХ комплекта реляционных термов $Q_1,...,Q_n,Q_0$ с последующим контролем ее независимости.

Упомянутое теоретико-множественное соотношение о доказуемости секвенции в данной теоретико-множественной интерпретации в наших обозначениях имеет следующий вид: $I(H(Q_1)) \cap ... \cap I(H(Q_2)) \subseteq I(H(Q_0))$.

3. Примеры реляционного решения логических задач

Логические задачи могут быть решены построением и выполнением реляционных термов, если их условия представимы в виде реляционных таблиц и реляционных термов. Результаты решения таких задач могут быть извлечены из реляционных таблиц, полученных выполнением реляционных термов, либо диагностированием доказуемости или недоказуемости реляционных гипотез.

Рассмотрим пример решения одной из задач с помощью экспериментального образца информационно-логической среды (ИЛС) для реляционного решения логических задач.

Задача об узнике [7]:

- Узнику был предложен выбор из трех комнат, в одной из которых находилась принцесса, в другой тигр, а третья была пуста.
- Надпись на двери комнаты, где находилась принцесса, была истинной, на двери комнаты, где находился тигр – ложной, а надпись на двери пустой комнаты могла быть истинной или ложной.
- Надписи были такими: комната 1 – «Комната 3 пуста»; комната 2 – «Тигр сидит в комнате 1»; комната 3 – «Эта комната пуста».

Создадим три реляционные таблицы К1, К2 и К3, каждая из которых содержит одно строковое поле – К1, К2 и К3 соответственно и три строки. Значения полей – цепочки символов «Принцесса», «Пусто» и «Тигр» (рис.2).

Запишем часть условий задачи в виде формул РИВ: Так, условия в виде подсказок на дверях комнат имеют вид:

- ПК1: (К1_К1 = ПРИНЦЕССА IMP К3_К3 = ПУСТО) AND (К1_К1 = ТИГР IMP К3_К3 <> ПУСТО) AND (К1_К1 = ПУСТО IMP true)

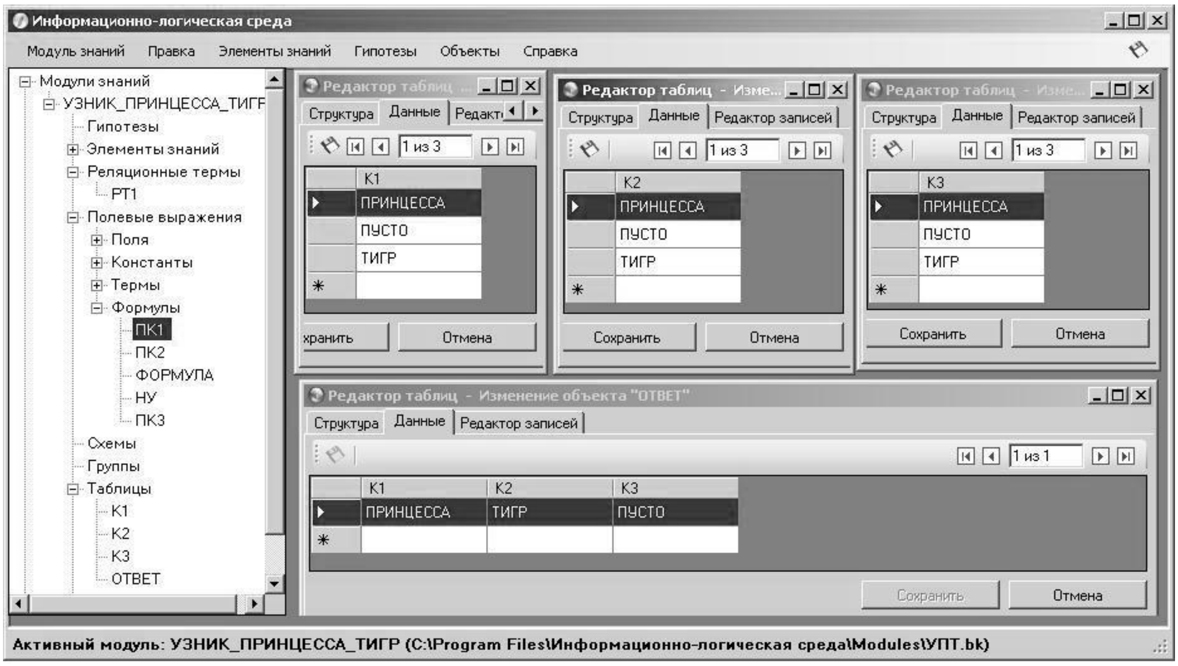

Рис.2. Исходные данные и ответ на вопрос задачи об узнике

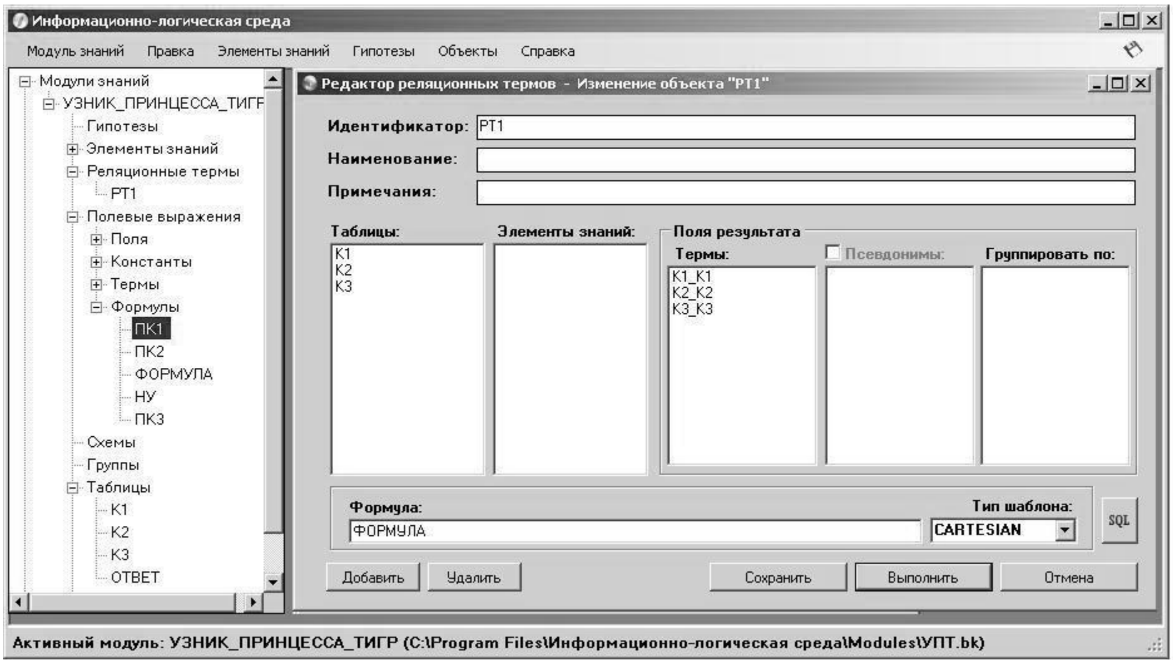

Рис.3. Визуальное представление реляционного терма

- ПК2: (К2_К2 = ПРИНЦЕССА IMP К1_К1 = ТИГР) AND (К2_К2 = ТИГР IMP К1_К1 <> ТИГР) AND (К2_К2 = ПУСТО IMP true)
- ПК3: (К3_К3 = ПРИНЦЕССА IMP К3_К3 = ПУСТО) AND (К3_К3 = ТИГР IMP К3_К3 <> ПУСТО) AND (К3_К3 = ПУСТО IMP true)

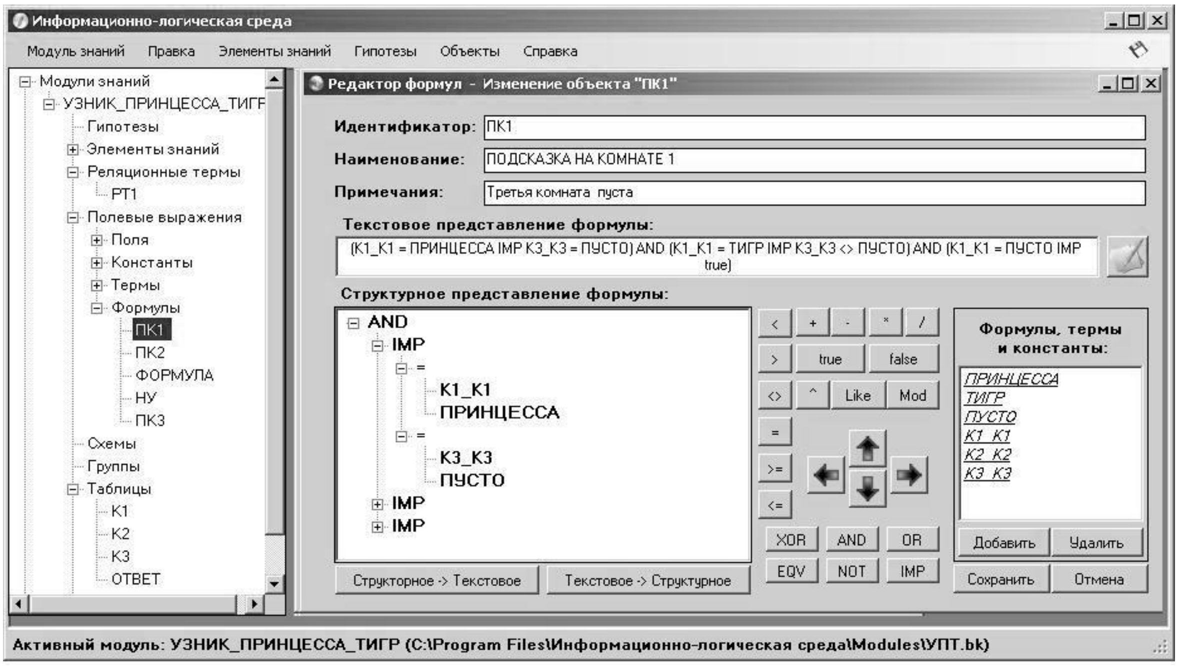

Рис.4. Пример визуального представления формулы РИВ

Условие первого пункта словесной формулировки задачи в виде формулы РИВ выглядит следующим образом:

НПК: К1_К1 <> К2_К2 AND К1_К1 <> К3_К3 AND К2_К2 <> К3_К3

Обозначим идентификатором ФОРМУЛА формулу РИВ

ФОРМУЛА: ПК1 And ПК2 And ПК3 And НПК

Выполнение реляционного терма К1×К2×К3[ФОРМУЛА] (рис.3) порождает реляционную таблицу (рис.2), которая содержит ответ на вопрос задачи. Время, затраченное на формальную реляционную запись задачи и ее решение, составило несколько минут. Столь незначительные временные затраты объясняются применением визуальных средств редактирования объектов РИВ (рис.2-4), создаваемых при решении задачи.

Отметим, что реляционное решение рассмотренной задачи в 3 раза экономичней ее решения средствами классического исчисления высказываний [8] и алгебры кортежей [7]. Реляционное решение было получено построением одной теоремы Кодда. При ее решении в классическом исчислении высказываний нужно строить и доказывать или опровергать три секвенции исходя из трех предположений о том, что принцесса находится в первой, второй или третьей комнатах. Аналогичная ситуация имеет место и при применении алгебры кортежей [7].

При испытаниях экспериментального образца ИЛС были решены и другие задачи. В их числе:

- Задача о девицах П.С.Порецкого [11].
- Задача расстановки 8 ферзей на 64-клеточной доске [12].
- Логическая задача Эйнштейна [13].
- Антитрестовская задача [7].

Все задачи были решены за приемлемое время, сопоставимое со временем создания базы знаний по их условиям для системы логического программирования ПРОЛОГ. Процесс решения задач нагляден.

Задача о девицах была решена опровержением реляционной гипотезы о несовместности условий задачи с последующей ее корректировкой и доказательством.

Ход решения и результаты решения задачи расстановки 8 ферзей сопровождаются конструированием и демонстрацией шахматных позиций и их фрагментов (рис. 5). Результаты решения представлены 92 допустимыми шахматными позициями с 8 ферзями на доске.

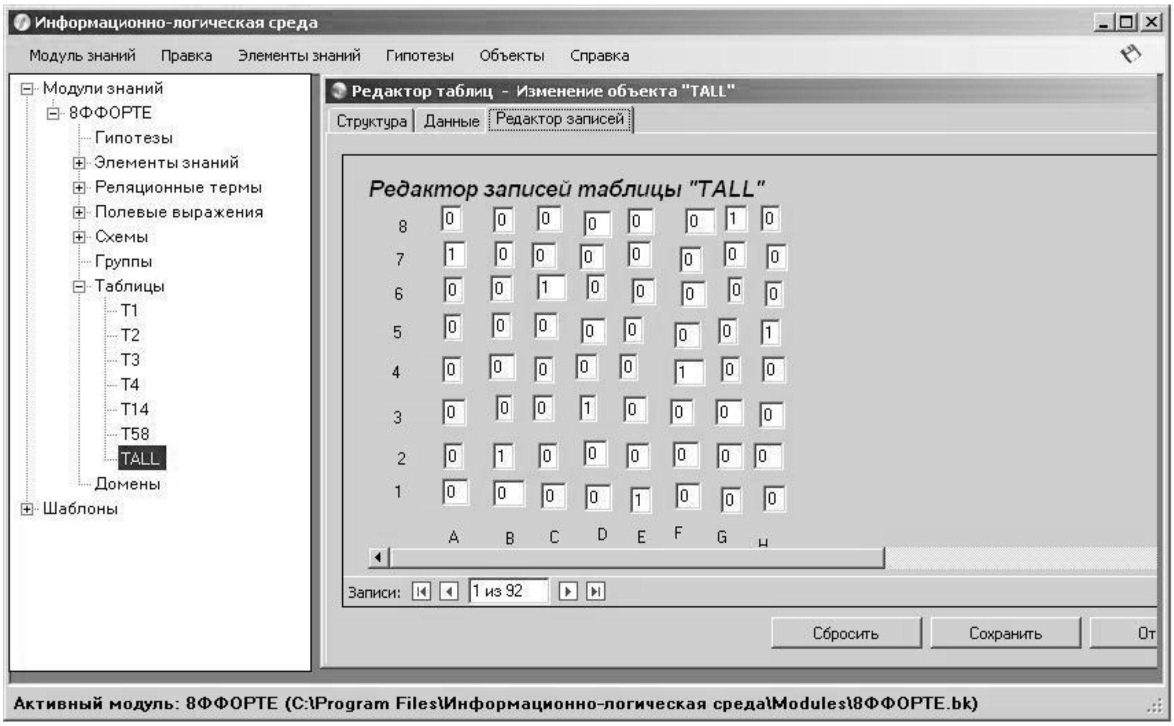

Рис.5. Результаты решения задачи о 8 ферзях в виде реляционной таблицы

Результаты решения логической задачи Эйнштейна наряду с известным ответом (например, [13]) содержат не один, а три возможных ответа на вопрос задачи.

Решение антитрестовской задачи представляет собой вариацию решения известной задачи построения транзитивного замыкания для бинарного отношения [14]. Решение получено конструированием и выполнением макроса. Макрос обеспечивает циклическое исполнение последовательности из двух реляционных термов до тех пор, пока транзитивное замыкание не будет построено.

Заключение

Разработанная математическая теория реляционного решения логических задач и экспериментальный образец ИЛС[6] демонстрируют возможность *строгого, точного и наглядного* автоматизированного решения логических задач в различных областях человеческой деятельности – развлекательной, образовательной, организационно-экономической, научно-технической и др.

РМД обеспечивает представление логических объектов в виде реляционных таблиц. Это представление ориентировано на человека в большей степени по сравнению с их традиционным текстовым представлением. По дедуктивной мощности РМД не уступает РИВ – аналогу классического исчисления высказываний.

Средства реляционной обработки данных широко распространены и популярны. Для решения практически значимых задач могут быть использованы существующие реляционные и квазиреляционные базы данных коллективного пользования.

[6] Программное обеспечение экспериментального образца ИЛС разработано студентом Института математики, экономики и информатики Иркутского государственного университета Кочетковым И.М.

Список литературы

1. Codd E.F. Relational completeness of data base sublanguages. IBM Research Laboratory, San Jose, California. KO 987 (#170041), March 6, 1972, Computer Sciences.
2. Кузин Л.Т. Основы кибернетики. Т. 1. Математические основы кибернетики: Учеб. Пособие для ВУЗов. – 2-е изд.; перераб. и. доп. – М.: Энергоатомиздат, 1994. – 576 с.
3. С.Д. Кузнецов. Введение в стандарты языка баз данных SQL. http://www.interface.ru/fset.asp?Url=/misc/sql/cont.htm.
4. R. Ramakrishnan and J. Ullman A survey of research on deductive database systems, 1993. http://www.iai.uni-bonn.de/III//lehre/
5. vorlesungen/DeduktiveDatenbanken/SS06 /Downloads/RU93.pdf
6. Тайцлин М.А. Сравнение выразительной силы для некоторых языков запросов для баз данных. // Труды математического института им. В.А.Стеклова. – 2011. – Т.274. – С.297-313.
7. Бычков И.В., Курганский В.И. О реляционном решении прикладных логических задач// Винеровские чтения/ Труды IV Всероссийской конференции. Часть I. – Иркутск: 2011. – С. 54-62.
8. Кулик Б.А., Зуенко А.А., Фридман А.Я. Алгебраический подход к интеллектуальной обработке данных и знаний. – С.Петербург: Издательство Политехнического университета. 2010 – 236 с.
9. Ершов Ю.Л., Палютин Л.А. Математическая логика. – 2-е изд., испр. и доп. М.: Наука, 1987. – 336 с.
10. Venn J. Symbolic Logic. – London: Macmillan And Co., 1881. – 446 p.
11. Непейвода Н.Н. Прикладная логика. – 2-е изд., испр. и доп. – Новосибирск, изд-во Новосиб. ун-та, 2000. – 521 с.
12. Порецкий П.С. О способах решения логических равенств и обратном способе математической логики. // Собрание протоколов заседаний секции физико-математических наук общества естествоиспытателей при Казанском университете, т. 2, Каз., 1884.
13. Братко И. Программирование на языке Пролог для искусственного интеллекта. М.:Мир, 1990. – 560 с.
14. Ответ на загадку Эйнштейна. – http://testsbox.ru/articles/riddles/fish/
15. Мейер Д. Теория реляционных баз данных. – М.: Мир. 1987. – 608 с.