УДК 004.832.3

ВЫВОД СЛЕДСТВИЙ С ПОСТРОЕНИЕМ СХЕМЫ ВЫВОДА ИЗ НОВЫХ ФАКТОВ ПРИ НЕ ПОЛНОСТЬЮ ОПРЕДЕЛЕННОЙ БАЗЕ ЗНАНИЙ

Симонов А.И., Страбыкин Д.А.

ФГБОУ ВО «Вятский государственный университет», Киров, e-mail: asimonov215@gmail.com

В статье предложен метод вывода следствий с формированием описания схемы вывода (ориентированного графа) в исчислении предикатов первого порядка из новых фактов в условиях неполной информации. Метод позволяет сформировать наглядное объяснение хода рассуждений и ответить на вопрос: «Какие следствия (выводимые факты) могут быть получены при имеющемся наборе исходных посылок (базе знаний) в изменившихся обстоятельствах внешней среды, характеризуемых новыми поступившими фактами, и какие дополнительные факты могут потребоваться для получения этих следствий?» Задачи подобного рода возникают в таких областях человеческой деятельности, как прогнозирование, мониторинг, диагностика, формальная верификация, и других. Работа содержит: формальную постановку задачи, формальное описание схемы логического вывода следствий в исчислении предикатов, алгоритм преобразования исходных посылок в дизъюнкты с параметрами, операцию обобщенного деления дизъюнкта, процедуры частичного и полного деления дизъюнктов, процедуру вывода и метод вывода. Метод обладает многоуровневым параллелизмом, использует дизъюнкты Хорна и операцию деления дизъюнктов. Применение метода показано на примере задачи о родственных связях с построением схемы вывода (полное решение приводится в отдельной статье, указанной в списке литературы).

Ключевые слова: вывод следствий, схема логического вывода, исчисление предикатов первого порядка, абдуктивные следствия, не полностью определенная база знаний, дополнительные факты, дизъюнкты Хорна, деление дизъюнктов

CONSEQUENCES INFERENCE METHOD WITH CONSTRUCTION THE SCHEME FROM NEW FACTS IN CASE OF AN INCOMPLETE KNOWLEDGE BASE

Simonov A.I., Strabykin D.A.

Federal State Budgetary Educational Institution of Higher Education «Vyatka State University», Kirov, e-mail: asimonov215@gmail.com

The article proposes a method of the consequences inference with the formation of a description of the inference scheme (oriented graph) in the first-order predicate calculus from new facts in the conditions of incomplete information. The method allows to form a visual explanation of the reasoning process and answer the question: “What consequences (deduced facts) can be obtained with the available set of initial premises (knowledge base) in changed circumstances of the external environment, characterized by the new received facts, and what additional facts may be required to obtain these consequences?”. Problems of this kind arise in such areas of human activity as prediction, monitoring, diagnostics, formal verification, and others. The study contains: a formal problem description, a formal description of the inference scheme of consequences in the predicate calculus, a translation algorithm of the initial clauses to the clauses with parameters, an operation of generalized clause division, the procedures for partial and complete division of clauses, an inference procedure and the method. The method has multilevel parallelism, uses Horn clauses and an operation of the clauses division. An application of the method is shown in an example of the problem of kinship with the construction of the inference scheme (a complete solution is give in a separate article listed in the references).

Keywords: consequences inference, inference scheme, first-order predicate calculus, abductive consequences, incomplete knowledge base, additional facts, Horn clauses, division of clauses

Для решения многих задач, традиционно считающихся творческими, используются интеллектуальные системы (ИС) [1, 2]. Опыт в таких системах хранится в виде базы знаний (БЗ), часто основанной на логической модели представления знаний [3]. В ней содержатся данные (факты), характеризующие объект (явление, событие) предметной области и отношения (правила), задающие связи между ними.

Одной из задач, для решения которых целесообразно применение ИС, является прогнозирование [4]. Процесс прогнозирования включает в себя сопоставление ожидаемого и наблюдаемого поведения объекта. Объект наблюдения в ходе своего развития переходит в новые состояния, каждое из которых может быть описано новыми фактами, поступающими в ИС. ИС на основе знаний о предметной области и объекте наблюдения, хранящихся в БЗ, а также новых поступивших фактов строит прогноз его дальнейшего возможного развития.

Составление прогноза с использованием дедуктивного вывода на определенном шаге может оказаться неуспешным по причине не полностью определенной БЗ, в которой отсутствуют некоторые факты. В таких условиях могут быть использованы правдоподобные рассуждения [3, 5, 6], в частности абдуктивный вывод [3, 7]. В статье [8] предложен метод вывода, который может быть использован для определения последующих возможных состояний объекта наблюдения из его текущего состояния. Однако, поскольку работа метода заключается в получении только уникальных следствий, то модель объекта не отражает возможность его перехода в предыдущие состояния. Вместе с этим формирование новых абдуктивных следствий осуществляется только при отсутствии новых дедуктивных, что приводит к потере возможных абдуктивных путей дальнейшего развития объекта. А отсутствие возможности задания глубины вывода не позволяет получить прогноз с требуемым периодом упреждения.

В случаях, когда необходимо представить в БЗ описание сложного объекта и его предметной области, или принимать решения в кратчайшие сроки на основе результатов вывода, требуется более наглядное объяснение хода рассуждений. Такое объяснение может быть получено с помощью схемы вывода.

Цель исследования: разработать метод логического вывода, решающий следующую задачу: при исходных посылках для новых фактов определить множества следствий, дополнительных фактов и описание схемы вывода, при этом множество исходных посылок, новых и дополнительных фактов непротиворечиво.

Формальная постановка задачи

Даны исходные непротиворечивые посылки $M = \{F_1, \ldots, F_A, D_1, \ldots, D_I\} = M^F \cup M^D$ и множество новых фактов $M^N = \{N_1, \ldots, N_B\}$, где M^F – множество дизъюнктов-фактов; M^D – множество дизъюнктов-правил. Задача формулируется следующим образом.

1. Определить семейства множеств дедуктивных $s^H = \{e_0, e_1, \ldots, e_h, \ldots, e_H\}$ и абдуктивных $\pi^H = \{e'_1, \ldots, e'_h, \ldots, e'_H\}$ следствий, дополнительных фактов $\varphi^H = \{f_1, \ldots, f_h, \ldots, f_H\}$. Сформировать общие множества следствий $M^E = e_0 \cup e_1 \cup \ldots \cup e_H \cup e'_1 \cup \ldots \cup e'_H$ и дополнительных фактов $M^G = f_1 \cup \ldots \cup f_H$, при этом $M \cup M^N \cup M^G$ совместно.

Множества следствий выводятся по формулам: $e_0 = M^F \cap M^N$; $M^N, M \Rightarrow e_1$; $M^N, M, f_1 \Rightarrow e'_1$; $M^N, (c_h \cup c'_h)$, M, $g_h \Rightarrow e_{h+1}$; $M^N, (c_h \cup c'_h), M, g_{h+1} \Rightarrow e'_{h+1}$. Здесь $h = 1, \ldots, H - 1$ – шаг вывода; $c_h = c_{h-1} \cup e_h$ $(c_0 = e_0)$ – полученные дедуктивные следствия; $c'_h = c'_{h-1} \cup e'_h$ $(c'_0 = \varnothing)$ – полученные абдуктивные следствия; $g_h = g_{h-1} \cup f_h$, $g_{h+1} = g_h \cup f_{h+1}$ $(g_0 = \varnothing)$ – полученные дополнительные факты.

2. Сформировать описание схемы вывода $O = \{z_1, \ldots, z_h, \ldots, z_H\} \cup \{e^+\}$, где $e^+ \subseteq M^E$ – множество конечных следствий, из которых не выводятся новые следствия.

Материалы и методы исследования

Знания представлены в исчислении предикатов первого порядка. Факты, следствия – положительные литералы без аргументов-переменных. Правила – определенные хроновские дизъюнкты. Методы исследования основаны на обобщении результатов, полученных при построении процедур логического вывода следствий для знаний, представленных в исчислении высказываний.

Результаты исследования и их обсуждение

Описание схемы логического вывода следствий. Схема вывода – ориентированный граф, в котором вершины – секвенции, дуги – литералы. Введем обозначения: A – множество номеров исходных фактов; B – множество номеров новых фактов; C – множество имен литералов; I – множество номеров секвенций-правил; Λ – множество унифицирующих подстановок. Описание схемы $S = \{L[\lambda_i j, \lambda_t k], L[\lambda_i j, +], L[+, \lambda_t k], L[n, \lambda_t k], L[u, \lambda_t k] \mid L \in C; \lambda_i, \lambda_t \in \Lambda; j, k \in I\}$, где j – номер секвенции, из вершины которой на схеме выходит, а k – номер секвенции, в вершину которой входит дуга, помеченная литералом L; « + » – символ вспомогательной переменной, определенной на I; n – символ нового факта; u – символ исходного факта. В описании схемы используются только положительные литералы.

Секвенции преобразуются в дизъюнкты следующим образом.

1. Литералы переносятся из левой части секвенции в правую.

2. Консеквенту назначается имя дизъюнкта в зависимости от вида секвенции (исходный факт F_a, новый факт N_b, исходное правило D_i, где $a \in A$, $b \in B$, $i \in I$).

3. Литералам присваиваются параметры: $L = L[u, +]$ (F_a); $L = L[n, +]$ (N_b); $\rceil L = L[+, i]$, $L = L[i, +]$ (D_i). Изначально $\lambda = \theta$, где θ – пустая подстановка, символ которой может быть опущен.

Например, секвенция-правило $L_1 \& L_2 \rightarrow L_3$ преобразуется следующим образом: 1) $1 \rightarrow L_3 \vee \rceil L_1 \vee \rceil L_2$; 2) $D_i = L_3 \vee \rceil L_1 \vee \rceil L_2$; 3) $D_i = L_3[i, +] \vee L_1[+, i] \vee L_2[+, i]$. Способ представления дизъюнкта D_i на схеме вывода приведен на рис. 1, а.

Дуга, соединяющая на схеме вывода выход вершины $\lambda_i j$ с входом вершины $\lambda_t k$, помечается $L[\lambda_i j, \lambda_t k]$, который получается в результате «склеивания» $L[\lambda_i j, +]$ и $L[+, \lambda_t k]$ (рис. 1, б). Склеивание – преобразование одноименных $L[+, k]$, $L^*[j, +]$ в $L[\lambda j, \lambda k]$ вследствие применения λ. При построении схемы вершины с номерами $\lambda_a k$ и $\lambda_b k$ считаются различными, если $\lambda_a \neq \lambda_b$. Кроме того дуга $L[\lambda_i j, \lambda_a k]$ соединяется с вершиной $\lambda_b k$, если $\lambda_a \subseteq \lambda_b$.

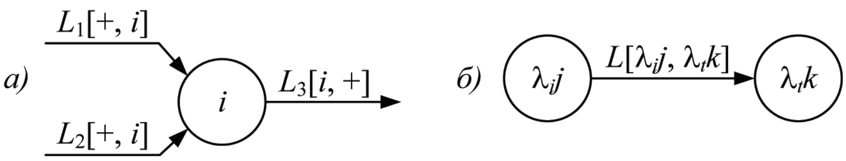

Рис. 1. Способ представления на схеме вывода: а) дизъюнкта D_i, б) литерала $L[\lambda_i j, \lambda_t k]$

Для осуществления логического вывода используется специальная операция обобщенного деления дизъюнкта.

Обобщенное деление дизъюнкта. Операцию обобщенного деления дизъюнкта b', содержащего $L^a \in b^a$, на L^*, результатом которой является частное a и остаток b'_1, можно записать как $b'[L^a] \% L^* = \langle a, b'_1\rangle$, где $b' = \langle b^a, b^c, \beta\rangle$ – дизъюнкт-делимое содержащий подстановку β, с помощью которой был получен антецедент b^a и консеквент b^c остатка-делимого; a – множество литералов, образующихся при склеивании L^a и L^*; $b'_1 = \langle b^a_1, b^c_1, \beta_1\rangle$ – результирующий остаток, состоящий из антецедента b^a_1 и консеквента b^c_1 нового остатка-делимого и соответствующей ему подстановки $\beta_1 = \beta \cup \lambda$.

Введем операцию объединения со склеиванием $\overset{\frown}{\cup}$. Ее результат – множество литералов, полученных объединением множеств и склеиванием. Например, $\{A(a, b)[1, +], P(a, c)[5, +]\} \overset{\frown}{\cup} \{A(a, b)[1, 3]\} = \{A(a, b)[1, 3], P(a, c)[5, +]\}$.

Остаток b'_1 определяется по следующим правилам:

1) если $a = \varnothing$, то $b^a_1 = 1$, $\beta_1 = \theta$, $b^c_1 = 1$;

2) если $a \neq \varnothing$ и $(\tilde{b}^a \overset{\frown}{\cup} a) - a = \tilde{b}^a_1 = \varnothing$, то $b^a_1 = 0$, $\beta_1 = \beta \cup \lambda$, $b^c_1 = \beta_1 b^c$;

3) если $a \neq \varnothing$ и $(\tilde{b}^a \overset{\frown}{\cup} a) - a = \tilde{b}^a_1 \neq \varnothing$, то $b^a_1 = L_1 \vee \ldots \vee L_s \vee \ldots \vee L_S$, $\beta_1 = \beta \cup \lambda$, $b^c_1 = \beta_1 b^c$, где $L_s \in \tilde{b}^a_1$.

Например, если $b' = \langle P(x, y)[+, 1], O(y, x)[1, +], \theta\rangle$, $L^* = P(b, a)[2, +]$, то $b'[P(x, y)[+, 1]] \% L^* = \langle a, b'_1\rangle$, где $a = \{P(b, a)[2, \{b/x, a/y\}1]\}$, $\lambda = \{b/x, a/y\}$, $\lambda P(x, y)[+, 1] \vee P(b, a)[2, +] = P(b, a)[2, \{b/x, a/y\}1]$, $b'_1 = \langle b^a_1, b^c_1, \beta_1\rangle$. $b^a_1 = 0$, $b^c_1 = \beta_1 b^c = O(a, b)[1, +]$, $\beta_1 = \beta \cup \lambda = \theta \cup \{b/x, a/y\} = \{b/x, a/y\}$, $\langle P(x, y)[+, 1], O(y, x)[1, +], \theta\rangle \% P(b, a)[2, +] = \langle \{P(b, a)[2, \{b/x, a/y\}1]\}, \langle 0, O(a, b)[1, +], \{b/x, a/y\}\rangle\rangle$.

Процедура частичного деления. Опишем процедуру $\omega = \langle b', d, q, n, s, x\rangle$: d – остаток-делитель; q – признак возможности деления («0» – есть, «1» – нет, «2» – пустой остаток-делитель); $n = \{\langle b'_t, d_t\rangle \mid t = 1, \ldots, T\}$ – множество новых пар остатков; s – множество дедуктивных следствий; x – множество литералов описания схемы вывода.

Определим «производную» дизъюнкта $b'[L^a]$, содержащего $L^a \in b^a$, по L^*, через операцию обобщенного деления:

$$\frac{\partial b'[L^a]}{\partial L^*} = \begin{cases} 1, \text{если } b_1^a = 1 \\ \langle a, b'_1\rangle, \text{если } b_1^a \neq 1 \end{cases}.$$

Определим матрицу «производных» дизъюнкта b' по дизъюнкту d:

$$\boldsymbol{\mu}[b', d] = \left[\frac{\partial b'[L^a_j]}{\partial L^*_k}\right] = \left[\Delta_{kj}\right],$$

где $j = 1, \ldots, J$ и $k = 1, \ldots, K$, причем J – число литералов в дизъюнкте b^a, а K – в дизъюнкте d.

В процедуре выполняются следующие действия.

1. Вычисляется $\mu[b', d]$, $s = \varnothing$, $x = \varnothing$. Если все $\Delta_{kj} = 1$, то $q = 1$, $n = \{\langle b'_1, 0\rangle \mid b'_1 = b'\}$, п. 5 (пункт 5), иначе $q = 0$.

2. $L[\beta_{kj} i, +]$ является дедуктивным следствием и включаются в s, если Δ_{kj} содержит $b^a_{kj} = 0$ и $L[i, +] \in b^c_{kj}$ без аргументов-переменных.

3. В $n = \{\langle b'_t, d_t\rangle \mid t = 1, \ldots, T\}$ включаются только пары, в которых $b^a_t \neq 0$. Если $n = \varnothing$, то $q = 1$, п. 4, иначе для b'_t вычисляется $d_t = d \div w_t$, где w_t – дизъюнкт, содержащий исключаемые литералы. Из d исключаются L^*_k, для которых выполняется одно из условий: а) $\Delta_{kj} = 1$, где $j = 1, \ldots, J$; б) $\Delta_{kj} = 1$, где $j = 1, \ldots, u, \ldots, J$, причем $\Delta_{ku} = \langle a, b'_t\rangle$. Если n содержит хотя бы один $d_t = 0$, то $q = 2$.

4. Определяется $x = \bigcup_{k=1}^{K} \bigcup_{j=1}^{J} a_{kj}$.

5. Фиксируются результаты выполнения процедуры.

Процедура полного деления. Опишем процедуру $\Omega = \langle D', d, u, Q, S, X, Y\rangle$: $D' = \langle D^a, D^c, \theta\rangle$ – дизъюнкт посылки; d – выводимый дизъюнкт; u – вспомогательное множество, состоящее из ранее полученных фактов и следствий; Q – признак решения («0» – есть, «1» – нет); S – множество дедуктивных следствий; X – множество литералов описания схемы вывода; Y – множество конечных остатков. Остаток-делимое называется конечным, если он не имеет аргументов-переменных и его деление невозможно.

Введем операцию левоориентированного пересечения (объединения) множеств $\overleftarrow{\cap}$ ($\overleftarrow{\cup}$). Ее результат – множество литералов, полученных пересечением (объединением) множеств и имеющих параметры одноименных литералов левого операнда. Например, $\{A(a, b)[1, +], P(a, c)[5, +]\} \overleftarrow{\cap} \{B(a, b)[2, +], P(a, c)[7, +]\} = \{P(a, c)[5, +]\}$, $\{A(a, b)[1, +], P(a, c)[5, +]\} \overleftarrow{\cup} \{B(a, b)[2, +], P(a, c)[7, +]\} = \{A(a, b)[1, +], B(a, b)[2, +], P(a, c)[5, +]\}$.

В процедуре используется индексная функция $i(h)$ [4, 9] и выполняются следующие действия.

1. Выполняется $\omega = \langle D', d, q, n^*, s, x\rangle$. Если $q = 1$, то $S = s$, $X = x$, п. 3. Если $q \neq 1$, то сформированы новые пары остатков $n^* = \{\langle b'_t, d^*_t\rangle \mid t = 1, \ldots, T\}$. Образуется d_t из $\tilde{d}_t = \tilde{d}^*_t \overleftarrow{\cup} u$. В n'_0 включаются новые пары остатков $\langle b'_t, d_t\rangle$ такие, что $d_t \neq 0$. Если $n'_0 = \varnothing$, то $S = s$, $X = x$, п. 3, иначе $h = 0$, $S_0 = s$, $X_0 = x$.

2. Для каждой пары из $n'_h = \{\langle b'_{i(h+1)}, d_{i(h+1)}\rangle\}$, выполняется $\omega_{i(h+1)} = \langle b'_{i(h+1)}, d_{i(h+1)}, q_{i(h+1)}, n_{i(h+1)}, s_{i(h+1)}, x_{i(h+1)}\rangle$, где $i(h+1) = i(h).t_{i(h)}$, $t_{i(h)} = 1, \ldots, T_{i(h)}$. Пополняются

$$S_{h+1} = S_h \cup \bigcup_{v=1}^{V} s_{i(h).v} \text{ и } X_{h+1} = X_h \cup \bigcup_{v=1}^{V} x_{i(h).v},$$

где $v = t_{i(h)}$, $V = T_{i(h)}$. В n'_{h+1} включаются новые $\langle b'_{i(h+2)}, d_{i(h+2)}\rangle$ такие, что $d_{i(h+2)} \neq 0$. Если $n'_{h+1} = \varnothing$, то $S = S_{h+1}$, $X = X_{h+1}$, п. 3, иначе $h = h + 1$, п. 2.

3. Выбираются конечные остатки из новых остатков-делимых $Y = \{y_1, \ldots, y_a, \ldots, y_A\}$, $y_a = L_1[\beta i, +] \vee L_2[+, \beta i] \vee \ldots \vee L_J[+, \beta i]$. Если $S = \varnothing$ и $Y = \varnothing$, то $Q = 1$, $X = \varnothing$, п. 4, иначе $Q = 0$ и в X сохраняются такие литералы, которые удовлетворяют условию: для каждого $L[r, \beta_c n] \in X$ существует $L^{+}[\beta_m n, +] \in S$ или $L^{+}[\beta_m n, +] \in y_a$ такой, что $\beta_c \subseteq \beta_m$ (здесь r – произвольный параметр). Если условие не выполняется, то $L[r, \beta_c n]$ исключается.

Из X исключаются поглощаемые $L[r, \beta_c n] \subseteq L[r, \beta_m n]$, когда $\beta_c \subseteq \beta_m$. В X добавляются $L_j[+, \beta i]$ из y_a.

4. Фиксируются результаты выполнения процедуры.

Процедура вывода следствий. Перед выполнением метода задается максимальное число абдуктивных следствий на шаге вывода $n_{\max} = \delta$. Чем меньше $n_{\max}$, тем меньше логический вывод отличается от дедуктивного ($n_{\max} = 0$). В то же время, чем больше $n_{\max}$, тем больше будет получено следствий.

Опишем процедуру $\psi_h = \langle M^D, R, u, o, p, R_1, f, z, n_{\max}\rangle$: M^D – множество исходных дизъюнктов-правил $D'_i = \langle D^a_i, D^c_i, \theta\rangle$, $D^a_i = L_1[+, i] \vee \ldots \vee L_J[+, i]$, $D^c_i = L[i, +]$; $R = L_1[r, +] \vee \ldots \vee L_K[r, +]$ – выводимый дизъюнкт; $o = \langle e, e'\rangle$ – пара дедуктивных e и абдуктивных e' следствий; p – признак возможности вывода («0» – есть, «1» – нет); R_1 – новый выводимый дизъюнкт; f – множество дополнительных фактов; z – множество литералов описания схемы.

Процедура применима, если $M^D \neq \varnothing$ и J_i, $K \geq 1$, иначе $p = 1$, $e = e' = f = z = \varnothing$, $R_1 = 0$, п. 4.

1. Выполняются $\Omega_v = \langle D'_i, R, u, Q_v, S_v, X_v, Y_v\rangle$, где $v = 1, \ldots, V$. Если все $Q_v = 1$, то $p = 1$, $e = e' = f = z = \varnothing$, $R_1 = 0$, п. 4, иначе $p = 0$.

2. Формируется $e = \bigcup_{v=1}^{V} S_v$. В e' включаются не более $n_{\max}$ $L[\beta i, +]$ из Y_v. В f включаются $L[+, \beta i]$ из Y_v, если существует $L^{+}[\beta i, +] \in e'$.

3. В z включаются $L[r, \beta_c i]$ из X_v для которых существует $L[\beta_m i, +]$ в $e \cup e'$, где $\beta_c \subseteq \beta_m$. Формируется R_1 из $e \cup e'$.

4. Фиксируются результаты выполнения процедуры.

Метод логического вывода следствий. В методе выполняется ψ-процедура на каждом шаге h. Вывод завершается, если $p = 1$ или достигнуто заданное максимальное число шагов ($h = H = \gamma$). Исходные литералы имеют вид: $L[u, +]$ для фактов базы; $L[n, +]$ для новых фактов; $L[\beta i_h, +]$, $L[+, \beta i_h]$ для правил.

В методе выполняются следующие действия.

1. Определяются начальные значения: $h = 1$, $M^D \neq \varnothing$, $M^N \neq \varnothing$, $H = \gamma$, $n_{\max} = \delta$. Формируется выводимый дизъюнкт R_1 из M^N. Определяются начальные множества: $e_0 = M^F \overleftarrow{\cap} M^N$, $s^0 = \{e_0\}$, $c_1 = e_0$, $\pi^0 = \varnothing$, $c'_1 = \varnothing$, $\varphi^0 = \varnothing$, $g_1 = \varnothing$, $\eta^0 = \varnothing$, $u_1 = M^F$.

2. Выполняется $\psi_h = \langle M^D, R_h, u_h, o_h, p_h, R_{h+1}, f_h, z_h, \delta\rangle$.

3. Пополняются семейства множеств дедуктивных $s^h = s^{h-1} \cup \{e_h\}$ и абдуктивных $\pi^h = \pi^{h-1} \cup \{e'_h\}$ следствий, дополнительных фактов $\varphi^h = \varphi^{h-1} \cup \{f_h\}$, описания схемы вывода $\eta^h = \eta^{h-1} \cup \{z_h\}$. Если $p_h = 0$ и $h \neq H$, то вывод продолжается, $h = h + 1$, п. 4, иначе – завершается, п. 5.

4. Определяются множества дедуктивных $c_h = c_{h-1} \cup e_{h-1}$ и абдуктивных $c'_h = c'_{h-1} \cup e'_{h-1}$ следствий, дополнительных фактов $g_h = g_{h-1} \cup f_{h-1}$, $u_h = M^F \cup M^N \cup c_{h-1} \cup c'_{h-1} \cup g_h$. При этом u_h содержит только $L[u, +]$: в c_h, c'_h, g_h включаются $L[u, +]$, полученные из $L[\beta i, +]$, $L[+, \beta i]$; в u_h включаются $L[u, +]$, полученные из $L[n, +]$ M^N. Переход к п. 2.

5. Формируются общее множество следствий $M^E = e_0 \cup e_1 \cup \ldots \cup e_H \cup e'_1 \cup \ldots \cup e'_H$, общее множество дополнительных фактов $M^G = f_1 \cup \ldots \cup f_H$, описание схемы вывода следствий $O = \eta^H \cup \{e^{+}\}$, где $e^{+} = (Z \overleftarrow{\cup} M^E) - Z$, $Z = z_1 \cup \ldots \cup z_H$.

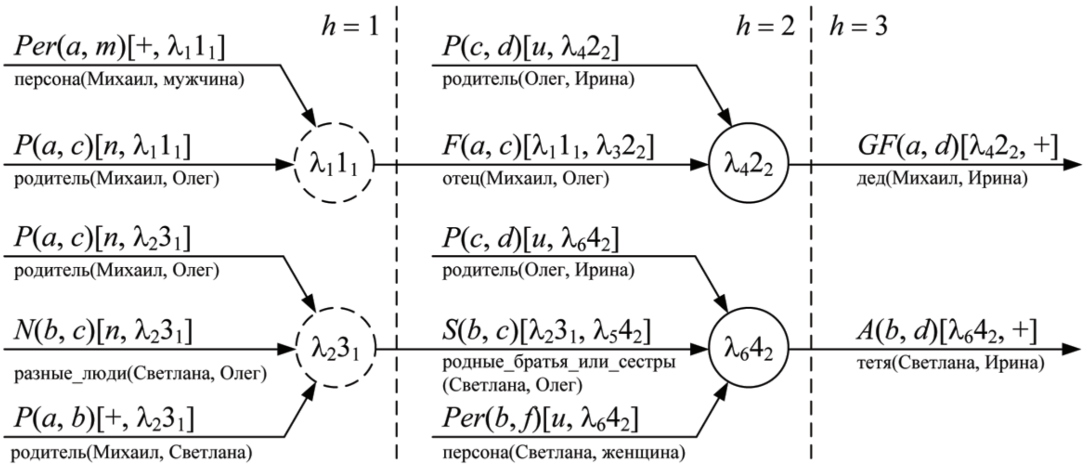

Рис. 2. Схема логического вывода следствий

Построение схемы осуществляется в соответствии с шагами вывода. Вершины, из которых выходят дуги дедуктивных (абдуктивных) следствий, помечаются сплошной (пунктирной) линией. Расположенные на схеме вывода дуги фактов и конечных следствий не имеют исходных и заключительных вершин соответственно.

Применение метода к двум задачам приведено в [9].

Пример. Рассмотрим задачу о родственных связях [10]: отец (F) – персона (Per), родитель (P) мужского пола (m); дед (GF) – отец родителя; родные братья или сестры (S) – две различных (N) персоны с общим родителем; тетя (A) – персона, родная сестра родителя. Известно: Олег (c) – родитель Ирины (d); Светлана (b) – женщина (f). Новые факты: Олег – ребенок Михаила (a); Олег и Светлана – разные люди.

Формальное описание задачи: $F_1 = P(c, d)[u, +]$, $F_2 = Per(b, f)[u, +]$, $D_1 = F(x, y)[1, +] \vee Per(x, m)[+, 1] \vee P(x, y)[+, 1]$, $D_2 = GF(x, y)[2, +] \vee F(x, z)[+, 2] \vee P(z, y)[+, 2]$, $D_3 = S(x, y)[3, +] \vee P(z, x)[+, 3] \vee P(z, y)[+, 3] \vee N(x, y)[+, 3]$, $D_4 = A(x, y)[4, +] \vee Per(x, f)[+, 4] \vee P(z, y)[+, 4] \vee S(x, z)[+, 4]$, $N_1 = P(a, c)[n, +]$, $N_2 = N(b, c)[n, +]$.

В результате получено описание $O = \{\{P(a, c)[n, \lambda_1 1_1], Per(a, m)[+, \lambda_1 1_1], N(b, c)[n, \lambda_2 3_1], P(a, c)[n, \lambda_2 3_1], P(a, b)[+, \lambda_2 3_1]\}, \{F(a, c)[\lambda_1 1_1, \lambda_3 2_2], P(c, d)[u, \lambda_4 2_2], S(b, c)[\lambda_2 3_1, \lambda_5 4_2], P(c, d)[u, \lambda_6 4_2], Per(b, f)[u, \lambda_6 4_2]\}, \{GF(a, d)[\lambda_4 2_2, +], A(b, d)[\lambda_6 4_2, +]\}\}$ (рис. 2). Здесь $\lambda_1 = \{a/x, c/y\}$, $\lambda_2 = \{a/z, c/y, b/x\}$, $\lambda_3 = \{a/x, c/z\}$, $\lambda_4 = \{a/x, c/z, d/y\}$, $\lambda_5 = \{b/x, c/z\}$, $\lambda_6 = \{b/x, c/z, d/y\}$, при этом $\lambda_3 \subseteq \lambda_4$, $\lambda_5 \subseteq \lambda_6$.

Установлено, что (в случае, когда Михаил – мужчина $Per(a, m)[+, \lambda_1 1_1]$ и родитель Светланы $P(a, b)[+, \lambda_2 3_1]$) Михаил – отец Олега ($F(a, c)[\lambda_1 1_1, +]$), Олег и Светлана – родные брат и сестра ($S(b, c)[\lambda_2 3_1, +]$), Михаил – дедушка Ирины ($GF(a, d)[\lambda_4 2_2, +]$), Светлана – тетя Ирины ($A(b, d)[\lambda_6 4_2, +]$).

Заключение

В работе предложен метод вывода следствий (дедуктивных и абдуктивных) с формированием описания схемы вывода в условиях неполной информации, обладающий следующими особенностями:

1) параллелизм при унификации литералов, формировании остатков и делении дизъюнктов;

2) независимый вывод всех следствий (дедуктивных и абдуктивных) на шаге, позволяющий сформировать все возможные пути дальнейшего развития объекта;

3) возможность перехода модели объекта в предыдущие состояния;

4) задание глубины вывода, позволяющее получать прогноз с требуемым периодом упреждения;

5) формирование описания схемы вывода, используемой в дальнейшем в качестве схемы прогнозирования для наглядного представления возможного развития объекта.

Особенности метода являются следствием его направленности на применение в задаче логического прогнозирования развития ситуаций из текущего состояния. Присущий методу многоуровневый параллелизм позволяет достаточно эффективно реализовать его в составе ИС на параллельных вычислительных платформах.

Список литературы

1. Кузнецов О.П. Интеллектуализация поддержки управляющих решений и создание интеллектуальных систем // Проблемы управления. 2009. № 3.1. С. 64–72.

2. Носов А.Л. Информационные системы искусственного интеллекта принятия оптимальных решений в экономике // Russian Journal of Management. 2016. Т. 4, № 2. С. 197–203.

3. Вагин В.Н., Головина Е.Ю., Загорянская А.А. и др. Достоверный и правдоподобный вывод в интеллектуальных системах / Под ред. В.Н. Вагина, Д.А. Поспелова. 2-е изд., испр. и доп. М.: Физматлит, 2008. 712 с.

4. Страбыкин Д.А. Логическое прогнозирование развития ситуаций в интеллектуальных системах на основе дедуктивного вывода: монография. Киров: ФГБОУ ВПО «ВятГУ», 2014. 182 с.

5. Финн В.К. Индуктивные методы Д.С. Милля в системах искусственного интеллекта. Часть I // Искусственный интеллект и принятие решений. 2010. № 3. С. 3–21.

6. Mohammadhassanzadeh H., Van Woensel W., Abidi S.R., Abidi S.S.R. Semantics-based plausible reasoning to extend the knowledge coverage of medical knowledge bases for improved clinical decision support. BioData Mining. 2017. vol. 10. no. 1. P. 1–33.

7. Вагин В.Н., Хотимчук К.Ю. Абдукция в задачах планирования работ в сложных объектах // Искусственный интеллект и принятие решений. 2011. № 1. С. 3–13.

8. Долженкова М.Л., Страбыкин Д.А. Вывод следствий в исчислении предикатов из новых фактов на основе не полностью определенной базы знаний // Современные наукоемкие технологии. 2016. № 11–1. С. 26–30.

9. Simonov A.I. Consequences Inference Method with Construction the Scheme from New Facts in Case of an Incomplete Knowledge Base in Predicate Calculus (Examples). DOI: 10.5281/zenodo.1198918.

10. Чери С., Готлоб Г., Танка Л. Логическое программирование и базы данных / Пер. с англ. под ред. Л.А. Калиниченко. М.: Мир, 1992. 352 с.