

11
к68



М. А. Короткова, Б. А. Щукин

007-86

ЖИ 3348
ИИФН

**ДИАЛоговая СИСТЕМА
ПОИСКА ЛОГИЧЕСКОГО ВЫВОДА**

МОСКВА 1986

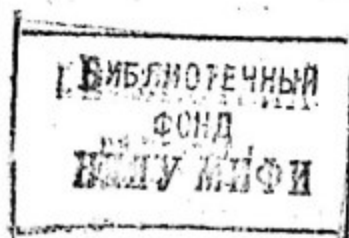
Министерство высшего и среднего специального
образования СССР

Московский ордена Трудового Красного Знамени
инженерно-физический институт

М. А. Короткова , Б. А. Шукин

Диалоговая система поиска логического вывода

Препринт 007-86



Утверждено

редсоветом института

Москва 1986

УДК 518

Короткова М. А., Цукин Б. А. Диалоговая система поиска логического вывода :Препринт / МИФИ. - М., 1986. - 24 с.

Описывается диалоговая система логического вывода "ВЕСТА", позволяющая использовать способности человека по выбору наиболее рационального пути доказательства теоремы.

© Московский инженерно-физический институт, 1986 г.

ВВЕДЕНИЕ

В настоящее время, в связи с опубликованием японского проекта вычислительных систем пятого поколения, усилился интерес к логическому программированию, исследование которого осуществляется на базе языка ПРОЛОГ [1]. Логическое программирование предлагает формулировать задачу в виде подлежащей доказательству теоремы, в то время как исходные данные записываются в виде аксиом. Решение задачи сводится к доказательству сформулированной теоремы.

Описываемая в данной работе диалоговая система поиска доказательства ВЕСТА строит вывод в многосортном исчислении предикатов первого порядка с равенством и функциональными символами. Для записи формул как при введении информации, так и в процессе построения вывода используется общепринятая нотация исчисления предикатов, в отличие от дизъюнктивного представления, используемого в системах резолюционного типа.

Правила вывода в системе ВЕСТА приближены к правилам, используемым при доказательстве человеком, что позволяет организовать диалог в процессе доказательства. Использование диалога обусловлено тем, что при любом подходе к автоматизации поиска вывода приходится сталкиваться с проблемой перебора. Поскольку человек в настоящее время превосходит и, по-видимому, еще длительное время будет превосходить машину в общей оценке ситуации, появляется идея использовать эти возможности человека в процессе доказательства.

Организация диалога базируется на анализе так называемых планов доказательства. Построение планов доказательства соответствует выделению подцелей, которые необходимо достичь для построения вывода. Если же для доказываемой формулы невозможно построение плана доказательства, то формула недоказуема. Выбор одного из планов доказательства соответствует определению направления поиска вывода.

В системе ВЕСТА обеспечены различные уровни взаимодействия человека с системой, от пошагового управления выводом до автоматического построения вывода, причем не накладывается ограничений на переход от одного уровня взаимодействия к другому.

Так, например, построение вывода может быть начато в автоматическом режиме, затем произведен переход на пошаговое управление и завершен вывод в автоматическом режиме. Кроме того, в системе не ограничены возможности по отмене предшествующих шагов вывода, включая возможность возвращения к началу построения и проведения всего вывода заново.

Система допускает ввод информации и осуществление диалога с ней на ограниченном естественном языке. Подробное описание входного языка и соответствующего транслятора дано в [2, 3]. Далее работа системы излагается без естественнo-языкового интерфейса, что позволяет более полно осветить возможности диалога, не все из которых доступны при работе на ограниченном естественном языке.

1. МЕТОД ЛОГИЧЕСКОГО ВЫВОДА

Принятые в системе правила поиска вывода приближены к тем, которые использует человек при доказательстве теорем. Хотя выбранные правила не охватывают всего многообразия способов доказательства, тем не менее процедура поиска вывода оказывается полной, а подобие принятых правил вывода человеческим рассуждениям позволяет эффективно организовать диалог.

В качестве правил вывода используются правила метода синтаксического дерева [4], дополненные вспомогательным набором, который, не расширяя логических возможностей системы, позволяет сделать построение вывода более удобным для человека.

Далее используются следующие обозначения.

Прописными буквами A, B, C, \dots, X с индексами или без них обозначаются формулы. Строчными буквами x, y, z, u, w с индексами или без них обозначаются индивидуальные переменные. Буквами Γ, Δ с индексами или без них обозначаются наборы посылок формулы. Утверждение U схематично будем записывать в виде $\Gamma \Rightarrow X$, где Γ - набор посылок, X - заключение.

Вывод строится в виде дерева.

Определение 1. Синтаксическим деревом D_u , соответствующим выражению $u \in P(V, E, D, \&, v, f)$, называется дерево с корнем, растущее вниз и обладающее следующими свойствами:

- корню дерева приписано выражение u ;
- если некоторому невисячему узлу n дерева D_u при-

писано выражение W , то непосредственно ниже лематим узлам N_1, \dots, N_k ($k \geq 1$) приписаны выражения W_1, \dots, W_k , которые получаются из W по одному из правил P1-P6, R1-R4, B1, P0B, P0F, П1, СДП, СТО;

висячими узлами являются те и только те узлы, которым приписаны выражения, удовлетворяющие критерию P7.

Как уже было упомянуто, вывод строится в многосортном исчислении предикатов, причем типы переменных образуют иерархическую структуру. Пусть $T(a)$ - сорт термина a . На множестве сортов задано отношение $<$ следующим образом. Между T_1 и T_2 выполняется отношение $T_1 < T_2$, если существует последовательность $T_1 = T'_1, T'_2, \dots, T'_k = T_2$ в иерархии сортов, где T'_i предшествует T'_{i+1} ,

$T_1 \leq T_2$, если $T_1 < T_2$ или T_1 совпадает с T_2 .

I.1. Пропозициональные правила. Следует отметить, что используемые в системе правила P1-P7, R1 - R4 по своей семантике соответствуют одноименным правилам из [4]. Однако применение этих правил имеет свои особенности, связанные, во-первых, с введением многосортности, во-вторых, с возможностью отмены ранее выполненных применений правил при работе в диалоге. Далее приводятся описания правил, реализуемых в системе. Эти описания необходимы для пояснения использования правил в режиме диалога и автоматическом.

Правило P1 (построение B-узла). Пусть некоторому висящему узлу n синтаксического дерева D_u приписано выражение $W = W_1 \supset W_2 \supset \dots \supset W_k \supset X$ и $\exists i, 1 \leq i \leq k$,

$W_1 = V_1 \supset V_2 \supset \dots \supset V_m \supset Y, m \geq 1$, тогда:

а) если $X = Y = f$, то непосредственно ниже n лежат m узлов N_1, \dots, N_m , которым приписаны выражения $\tilde{W}_1, \dots, \tilde{W}_m$
 $\tilde{W}_v = W_1 \supset W_2 \supset \dots \supset W_k \supset V_v, v \in [1, m]$;

б) если X и Y - литералы, унифицируемые подстановкой S , то непосредственно ниже n лежат m узлов N_1, \dots, N_m , которым приписаны выражения $\tilde{W}_1, \tilde{W}_2, \dots, \tilde{W}_m$, причем

$\tilde{W}_1 = S(W_1 \supset W_2 \supset \dots \supset W_k \supset V_1)$, $1 \in [1, m]$,

а $S(W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V_1)$ означает применение подстановки S ко всем выражениям, стоящим в скобках и заключенным формулы

\tilde{W}_1 . S называется подстановкой, унифицированной приме-

нением правила P1.

Правило P2 (доказательство разбором случаев). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X$ и среди множества посылок встречается посылка W_1 вида $W_1 = V_1 \supset \dots \supset V_m \supset Y_1 \vee \dots \vee Y_n$, $m \geq 0, n \geq 2$, то непосредственно ниже N лежит $m+n$ узлов N_1, \dots, N_{m+n} , которым приписаны выражения

$$\begin{aligned} \hat{W}_1 &= W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_k \supset V_1; \\ \hat{W}_2 &= W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_k \supset V_m; \\ \hat{W}_{m+1} &= W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_k \supset Y_1 \supset X; \\ \hat{W}_{m+n} &= W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_k \supset Y_n \supset X. \end{aligned}$$

Посылку \hat{W}_1 называем выражением изменения узла.

Правило P3 (усиление заключения). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписано выражение

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_1 \vee X_2 \vee \dots \vee X_n, \quad n \geq 2, k \geq 0,$$

то непосредственно ниже узла N лежит единственный узел N_1 , которому приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_{i_1} \vee \dots \vee X_{i_m}$, где $\{i_1, i_2, \dots, i_m\} \subseteq \{1, 2, \dots, n\}$. Заключение $X_{i_1} \vee \dots \vee X_{i_m}$ будем называть выражением изменения узла N.

Правило P4 (разбор заключения). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_1 \& \dots \& X_n$, $k \geq 0$, то непосредственно ниже N расположено n узлов N_1, \dots, N_n , которым приписаны выражения

$$\begin{aligned} \hat{W}_1 &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_1; \\ \hat{W}_n &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_n. \end{aligned}$$

Правило P5 (разбор посылок). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписано выражение

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_n \supset X, \quad n \geq 1,$$

$\exists i, 1 \leq i \leq n, W_1 = V_1 \supset \dots \supset V_m \supset Y_1 \& \dots \& Y_k$, $k \geq 2, m \geq 0$, то непосредственно ниже N лежит единственный узел N_1 , которому приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset (V_1 \supset \dots \supset V_m \supset Y_1) \supset \dots \supset (V_1 \supset \dots \supset V_m \supset Y_k) \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_n$, W_1 будем называть выражением изменения узла N.

Правило P6 (доказательство от противного). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписано выражение

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X, \quad X \neq \perp, k \geq 0,$$

то непосредственно ниже N

лежит единственный узел n_1 , которому приписано выражение

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset (X \supset f) \supset f.$$

I.2. Кванторные правила

Определение 2.а) Вхождение квантора \forall (\exists) вида $(\forall x)A$ ($(\exists x)A$) считается положительным (отрицательным);

б) Если формула A имеет вид $B \wedge C$ или $B \vee C$, то вхождения кванторов \forall и \exists в A имеют такой же знак, как их вхождения в формулы B и C ;

в) Если формула A имеет вид $B \supset C$, то вхождения \forall и \exists в A , происходящие от некоторых вхождений в формулу C , имеют такой же знак, что и эти вхождения. Вхождения же \forall и \exists в A , происходящие от некоторых вхождений в формулу B , имеют знак, противоположный знаку этих вхождений в B .

Определение 3. Пусть D_u — синтаксическое дерево. Припишем каждому узлу n дерева D_u номер уровня следующим образом. Корню дерева припишем 1. Если некоторому невисящему узлу n приписан номер уровня k , то всем узлам, лежащим непосредственно ниже n , припишем номер уровня $k+1$.

Правило R1 (снятие положительного квантора \forall). Если некоторому невисящему узлу n 1-го уровня синтаксического дерева D_u приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset (\forall x)G(x)$, $k \geq 0$, то непосредственно ниже n лежит единственный узел n_1 , которому приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset S_a^x G(x)$, где a — новая положительная метапеременная 1-го уровня. $S_a^x G(x)$ обозначает подстановку в формулу $G(x)$ a вместо x .

Правило R2 (снятие положительного квантора \exists). Если некоторому невисящему узлу n 1-го уровня синтаксического дерева D_u приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset Y$ и среди множества посылок $\{W_1, W_2, \dots, W_k\}$, $k \geq 1$ есть посылка вида $W_1 = V_1 \supset \dots \supset V_m \supset \exists x G(x)$, $m \geq 0$, то непосредственно ниже узла n (на $(1+1)$ -ом уровне) лежит единственный узел n_1 , которому приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_{1-1} \supset W_{1+1} \supset \dots \supset W_k \supset (V_1 \supset \dots \supset V_m \supset S_a^x G(x)) \supset Y$, где a — новая положительная метапеременная 1-го уровня. Посылку W_1 будем называть выражением изменения узла n .

Правило R3 (снятие отрицательного квантора \forall). Если некоторому невисящему узлу n 1-го уровня приписано выражение

$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset Y$, $k \geq 1$ и среди множества
 посылки $\{W_1, \dots, W_k\}$ присутствует посылка W_1 вида $W_1 =$
 $V_1 \supset \dots \supset V_m \supset \forall x G(x)$, $m > 0$, то непосредственно ниже узла N
 лежит единственный узел N_1 , которому приписано выражение
 $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset S_a(V_1 \supset \dots \supset V_m \supset G(a)) \supset Y$, где a - новая
 отрицательная метапеременная 1-го уровня, S_a - преобразование
 формулы, состоящее в присваивании новых имен связанным перемен-
 ным посылки $\{V_1, \dots, V_m\}$ и заключения $G(a)$.

Правило R4 (снятие отрицательного квантора \exists). Если
 некоторому висящему узлу N 1-го уровня синтаксического дере-
 ва D_u приписано выражение $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset \exists x G(x)$, $k \geq 0$,
 то непосредственно ниже узла N лежит единственный узел N_1 ,
 которому приписано выражение $\hat{W} = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset S_a^x G(x)$,
 где a - отрицательная метапеременная 1-го уровня, не встре-
 чавшаяся в $W_1, \dots, W_k, G(x)$. Заключение $\exists x G(x)$ будем на-
 зывать выражением изменения узла N .

1.3. Висячие узлы. При получении висячих узлов существен-
 ную роль играют правила отождествления аргументов предикатов.
 Возможность отождествления термов (метапеременных и функций)
 зависит от соотношения номеров уровней, на которых введены вхо-
 дящие в них метапеременные. Далее запись $x_k^{+(-)}$, где $k =$
 $= 1, 2, \dots$, означает положительную (отрицательную) метапеременную
 k -го уровня, а $a \sim b$ означает, что можно отождествить a с b .

Правила отождествления термов.

Если $k < 1$ и $T(x_k^+) \leq T(x_1^-)$, то $x_k^+ \sim x_1^-$
 (и всюду в выражении производится подстановка $x_1^- \leftarrow x_k^+$).

Если $k < 1$ и $T(x_k^-) \leq T(x_1^-)$, то $x_k^- \sim x_1^-$
 (и всюду в выражении производим подстановку $x_1^- \leftarrow x_k^-$).

$x_k^- \sim t$, если $T(t) < T(x_k^-)$, t - терм, не являющийся
 метапеременной, и в t нет вхождений метапеременных x_1^q таких,
 что $1 \geq k$ (и всюду производится подстановка $x_k^- \leftarrow t$).

$F(x_1, \dots, x_n) \sim F(y_1, \dots, y_n)$, если одновременно ото-
 ждествим x_1 с y_1, \dots, x_n с y_n , и всюду производится уни-
 фицирующая подстановка.

Других отождествлений осуществить нельзя.

Правило R7. Висячим узлом называется узел, которому при-
 писано выражение а) $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset f$ и $\exists i, 1 \leq i \leq k, W_i = f$;

б) $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X$, $\exists i, 1 \leq i \leq k, W_i = Y$
и существует подстановка S , удовлетворяющая правилам отождествления термов, такая, что $SX = SY$;

в) $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset t_1 = t_2$, где t_1 и t_2 - два терма, и существует подстановка, удовлетворяющая правилам отождествления термов такая, что $St_1 = St_2$.

Подстановка S (гл б, в) называется подстановкой, инцидированной применением правила $P7$.

I.4. Дополнительные правила вывода. Кроме правил $P1 - P7$, $R1 - R4$ БЕСТА предоставляет ряд дополнительных правил вывода, которые, не расширяя логические возможности системы, позволяют сделать построение вывода более удобным и наглядным.

Правило $P0B$ (обобщения В-узел). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset P(t_1, \dots, t_n)$, $\exists i, W_i = V_1 \supset \dots \supset V_m \supset P(\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_n)$, то непосредственно ниже N расположены $n+m$ узлов N_1, \dots, N_{n+m} , которым приписаны формулы

$$\begin{aligned} \hat{W}_1 &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V_1; \\ \dots & \dots \dots \dots \\ \hat{W}_m &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V_m; \\ \hat{W}_{m+1} &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset t_1 = \varepsilon_1; \\ \dots & \dots \dots \dots \\ \hat{W}_{m+n} &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset t_n = \varepsilon_n. \end{aligned}$$

Правило $P0f$ (раскрытие функции). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V$, где $V = F(t_1, \dots, t_n) = F(\varepsilon_1, \dots, \varepsilon_n)$, то непосредственно ниже N расположено n узлов N_1, \dots, N_n , которым приписаны формулы

$$\begin{aligned} W_1 &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset t_1 = \varepsilon_1; \\ \dots & \dots \dots \dots \\ W_n &= W_1 \supset \dots \supset W_k \supset t_n = \varepsilon_n. \end{aligned}$$

Правило SFO (свёртка формулы). Если некоторому невисящему узлу N синтаксического дерева D_u приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset Y$, то непосредственно ниже N расположен единственный узел, которому приписана формула

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X \supset Y,$$

где формула X образована следующим образом.

Допустим, что $\{i_1, \dots, i_n\} \subseteq \{1, 2, \dots, k\}$ и в формулах W_{i_1}, \dots, W_{i_n} нет двух различных кванторов, связывающих одинаковые переменные. Приведём формулу $W_{i_1} \& W_{i_2} \&$

... & W_{i_n} к предваренной форме QZ (Q - квавторный комплекс, Z - бескванторная матрица) а затем Z - к конъюнктивной нормальной форме.

В результате получим формулу вида $Q(Z_1 \& \dots \& Z_l)$, где Z_i - дизъюнкция литер, $i = 1, 2, \dots, l$. Обозначим через y_1, \dots, y_{n_1} все переменные из Z , которые связаны в Q положительными кванторами, и через x_1, \dots, x_{n_2} - отрицательными кванторами.

Пусть S есть подстановка $y_{s_1} \leftarrow t_1, \dots, y_{s_p} \leftarrow t_p$ такая, что:

все y_{s_1}, \dots, y_{s_p} попарно различны, t_1, \dots, t_p - термы или переменные из множества $\{x_1, \dots, x_{n_2}\}$, причем на место переменной y не подставляется терм вида $t(\dots x \dots)$, где x - переменная, которую связывает квантор, зависящий от квантора $(\forall y)$;

в некоторых дизъюнкциях из SZ_1, \dots, SZ_l появились контрарные литеры.

Если SZ^1, \dots, SZ^q - все дизъюнкции, которые не содержат контрарных литер, то образуем формулу $X = Q(SZ^1 \& \dots \& SZ^q)$, которая называется сверткой формул W_1, \dots, W_{i_n} с помощью подстановки S . Нетрудно показать, что формула $QZ > X$ общезначима.

Правило СДП (свертка по двойственным парам). Если некоторому невисячему узлу синтаксического дерева приписана формула

$$W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V,$$

то непосредственно ниже W расположен единственный узел, которому приписана формула $\hat{W}_1 = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset W_n \supset V$, где формула W_n образована следующим образом.

Допустим, что $\{i_1, \dots, i_n\} \subseteq \{1, 2, \dots, k\}$ и в формулах W_{i_1}, \dots, W_{i_n} нет двух различных кванторов, связывающих одинаковые переменные. Приведем формулу $W_1 \& \dots \& W_{i_n}$ к предваренной форме, а затем к КНФ (как в правиле СФФ), получая формулу вида $Q(Z_1 \& Z_2 \& \dots \& Z_l)$, где Z_i - дизъюнкция литер ($i = 1, 2, \dots, l$).

Пусть s - подстановка, удовлетворяющая ограничениям из правила СФФ, $\exists i, \exists k, z_1 = \hat{z}_1 \vee L_1; z_k = \hat{z}_k \vee L_1$
и $SL_1 = SL_1^i$.

Тогда над формулой $D_B = (SZ_1 \& \dots \& SZ_1)$ выполняются преобразования:

вычеркиваются все дизъюнкции, содержащие контрарные литеры; строится множество D_1, \dots, D_k всех дизъюнкций таких, что $\exists i, \exists m, SZ_i = S(Z_i \vee L_i), SZ_m = S(Z_m \vee L'_i)$ и $SL_i = SL'_i, D_j = SZ_m \vee SZ_i$.

Тогда $W_n = Q(D_1 \& \dots \& D_k)$.

Нетрудно показать, что $W_1 \dots W_{1_n} W_n$.

Правило ВГИ (введение гипотезы). Если некоторому невисящему узлу n синтаксического дерева D_u приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset V$, то непосредственно ниже n расположены два узла, которым приписаны формулы $\hat{W}_1 = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X \supset V$ и $\hat{W}_2 = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X$.

Формула X называется гипотезой, введенной в узле n .

Правило ПИ (исключение подформулы). Если некоторому невисящему узлу синтаксического дерева D_u приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_1 \vee \dots \vee X_n, k \geq 1, n \geq 1$, то непосредственно ниже расположен единственный узел n_1 , которому приписана формула $W = W_1 \supset \dots \supset W_k \supset X_{j_1} \vee \dots \vee X_{j_s}$. Где

$$\{i_1, \dots, i_s\} \subseteq \{1, \dots, k\} \text{ и } \{j_1, \dots, j_s\} \subseteq \{1, \dots, n\}.$$

1.5. Планы доказательства. Построение планов доказательства эквивалентно выделению подцелей, которые необходимо достичь, для построения вывода. В системе выделение таких подцелей основывается на построении вывода для формулы, полученной из исходной с помощью некоторой регулярной процедуры упрощения. При этом формула, получаемая процедурой упрощения, является более слабой, чем исходная.

Если построенная формула недоказуема, то и исходная формула недоказуема. Если же построенная формула доказуема, то можно построить для нее доказательство, что проще, чем для исходной формулы, и по характеру построенного доказательства сделать вывод о характере доказательства для исходной формулы.

В описываемой версии системы ВЕСТА в качестве упрощенной формулы берется формула, полученная из исходной вынесением вперед всех положительных кванторов так, что все положительные кванторы предшествуют всем отрицательным, а в качестве информации о выводе используется список множеств литералов, аргументы которых должны быть отождествлены в ходе построения вывода.

Очевидно, что в общем случае может быть не единственный на-

бор таких множеств, кроме того, и одному набору множеств может соответствовать не единственный порядок отождествлений, и одному порядку отождествлений может соответствовать более чем один вывод. Тем не менее, выбранный набор множеств (план доказательства) ограничивает класс возможных выводов.

3. ПОРЯДОК РАБОТЫ СИСТЕМЫ

3.1. Выбор режима работы. Основными режимами работы системы являются диалоговый и автоматический. Выбор режима работы производится при ответе на вопрос системы В КАКОМ РЕЖИМЕ БУДЕМ РАБОТАТЬ ДАЛЕЕ? , который выводится на терминал после начала работы. Возможны ответы:

A - переход к автоматическому режиму без возможности возвращения к диалогу;

D - переход к диалоговому режиму;

AS - переход к автоматическому режиму без возможности возврата к диалогу, со стандартной стратегией и введением исходных данных с карт;

A+D - переход к автоматическому режиму, причем после завершения построения вывода или его прерывания анализ вывода производится в диалоговом режиме;

END - отказ от работы с системой;

BB - переход к вводу данных, затем возвращение к выбору режима работы;

S - выдача на терминал стандартной стратегии. После выведения стратегии производится возврат к выбору режима.

При всех других вариантах ответа будет выдано сообщение, что ответ является недопустимым, будут выданы возможные варианты ответов, и краткое объяснение их смысла, затем опять будет задан вопрос о режиме работы.

Порядок работы, при котором неверный ответ отвергается, выдается сообщение о возможных ответах и предоставляется возможность повторить ответ, характерен для большинства вопросов системы. Везде далее, если прямо не указано противное, предполагается такая обработка неправильных ответов человека.

3.2. Ввод исходных данных. При записи входной формулы языка исчисления предикатов первого порядка в системе используются следующие обозначения связей и кванторов, приведенные в таблице.

Таблица

Связка	Обозначение	Квантор	Обозначение
&	&	\forall	A
\vee	v (лат. буква)	\exists	E
\cup	*		
\equiv	Э (рус. буква)		

Принято, что входной формулой системы является секвенция, антецеденты и консеквенты которой заключены в скобки. Антецеденты и консеквенты секвенции являются формулами, записываемыми в соответствии со следующими правилами:

$\langle \text{формула} \rangle ::= \langle \text{квантор} \rangle \langle \text{формула} \rangle / \langle \text{предикат} \rangle / \langle \text{формула} \rangle$
 $\langle \text{связка} \rangle \langle \text{формула} \rangle / \langle f\text{-константа} \rangle / (\langle \text{формула} \rangle)$
 $\langle \text{квантор} \rangle ::= (A \langle \text{переменная} \rangle) / (E \langle \text{переменная} \rangle)$
 $\langle \text{предикат} \rangle ::= ((P \langle \text{имя предиката} \rangle) \langle \text{аргументы} \rangle)$
 $\langle \text{связка} \rangle ::= \& / \vee / * / \text{Э}$
 $\langle f\text{-константа} \rangle ::= F$
 $\langle \text{аргументы} \rangle ::= \langle \text{аргумент} \rangle \langle \text{аргументы} \rangle$
 $\langle \text{аргумент} \rangle ::= \langle \text{функция} \rangle / \langle \text{переменная} \rangle / \langle \text{константа} \rangle$
 $\langle \text{функция} \rangle ::= (\langle \text{символ функции} \rangle / \langle \text{аргументы} \rangle)$
 $\langle \text{константа} \rangle ::= c \langle \text{символ} \rangle$

Никаких ограничений на длину имени предиката не накладывается. Символы, используемые для построения имени предиката, должны отличаться от ")" и "(" и присутствовать на клавиатуре дисплея. Имя функции должно состоять из одной буквы. Переменные должны обозначаться буквами, отличными от букв P, A, E, f, c, Э.

2.2.1. Порядок введения формулы. Исходная секвенция может вводиться в систему с терминала или перфокарт или передаваться системе другой программой. Если секвенция вводится с перфокарт, то ее запись помещается как данные в пакете задачи. При вводе исходных данных с терминала последовательно вводятся послыжки и заключения секвенции. Ввод формулы начинается после ответа на вопрос системы: НАДО ЛИ ВВОДИТЬ ФОРМУЛУ? На этот вопрос возможны два ответа: ДА (если вводить надо) и НЕТ (если вводить не надо). Ответ НЕТ сохраняет в качестве исходной формулы, которая была введена в режиме ввода, если работа системы началась с ре-

жима ввода, если же формула не вводилась, система возвращается к выбору режима работы после сообщения об отсутствии исходных данных.

После ответа ДА на терминал выводится следующий вопрос ВВОД К С КАРТ ИЛИ С ТЕРМИНАЛА, на который возможны ответы ТЕРМ - если ввод данных будет с терминала, К - если ввод будет с карт.

Если данные вводятся с карт, то проверяется синтаксическая правильность введенной формулы, и если формула не является синтаксически правильной, об этом выдается соответствующее сообщение, и система переходит в состояние выбора режима. Если формула является синтаксически правильной, то проводятся ее предварительные преобразования (2.2.2), и система переходит к построению вывода в выбранном режиме работы.

При введении формулы с терминала вводятся последовательно сначала послышки, затем заключения. Приглашением для ввода послышки является текст ВВОДИТЕ ПОСЫЛКУ. После приглашения вводится послышка в соответствии с принятыми обозначениями, Посылка может быть введена полностью или частично. Для удобства чтения при вводе формулы может быть вставлено произвольное число пробелов. Если послышка вводится по частям, приглашением для продолжения ввода служит символ "-". Признаком окончания ввода послышки (заключения) является пустой ответ на приглашение "-".

После того, как послышка введена, производится ее синтаксический контроль. Если формула не является синтаксически правильной, об этом выдается соответствующее сообщение. Если формула синтаксически правильна, то она выводится на терминал и система выдает вопрос: СОГЛАСНЫ ЛИ С ВВЕДЕННОЙ ПОДФОРМУЛОЙ? Ответом может быть ДА и НЕТ. В случае ответа ДА формула включается в секвенцию, НЕТ - уничтожается.

Признаком окончания введения послышек является пустой ответ на приглашение ВВОДИТЕ ПОСЫЛКУ.

После послышек вводятся заключения. Приглашением для введения заключения является текст ВВОДИТЕ ЗАКЛЮЧЕНИЕ. Заключения вводятся так же, как и послышки. Признаком окончания ввода заключений (и формулы) является пустой ответ на приглашение ВВОДИТЕ ЗАКЛЮЧЕНИЕ.

Введенная формула выдается на терминал для визуального контроля, выдается вопрос СОГЛАСНЫ ЛИ С ВВЕДЕННОЙ ФОРМУЛОЙ? , на который возможны ответы ДА и НЕТ . Если введен ответ ДА , то после предварительных преобразований формула приписывается корню дерева и начинается построение вывода в выбранном режиме. Если же введен ответ НЕТ , формула уничтожается и система возвращается к началу ввода формулы (приглашение НАДО ЛИ ВВОДИТЬ ФОРМУЛУ).

2.2.2. Предварительные преобразования формулы состоят в исключении знаков эквивалентности и стандартизации переменных. Исключение знаков эквивалентности производится в соответствии с определением $A \equiv B \stackrel{df}{=} (A \supset B) \& (B \supset A)$. Введение знака эквивалентности делает более удобной запись исходной формулы, исключение этой связки перед построением вывода необходимо из-за того, что она не принадлежит рассматриваемому исчислению.

Стандартизация переменных состоит в замене переменных таким образом, что каждая переменная, связанная квантором, имеет свое имя, и все связанные переменные отличаются от свободных. Так, например, формула $P1(x) \& (\forall x)(P1(x) \supset (\exists z)(P3(x, z)))$ будет приведена к виду $P1(x) \& (\forall y)(P1(y) \supset (\exists z)(P3(y, z)))$.

2.3. Построение вывода в диалоговом режиме. После выполнения предварительных преобразований на терминал выдается полученная формула и приглашение ЧТО ДЕЛАТЬ ДАЛЬШЕ? Это приглашение является стандартным для диалогового режима и выдается после выполнения любого шага диалога. Шагом диалога является попытка применения правила - удачная или неудачная, построение плана доказательства для некоторой формулы, автоматическое построение доказательства для некоторого набора формул, если обращение к автоматическому построению производилось из режима диалога, установка новой стратегии для автоматического режима, а также выдача на терминал любой запрошенной информации о построенном фрагменте доказательства. После каждого шага выдается приглашение ЧТО ДЕЛАТЬ ДАЛЬШЕ? , что служит сигналом для выполнения следующего шага диалога. Работа системы в режиме диалога заканчивается по директиве КОНЕЦ в ответ на стандартное приглашение.

2.3.1. Применение правил вывода. При применении правила вывода необходимо указать имя правила (в соответствии с § I) и формулу, к которой это правило следует применять. Кроме того, в

некоторых случаях, когда правило можно применить не единственным образом, и выбор варианта "по умолчанию" не устраивает пользователя, необходимо непосредственно указать изменяемую часть формулы.

В общем случае обращение для применения правила имеет вид $\langle \text{Имя правила} \rangle [\langle \text{номер формулы} \rangle [\langle \text{параметр применения} \rangle]]$, где имя правила дается в соответствии с §1; номер формулы — номер формулы в выводе, к которой следует применить правило; параметр применения — параметр, позволяющий однозначно установить изменяемую часть формулы; в квадратных скобках помещены обязательные элементы, в фигурных — повторяющиеся элементы.

Если номер формулы не указан, то выделяется формула, написанная самой левой невисячей концевой вершине дерева. Если же таких вершин нет, выдается сообщение, что вывод завершен, т.к. все концевые вершины являются висячими.

В пропозициональных правилах в качестве параметра указываются номера вхождений атомарных формул в изменяемую часть формулы, в кванторных — имена переменных, связываемых квантором, который нужно снять.

При применении правил без параметров в соответствии с выбранным правилом в качестве изменяемой формулы используется самая левая формула, которая имеет нужный вид или может изменяться при применении данного правила. Так, при применении правила P2 и P5 изменяемой формулой будет, соответственно, самая левая формула, имеющая вид конъюнкции дизъюнкции. При применении кванторных правил будет снят самый левый квантор, имеющий нужный вид и знак. При применении правил P1, P7, P0B правила применяются по самой левой послке и самому левому заключению из всех, по которым может быть применено данное правило.

В системе принято, что если правило применяется без параметров, проверяются все по порядку возможности применения правила, пока какой-нибудь вариант применения не окажется успешным. Если же никакой вариант не приводит к успешному применению, выдается сообщение о неприменимости правила. При применении правила с параметрами производится попытка применения правила только по выделенным подформулам, и если она окажется неудачной, выдается сообщение о невозможности применения правила с этими выделенными параметрами.

Далее подробнее расскажем о применении правил с параметрами. Правила P1, P7 и P0B. При применении с параметрами должны быть выделены ровно одна посылка и одно заключение, по которым производится попытка применения правила, или одно заключение при применении P7 с заключением, приводимым к виду $(X=X)$. Если будет выделено другое число подформул, будет выдано соответствующее сообщение и правило применяться не будет.

Правила P2, P5. Должна быть выделена ровно одна посылка.

Правила P4, P6 и PФ не требуют указания параметров. Если они указаны, то не учитываются.

Правила P3, ПИ, СФ0 и СДП без параметров не применяются.

Для применения правила P3 следует указать те части заключения, имеющего вид дизъюнкции, которые должны сохраниться в результирующей формуле. Правило применяется, если формула изменилась и построенное заключение не является пустым.

При применении правила ПИ указывается, какие посылки и заключения исключаются из формулы. Правило применяется, если заключение построенной формулы не пусто. При применении правил СФ0 и СДП указываются посылки, используемые при построении свертки. Правило ВГМ применяется без параметров. Гипотеза вводится по приглашению "ВВЕДИТЕ ГИПОТЕЗУ" так же, как и посылки исходной формулы. При применении с параметрами правил P1, P2, P3, P4 за один шаг может быть снято произвольное число кванторов.

Правило ППВ. При построении доказательства можно объявить висячей любую вершину вывода. Например, если нескольким вершинам приписаны одинаковые формулы, можно все такие вершины объявить висячими, кроме одной вершины, для которой необходимо продолжить доказательство. Для применения правила достаточно указать номер вершины, к которой применяется правило. Вершина фиксируется как висячая, и выдается соответствующее сообщение.

Объявление вершины висячей может быть отменено (как и применение любого другого правила) на последующих шагах вывода.

2.3.2. Сервисные средства диалога. К сервисным средствам диалога относятся средства, обеспечивающие анализ и просмотр вывода, и средства, обеспечивающие информацию о работе системы.

Построение плана доказательства выполняется по обращению ПЛАН ДЛЯ ФОРМ[УЛЫ] <номер формулы>. В результате обращения

строятся все возможные планы доказательства для выделенной формулы. Если формулы с указанным номером нет, выдается соответствующее сообщение. В том случае, если формулу удалось выделить и построено не менее одного плана доказательства, все построенные планы доказательства выводятся на терминал. В случае, если ни одного плана доказательства построить не удалось, на терминал выдается сообщение об отсутствии плана доказательства.

Анализ завершенности вывода проводится по обращению `ВЫВОД[ЗАВЕРШЕН]`. Вывод считается завершенным, если все конечные вершины вывода являются висячими (или по критерию P7, или объявлены висячими правилом ПВ). По обращению производится анализ вывода, и если вывод завершен, выдается сообщение `ВЫВОД ЗАВЕРШЕН`. Если вывод не является завершенным, выдается список номеров конечных вершин, не являющихся висячими.

В процессе доказательства, особенно при доказательстве сложных утверждений, когда этот процесс осуществляется длительно, бывает желательно выдать на терминал фрагмент построенного дерева, который расположен ниже некоторой вершины. Это удобно, например, в случае, если необходимо просмотреть определенную часть вывода, когда возникли сомнения относительно целесообразности построения ее. Получение такого фрагмента на терминале позволяет локализовать неудачные шаги поиска доказательства. Вывод на терминал фрагмента дерева, расположенного ниже некоторой вершины, производится по обращению `НИЖЕ <номер вершины>`.

В процессе доказательства можно выдать на терминал любую построенную вершину дерева. Выдача вершины на терминал возможна как в полном виде, так и с принятыми в системе сокращениями. Для вывода на терминал вершины необходимо указать ее номер. Обращение для получения формулы в полном виде: `ВЫВЕСТИ[ПОЛНУЮ] ФОРМУЛУ[номер]`. Для выдачи формулы с сокращениями используется обращение `ВЫВЕСТИ[ФОРМУЛУ] <номер>`. Представление формулы с сокращениями позволяет выделить в формуле изменяемую подформулу. В ответ на обращения выдается формула (соответственно в полном или сокращенном виде), имеющая указанный номер. Если к выделенной формуле применялось какое-либо правило, указывается, какое правило было применено, и какие формулы (по номерам) были получены в результате применения правила. Если формулы с указанным номером в выводе нет, выдается сообщение `ФОРМУЛА N`

<номер> В ВЫВОДЕ ОТСУТСТВУЕТ.

Поскольку в процессе построения доказательства формулы выдаются на терминал с использованием сокращений, необходимо иметь средство для отдельного просмотра введенных сокращений. Выдать на терминал подформулу, имеющую при сокращении вид ПК, можно по обращению ВЫВЕСТИ ПОДФОРМУЛУ К. В ответ система выдаст на терминал требуемую подформулу. Если же подформула с таким номером в доказательстве не встречалась, ответ будет пустой.

В описываемой системе все сообщения, выдаваемые на терминал и принимаемые с терминала, дублируются на печати. Однако часто бывает желательно иметь печатную копию построенного вывода с исключением отмененных шагов и отброшенных фрагментов. Поэтому система обеспечивает вывод на терминал или только на печать всего построенного доказательства. При этом формулы могут выдаваться полностью или в сокращенном виде. Для выдачи доказательства с сокращениями используются обращения:

ВЫВЕСТИ РЕЗУЛЬТАТ - для выдачи на печать и на терминал;

ВЫВЕСТИ РЕЗУЛЬТАТ II - для выдачи построенного фрагмента только на печать. При последнем обращении по окончании выдачи фрагмента на печать на терминал выдается сообщение ОК. Формулы выдаются так же, как и при выдаче по обращению ВЫВЕСТИ, т.е. указывается примененное правило и построенные формулы для всех вершин, к которым применены правила.

Для получения результатов вывода без сокращений возможны два обращения, при этом построенный вывод только распечатывается:

ВЫВЕСТИ РЕЗУЛЬТАТ II II

ВЫВЕСТИ РЕЗУЛЬТАТ АВТОМНО

При первом обращении распечатка результата проводится при открытом общении с терминалом, при втором обращении результат выводится на печать, общение с терминалом закрыто. Вывод распечатывается без указания номеров входящих предикатов, каждая посылка (заключение) распечатывается в отдельной строке. Для каждой вершины вывода, кроме того, указывается номер уровня, примененное к ней правило (если правило было применено), и если в результате применения правила построены новые вершины, указываются их номера, если вершина висячая, то указывается, что она

висячая, и по какому правилу (P7 или ПВ).

В конце распечатки вывода выдается сообщение **ВЫВОД ЗАВЕРШЕН**, если все концевые вершины висячие, или сообщение о концевых вершинах, не являющихся висячими, причем при первом варианте обращения эти сообщения выводятся также и на терминал.

Выдача информации о возможных ответах на вопрос **ЧТО ДЕЛАТЬ ДАЛЬШЕ** возможна по обращению **ЧТО**. В ответ система выдаст список возможных ответов с кратким пояснением смысла каждого ответа.

Если же пользователь даст недопустимый ответ (допустимыми являются ответы, перечисляемые в п. 2.3), система выдает сообщение о том, что ответ пользователя является недопустимым и обращение **ВЫВЕСТИ СПИСОК ДОПУСТИМЫХ ОТВЕТОВ?**, на которое возможны ответы **ДА** и **НЕТ**. На ответу **ДА** выдается список допустимых ответов, после чего система возвращается в режим диалога, по ответу **НЕТ** возвращение к диалогу производится без выдачи дополнительных сообщений.

2.3.3. Обращения для построения фрагментов доказательства в автоматическом режиме. К таким обращениям относится обращение, предусматривающее возвращение к диалогу после завершения автоматического построения и обращение без возврата к диалогу. Для автоматического построения вывода ниже некоторой вершины N обращение имеет вид **АВТ N**. После такого обращения вывод ниже данной вершины строится автоматически, по окончании построения система переходит в режим диалога. Обращения для завершения всего вывода в автоматическом режиме имеют вид **АВТ** и **АВТ А**. По первому обращению после завершения построения система возвращается в режим диалога, при втором после завершения построения система кончает работу. В обоих случаях вывод строится так же, как и при работе в автоматическом режиме (п. 2.4).

Перед обращением к автоматическому режиму можно изменить стратегию поиска вывода и режим общения при автоматическом поиске доказательства введением обращения **СТРАТ**. В этом случае установление стратегии и режима общения выполняется так же, как при работе в автоматическом режиме.

2.3.4. Выход из режима диалога и окончание работы системы производится введением директивы **КОНЦ** в ответ на обращение **ЧТО ДЕЛАТЬ ДАЛЬШЕ**. Кроме того, как указывалось выше, выход из режима диалога может осуществляться при переходе к работе автомати-

ческого режима по директиве АВТ А и при автономной выдаче на печать результатов вывода (директива Выв РЕЗ А).

2.4. Построение вывода в автоматическом режиме. Построение начинается с ввода исходных данных. Исходными данными для автоматического режима являются доказываемая формула и стратегия поиска вывода. Работа в автоматическом режиме начинается с ввода формулы, который производится так же, как в диалоговом режиме. После ввода формулы вводится стратегия.

2.4.1. Ввод стратегии. Стратегией в системе называется порядок, в котором производятся попытки применения правил вывода. Если правило неприменимо, производится попытка применения следующего правила стратегии и т.д. Если правило применено, то для построенных вершин применение правил начинается с первого правила стратегии.

На терминал выдается приглашение **ДЕЛАЕТЕ ЛИ ВВЕСТИ НОВУЮ СТРАТЕГИЮ?** Возможны ответы **С**, **ДА** и **НЕТ**. При введении ответа **НЕТ** будет избрана стандартная стратегия системы, при ответе **С** стандартная стратегия выводится на терминал и вопрос повторяется. При ответе **ДА** начинается ввод стратегии. Стратегия устанавливается последовательным вводом правил вывода и в порядке убывания приоритета. Приглашение для ввода имени правила: **ВВЕДИТЕ ИМЯ ПРАВИЛА**. Ответом может быть имя правила или пустой ответ. Пустой ответ означает конец ввода стратегии. Если введено имя правила, проверяется, допустимо ли такое имя. Если имя правила введено верно, и такое имя не было включено ранее, то оно включается в стратегию. Если имя введено повторно, выдается соответствующее сообщение. Если имя правила введено неверно, выводится сообщение, что имя правила неверно и перечисляются допустимые имена правил. Во всех случаях, когда введено некоторое имя правила, после его обработки повторяется приглашение **ВВЕДИТЕ ИМЯ ПРАВИЛА** и вводится следующее имя правила.

2.4.2. Установка режима взаимодействия с пользователем при доказательстве в автоматическом режиме производится после определения стратегии. Может быть установлен режим работы под контролем или режим без вмешательства человека. Если установлен режим работы под контролем, построение вывода может быть прервано с терминала в некоторые моменты построения после того, как система выдала вопрос **ПРОДОЛЖАТЬ?** Такой вопрос при работе

под контролем выдается через небольшое число шагов вывода и когда к некоторой формуле никакие правила не применимы.

После установки стратегии на терминал выводится вопрос **ЖЕЛАЕТЕ ЛИ ВМЕШАТЬСЯ В РАБОТУ АВТОМАТА?**, на который возможны ответы ДА, НЕТ, пустой, воспринимаемый как ДА. Если введен ответ ДА, устанавливается режим работы под контролем, если НЕТ, устанавливается режим работы автомата без вмешательства человека в процессе построения доказательства.

2.4.3. Построение вывода в автоматическом режиме. После того как установлены стратегии и режим взаимодействия, начинается построение вывода в автоматическом режиме. На первом шаге построения к исходной формуле производятся попытки применить правила вывода в порядке убывания приоритетов. Если какое-нибудь правило применено успешно, то полученные формулы включаются в вывод, если же к формуле никакие правила не применимы, об этом выдается сообщение. На последующих шагах в качестве исходных берутся формулы, приписанные концевым невисячим вершинам построенного фрагмента доказательства. Построение заканчивается, когда все вершины оказываются висячими или ко всем невисячим концевым вершинам неприменимы правила вывода, а для неконцевых вершин нет новых вариантов применения правил.

При работе под контролем построение доказательства может быть прервано после ответа на вопрос **ПРОДОЛЖАТЬ?**, на который могут быть даны ответы ДА, НЕТ и пустой, воспринимаемый как ДА. Если был дан ответ ДА, продолжается построение вывода в автоматическом режиме, если был дан ответ НЕТ, система переходит к работе в режиме диалога. Когда построение вывода в автоматическом режиме закончено, производится анализ завершенности вывода так, как по директиве **ВЫВОД ЗАВЕРШЕН** в режиме диалога. Результаты анализа выдаются на терминал и печать или только на печать, если вывод строился при закрытом диалоге. Затем система переходит к работе в режиме диалога, если был установлен автоматический режим с возвратом к диалогу, и окончанию работы в противном случае.

3. РЕАЛИЗАЦИЯ

В настоящее время система ВЕСТА реализована на ЕС ЭВМ и БЭСМ-6. Комплекс программ системы написан на языке РЕФАЛ. Об-

щий объем комплекса (без естественно-языкового интерфейса) около 2500 предложений языка. Возможно совмещение комплекса с другими программами, написанными на РЕФАЛе, а так же на ПЛ/1 (ЕС ЭВМ) и ФОРТРАНе (БЭСМ-6). В частности, при работе комплекса с естественно-языковым интерфейсом его общий объем составляет около 4000 предложений РЕФАЛа.

Проведенные эксперименты показывают, что система ВЕСТА позволяет доказывать достаточно сложные утверждения в исчислении предикатов первого порядка. В частности, были доказаны все теоремы [5].

Использование системы ВЕСТА в диалоговом режиме для доказательства сложных теорем избавляет человека от проведения большого числа однообразных выкладок, позволяет доказывать более простые утверждения в автоматическом режиме, использование дополнительных правил вывода позволяет более рационально проводить доказательство. В диалоговом режиме системой ВЕСТА был доказан также ряд теорем о правильности программ. Эти теоремы наряду с обоснованием их формирования предполагается описать в экспериментальной части работы.

Список литературы.

1. W.F.Clocksia, C.S.Mellish. Programming in Prolog, Springer-Verlag, 1981.
2. Горская И.В., Короткова М.А., Попов С.В. Входные языки системы поиска выводов: Препринт/ИПМ им. М.В.Келдыша.-М., 1985.
3. Горская И.В., Короткова М.А., Попов С.В. Транслятор системы поиска выводов: Препринт/ИПМ им. М.В.Келдыша.-М., 1985.
4. Захарьяшев М.В., Попов С.В. Процедура поиска вывода, основанная на методе синтаксического дерева: Препринт/ИПМ им. М.В.Келдыша,- М., 1976.
5. Чень Ч., Ли Р. Математическая логика и автоматическое доказательство теорем.-М.;Наука, 1983.

Мария Александровна Короткова
Борис Алексеевич Шуклин

Диалоговая система поиска логического вывода

Рукопись поступила в издательский отдел 3.02.1986

Ответственный за выпуск Короткова М. А.

Л. - 62872 Подписано в печать 18/IV-86 г. Формат 60x84 I/16

П. л. 1,5 Уч.-изд. л. 1,5 Тираж 170 экз.

Изд. № 007-86 Заказ 1363 Цена 10 коп.

Типография МЭИ, Каширское шоссе, 31