Мишин А.В., Мишин С.А. Построение логического вывода решений в экспертных системах с аксиоматическим представлением знаний [Электронный ресурс] // Информационно-экономические аспекты стандартизации и технического регулирования: Научный интернет-журнал. 2014. – № 4(20). Режим доступа http://iea.gostinfo.ru/files/2014_04/2014_04_13.pdf

УДК 681.323: 621.38

ПОСТРОЕНИЕ ЛОГИЧЕСКОГО ВЫВОДА РЕШЕНИЙ В ЭКСПЕРТНЫХ СИСТЕМАХ С АКСИОМАТИЧЕСКИМ ПРЕДСТАВЛЕНИЕМ ЗНАНИЙ

Мишин А.В., заведующий кафедрой правовой информатики, информационного права и естественно-научных дисциплин Центрального филиала ФГБОУ ВО «Российский государственный университет правосудия», кандидат технических наук, доцент, г. Воронеж;
Мишин С.А., доцент кафедры автоматизированных информационных систем органов внутренних дел ФГКОУ ВО «Воронежский институт МВД России», кандидат технических наук, доцент, г. Воронеж

Рассматриваются актуальность внедрения в сферу судебной деятельности экспертных систем поддержки принятия решений и теоретические предпосылки построения для таких систем алгоритмов доказательства теорем в исчислении предикатов первого порядка. Предлагаются состав и правила реализации базовых процедур логического вывода.

Ключевые слова: экспертная система; принятие решений; логический вывод; формула исчисления предикатов первого порядка; алгоритм унификаций; метод резолюций.

UDC 681.323: 621.38

BUILDING OF THE INFERENCE OF THE DECISIONS IN EXPERT SYSTEM WITH AXIOMATIC PRESENTATION OF THE KNOWLEDGES

Mishin A.V., chief of the chair of the legal informatics, information law and natural-science discipline of the Central branch FGBOU VO «Russian State University of the Justice», candidate of sciences (technics), assistant professor, Voronezh;
Mishin S.A., assistant professor of the chair automated information systems of the Law Enforcement Agencies of the FGKOU VO «Voronezh Institute of the Ministry of the Interior of Russia», candidate of sciences (technics), assistant professor, Voronezh

Urgency of the introduction are Considered in sphere of judicial activity expert decision support system and theoretical premiseses of the building for such systems algorithm proof of the theorems in calculus first-order predicate. They Are Offered composition and rules to realization of the base procedures of the inference.

Keywords: expert system; decision making; the inference; the formula of the calculus first-order predicate; the algorithm unification; the method resolution.

Введение. Одна из основных целей использования компьютерных технологий в судах и в системе Судебного департамента – повысить законность и обоснованность принимаемых судебных решений. Но единственный положительный эффект, который удалось достичь в этой части от внедрения государственной автоматизированной системы РФ «Правосудие», заключается в предоставлении судьям возможности обращаться к банку судебных решений и информационно-правовым базам. Возможность соразмерить «своё решение» в конкретной правовой ситуации отсутствует.

Выходом из создавшегося положения является создание так называемых систем поддержки принятия решений (СППР), в основу построения которых могут быть положены теоретико-игровой или семиотический подход к автоматизации процессов ПР. Следует отметить, что, если в рамках первого подхода в настоящее время появляются интересные работы [1, 2], то второй подход практически обойдён вниманием исследователей. Хотя целесообразность применения экспертных систем (ЭС) в области права не вызывает сомнений [3]. Основная причина – сложность проблемы представления и использования знаний экспертов о данной предметной области. Вместе с тем, имеются все предпосылки для разрешения этой проблемы. В частности, в [4, 5] показана возможность применения аксиоматических теорий для представления знаний в ЭС. В свою очередь, ЭС должна обеспечивать логический (дедуктивный) вывод (получение следствий из системы аксиом и описаний ситуаций) применительно к заданной ситуации, что обусловливает актуальность разработки так называемых алгоритмов автоматического доказательства теорем (АДТ) [6].

Цель статьи – на основе обобщения теоретических предпосылок, на основе которых могут быть построены подобные алгоритмы при использовании для формализации знаний исчисления предикатов первого порядка, сформулировать состав и правила реализации базовых процедур логического вывода.

Приведение формул к стандартному виду. Процессу доказательства предшествуют подготовительные операции, заключающиеся в приведении формул к стандартному виду.

Первой операцией является преобразование формул, содержащих кванторы, в предварённую нормальную форму (ПНФ). Формула A в исчислении предикатов первого порядка находится в ПНФ тогда и только тогда, когда она имеет вид $(Q_1\ X_1)(Q_2\ X_2)\ldots(Q_n\ X_n)(M)$, где каждое $Q_i\ X_i$ $(i=1,2,\ldots,n)$ есть $(\forall\, X_i)$ или $(\exists\, X_i)$ и M есть формула, не содержащая кванторов, $(Q_1\ X_1)\ldots(Q_n\ X_n)$ называется префиксом, а M – матрицей формулы A.

Приведение в ПНФ заключается в последовательной замене формулы следующими эквивалентными (равносильными) формулами [7]:

$E1.$ $A \leftrightarrow B \equiv (A \to B) \wedge (B \to A)$.

$E2.$ $A \to B \equiv \neg A \vee B$.

$E3.$ $a)\ A \vee B \equiv B \vee A$; $b)\ A \wedge B \equiv B \wedge A$.

$E4.$ $a)\ (A \vee B) \vee C \equiv A \vee (B \vee C)$; $b)\ (A \wedge B) \wedge C \equiv A \wedge (B \wedge C)$.

$E5.$ $a)\ A \vee (B \wedge C) \equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C)$; $b)\ A \wedge (B \vee C) \equiv (A \wedge B) \vee (A \wedge C)$.

$E6.$ $a)\ A \vee 0 \equiv A$; $b)\ A \wedge 1 \equiv A$.

$E7.$ $a)\ A \vee 1 \equiv 1$; $b)\ A \wedge 0 \equiv 0$.

$E8.$ $a)\ A \vee \neg A \equiv 1$; $b)\ A \wedge \neg A \equiv 0$.

$E9.$ $a)\ \neg(\neg A) \equiv A$; $b)\ A \wedge \neg A \equiv 0$.

$E10.$ $a)\ \neg(A \vee B) \equiv \neg A \wedge \neg B$; $b)\ \neg(A \wedge B) \equiv \neg A \vee \neg B$.

$E11.$ $a)\ (Q\,x)\ A(x) \vee B \equiv (Q\,x)\,(A(x) \vee B)$; $b)\ (Q\,x)\ A(x) \wedge B \equiv (Q\,x)\,(A(x) \wedge B)$.

$E12.$ $a)\ \neg((\forall\,x)\ A(x)) \equiv (\exists\,x)\,(\neg A(x))$; $b)\ \neg((\exists\,x)\ A(x)) \equiv (\forall\,x)\,(\neg A(x))$.

$E13.\, a)\ (\forall x)\, A(x) \wedge (\forall x)\, B(x) \equiv (\forall x)\, (A(x) \wedge B(x))$;

$b)\ (\exists x)\, A(x) \vee (\exists x)\, B(x) \equiv (\exists x)\, (A(x) \vee B(x))$.

$E14.\, a)\ (Q_1\, x)\, A(x) \vee (Q_2\, x)\, B(x) \equiv (Q_1\, x)\, (Q_2\, y)\, (A(x) \vee B(y))$;

$b)\ (Q_3\, x)\, A(x) \wedge (Q_4\, x)\, B(x) \equiv (Q_3\, x)\, (Q_4\, y)\, (A(x) \wedge B(y))$,

где $\leftrightarrow$, $\rightarrow$, $\wedge$, $\vee$, $\neg$, 1, 0, соответственно, операции эквивалентности, импликации, конъюнкции, дизъюнкции, отрицания, а также значения истинности: «истина» и «ложь».

Алгоритм преобразования формул в ПНФ включает следующие шаги.

Шаг 1. Используем эквивалентности $E1$, $E2$, чтобы исключить логические связки $\leftrightarrow$, $\rightarrow$.

Шаг 2. Повторно используем $E9$, $E10$, $E12$, чтобы пронести знаки $\neg$ (отрицания) внутрь формулы.

Шаг 3. Переименовываем связанные переменные таким образом, чтобы переменные, соответствующие различным кванторам, не имели одинаковых обозначений.

Шаг 4. Используем $E11$, $E13$, $E14$ для вынесения кванторов в самое начало формулы, чтобы получить ПНФ.

Следующей подготовительной операцией является приведение матрицы формулы в ПНФ к совершенной конъюнктивной нормальной форме (СКНФ), то есть к виду

$$(A_{11} \vee A_{21} \vee \ldots \vee A_{m1} 1) \wedge (A_{12} \vee A_{22} \ldots \vee A_{m2}\, 2) \wedge \ldots \wedge (A_{1n} \vee A_{2n} \vee \ldots \vee A_{mn}\, n),$$

где A_{ij} обозначает предикат или его отрицание, называемое далее литерой.

Для этого многократно применяется эквивалентность $E5$.

После этого выполняется операция элиминации (устранения) кванторов по следующим правилам.

Пусть формула A находится в ПНФ

$$(Q_1\, x_1)\, (Q_2\, x_2) \ldots (Q_n\, x_n)\, M,$$

где M есть СКНФ. Предположим, что Q_z есть квантор существования в префиксе $(Q_1\ x_1)(Q_2\ x_2)\ldots(Q_n\ x_n)$, $1 \le z \le n$.

Если никакой квантор всеобщности не стоит в префиксе левее Q_z, то вводится новый символ константы *C*, отличный от других символов констант в *M*, который подставляется вместо всех вхождений x_z в *M*, а квантор $(Q_z\ x_z)$ вычёркивается из префикса. Если $Q_{S_1}\ Q_{S_2}\ \ldots Q_{S_m}$ список всех кванторов всеобщности, встречающихся левее Q_z, $1 \le S_1 < S_2 < \ldots < S_m < z$, то вводится новый функциональный символ с m аргументами $f(x_{S_1}, x_{S_2}, \ldots, x_{S_m})$, который подставляется вместо x_z в *M*, после чего квантор $(Q_z\ x_z)$ вычёркивается. Эта функция $f(x_{S_1}, x_{S_2}, \ldots, x_{S_m})$ носит название функции Сколема [7]. Она обозначает тот объект или их множество, которые существуют при данных $x_{S_1}, x_{S_2}, \ldots, x_{S_m}$ и связаны с обозначаемыми ими объектами отношением, выражаемым формулой [6]. Например, в результате описанных действий над формулой

$$\forall\, x \,\exists\, y \,\exists\, z\, (\neg P(x, y) \wedge Q(x, z) \vee R(x, y, z))$$

получим стандартную форму

$$\forall\, x\, ((\neg P(x, g(x)) \vee R(x, g(x),\ f(x))) \wedge (Q(x,\ f(x)) \vee R(x, g(x),\ f(x))).$$

Дизъюнкцию литер в такой формуле называют дизъюнктом. Данная формула может быть представлена множеством дизъюнктов:

1. $\neg P(x, g(x)) \vee R(x, g(x),\ f(x))$.

2. $Q(x,\ f(x)) \vee R(x, g(x),\ f(x))$.

Синтаксический и семантический вывод. Допустим, что необходимо доказать, что формула *Q* выводима из множества формул $A_1, A_2, \ldots, A_n$. Согласно синтаксическому определению выводимости для этого необходимо показать, что формула *Q* может быть получена из $A_1, A_2, \ldots, A_n$ и логических аксиом путём конечного применения правил вывода. Недостатком такого подхода является неопределённость, связанная с выбором аксиом, уже доказанных теорем и правил вывода, которые необходимо использовать на каждом шаге. Это приводит к необходимости просмотра значительного количества вариантов доказательства до получения требуемого результата.

Поэтому реализованные алгоритмы АДТ базируются на семантическом определении логического следования: формула B является логическим следствием формул $A_1, A_2, \ldots, A_n$, если во всякой интерпретации формула B выполнена на каждой последовательности предметных констант, на которой выполнены все формулы $A_1, A_2, \ldots, A_n$.

Доказательство выводимости B из $A_1, A_2, \ldots, A_n$ можно свести к доказательству совместной невыполнимости множества формул $\{A_1, A_2, \ldots, A_n, \neg B\}$, т.е. к методу доказательства от противного, при котором доказываемое утверждение полагается первоначально ложным и показывается, что это приводит к противоречию с исходными предположениями теории.

Процедура АДТ, предложенная Гилмором [7], сводилась к последовательному порождению множеств основных примеров дизъюнктов $S_1', S_2', \ldots, S_n' \ldots,$ определённых соответственно на $H_1, H_2, \ldots, H_n, \ldots,$ и проверке их на противоречивость путём приведения конъюнкции дизъюнктов в дизъюнктивную нормальную форму (ДНФ). Недостатком процедуры является очень быстрый рост количества элементов множеств H_i с увеличением i и количества конъюнкций в ДНФ, что не позволяет её применять к практическим задачам.

Более эффективным является метод Девиса и Патнема [7], который по существу состоит из следующих четырёх правил:

1. Правило тавтологии. Вычёркиваются все тавтологичные, основные дизъюнкты из S. Оставшееся множество S невыполнимо тогда и только тогда, когда и S невыполнимо.

2. Правило однолитерных дизъюнктов. Если существует дизъюнкт L в S, содержащий одну литеру, то S получается из S вычёркиванием всех дизъюнктов, содержащих L, и исключением $\neg L$ из дизъюнктов, их

содержащих.

3. Правило чистых литер. Назовём литеру L в основном дизъюнкте из S чисто в S тогда и только тогда, когда литера $\neg L$ не появляется ни в одном из других основных дизъюнктов из S. Все дизъюнкты, содержащие чистые литеры, вычёркиваются.

4. Правило расщепления. Если множество S можно представить в виде

$$(A_1 \vee L) \wedge \ldots \wedge (A_m \vee L) \wedge (B_1 \vee \neg L) \wedge \ldots \wedge (B_n \vee \neg L) \wedge R,$$

где A_i, B_i и R не содержат L и $\neg L$, то получим два множества:

$$S_1 = A_1 \wedge A_2 \wedge \ldots \wedge A_m \wedge R \text{ и } S_2 = B_1 \wedge B_2 \wedge \ldots \wedge B_n \wedge R.$$

Очевидно, что S невыполнимо тогда и только тогда, когда $S_1 \vee S_2$ невыполнимо. Например, воспользуемся правилом 2 и покажем, что $S = (P \vee Q \vee \neg R) \wedge (P \vee \neg Q) \wedge \neg P \wedge R \wedge U$ невыполнимо:

$$(P \vee Q \vee \neg R) \wedge (P \vee \neg Q) \wedge \neg P \wedge R \wedge U,$$

$$(Q \vee \neg R) \wedge \neg Q \wedge R \wedge U,$$

$$\neg R \wedge R \wedge U.$$

Получено противоречие, значит S невыполнимо.

Применение указанных правила не избавляет от необходимости порождения дизъюнктов с быстро растущим количеством элементов.

Алгоритм унификации. Будем понимать под подстановкой конечное множество вида $\eta = \{\frac{\theta_1}{v_1}, \ldots, \frac{\theta_n}{v_n}\}$ где $v_1, v_2, \ldots, v_n$ – переменные, $\theta_1, \theta_2, \ldots, \theta_n$ – термы, каждый из которых θ_i отличен от v_i. Обозначим через E_η выражение, полученное из E подстановкой термов θ_i (i = 1, 2, …, n), вместо всех вхождений переменных v_i. E_η называется примером выражения E.

Подстановка η называется унификатором для множества выражений $\{E_1, \ldots, E_k\}$ тогда и только тогда, когда $E_1\eta = E_2\eta = \ldots = E_k\eta$. Множество

$\{E_1, \ldots, E_k\}$ унифицируемо, если для него существует унификатор.

Композицией подстановок $\eta = \left\{\dfrac{\theta_1}{x_1}, \ldots, \dfrac{\theta_n}{x_n}\right\}$ и $\lambda = \left\{\dfrac{u_1}{y_1}, \ldots, \dfrac{u_m}{y_m}\right\}$ называется подстановка, обозначаемая $\eta \circ \lambda$, которая получается из множества $\left\{\dfrac{\theta_1 \lambda}{x_1}, \ldots, \dfrac{\theta_n \lambda}{x_n}, \dfrac{u_1}{y_1}, \ldots, \dfrac{u_m}{y_m}\right\}$ вычёркиванием всех элементов $\dfrac{\theta_j \lambda}{x_j}$, для которых $\theta_j \lambda = x_j$, и всех элементов $\dfrac{u_i}{y_i}$ таких, что $y_i \in \{x_1, x_2, \ldots, x_n\}$.

Пустая подстановка ε обладает свойством $\varepsilon \circ \eta = \eta \circ \varepsilon = \eta$. Унификатор σ для множества выражений $\{E_1, \ldots, E_k\}$ является наиболее общим унификатором тогда и только тогда, когда для каждого унификатора η этого множества существует такая подстановка λ, что $\eta = \sigma \circ \lambda$.

Шаг 1. Положить k = 0, $W_k = W$, $\sigma_k = \varepsilon$, где ε – пустая подстановка.

Шаг 2. Если W_k содержит одну литеру, то остановка: σ_k является наиболее общим унификатором для W. В противном случае найти множество рассогласований D_k для W_k.

Шаг 3. Если существуют такие элементы θ_k, v_k в D_k, что v_k – переменная, не входящая в θ_k, то перейти к шагу 4. В противном случае остановка: W не унифицируемо.

Шаг 4. Положить $\sigma_{k+1} = \sigma_k \circ \left\{\dfrac{\theta_k}{v_k}\right\}$, $W_{k+1} = W_k \left\{\dfrac{\theta_k}{v_k}\right\}$.

Шаг 5. Если W_{k+1} содержит одну литеру, то остановить счёт (σ_{k+1} является наиболее общим унификатором). Иначе – перейти к шагу 6.

Шаг 6. Присвоить $k := k + 1$ и перейти к шагу 2.

Алгоритм унификации позволяет построить процедуру доказательства, требующую порождения не всех основных примеров дизъюнктов, а только тех из них, которые могут привести к обнаружению противоречия.

Метод резолюций. Развитием предыдущего метода является равноценный ему по эффективности метод резолюций, основанный на единственном правиле вывода [8]:

$$(A \vee B), \quad (\neg A \vee C) \vdash (B \vee C).$$

Применение метода резолюций к рассмотренному выше примеру иллюстрируется рис. 1. Получаемые в процессе вывода резольвенты $R1 \ldots R5$ могут рассматриваться как следствия исходного множества дизъюнктов.

$7'. \neg P(f(x)) \vee \neg C(f(x)) \qquad 2'. \neg E(x) \vee V(x) \vee C(f(x))$

$5'. \neg S(a, f(x)) \vee P(f(x)) \qquad \neg P(f(x)) \vee \neg E(x) \vee V(x) \quad (R1)$

$1'. \neg E(a) \vee V(a) \vee S(a, f(a)) \qquad \neg S(a, f(a)) \vee \neg E(a) \vee V(a) \quad (R2)$

$E(a) \qquad \neg E(a) \vee V(a) \quad (R3)$

$\neg P(a) \vee \neg V(a) \qquad V(a) \quad (R4)$

$P(a) \qquad \neg P(a) \quad (R5)$

$\varnothing$

Рис. 1. Пример доказательства методом резолюций

Метод резолюций имеет несколько разновидностей. Все они имеют своей целью преодоление основного недостатка метода: отсутствие правил, направляющих процесс доказательства по кратчайшему пути к конечному результату и необходимых для обеспечения его вычислительной эффективности. Один из возможных эвристических приёмов, позволяющих упорядочить процесс вывода и сократить объём вычислений, заключается в предварительной замене дизъюнктов булевыми формулами и построении связной конъюнкции таких формул, по которой проверяется возможность построения связной конъюнкции основных примеров исходного множества дизъюнктов. В случае неудачи к множеству булевых формул добавляются новые формулы, соответствующие основным примерам дизъюнктов, и поиск связной конъюнкции продолжается.

Применение правила отделения. Существуют также процедуры доказательства, основанные на непосредственном применении синтаксических правил вывода, в частности, правила отделения. В последнем случае аксиомы представляются в импликативной форме и строится с использованием алгоритма унификации дерево опровержения для отрицания доказываемого утверждения. Например, рассмотренное множество дизъюнктов можно представить в импликативной записи:

1. $E\,(x) \wedge \sim V(x) \rightarrow S\,(x,\ f\,(x))$.
2. $E\,(x) \wedge \sim V(x) \rightarrow C\,(\,f\,(x))$.
3. $P\,(a)$.
4. $E\,(a)$.
5. $S\,(a,\,y) \rightarrow P\,(y)$.
6. $P\,(x) \rightarrow \sim V(x)$.
7. $\sim P\,(x) \vee \sim C\,(x)$

и построить дерево опровержения, показанное на рис. 2.

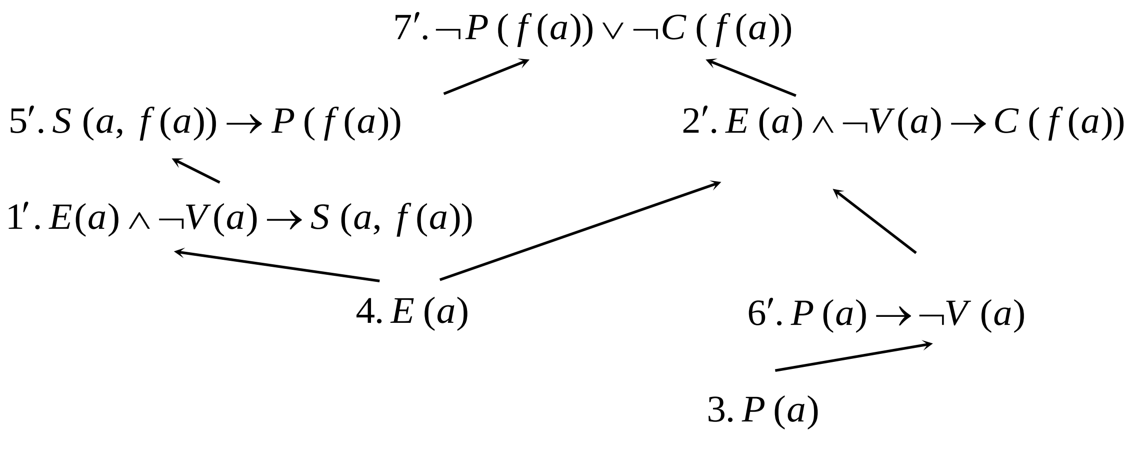

Рис. 2. Пример доказательства на основе правила отделения

Заключение. Общим недостатком всех известных в настоящее время процедур АДТ является необходимость перебора большого количества вариантов доказательства. Поэтому для реализации АДТ, необходимы высокопроизводительные ЭВМ (что в настоящее время не является проблемой) или специализированные логические ЭВМ, позволяющие распараллелить процесс доказательства и имеющие в составе команд специальные операции, выполняемые при логическом выводе и реализованные на аппаратурном уровне.

Ограничение анализа обзором дедуктивных методов логического вывода обусловлено достоверностью получаемых с их помощью результатов. Без внимания остались такие широко применяемые в ЭС методы вывода, как индукция и абдукция [9], т.к. их результаты являются «правдоподобными». В отдельных (хотя и достаточно редких) случаях они могут быть неверными.

Список использованных источников и литературы

1. Мистров Л.Е. Постановка задачи и основные положения метода анализа конфликтной устойчивости функционирования малых предприятий // Машиностроитель. – 2013. – №6. – С. 37–48.
2. Мистров Л.Е. Метод обоснования решений по правовому управлению конфликтами / Л.Е. Мистров, О.П. Диминтиевская // Информационная безопасность регионов. – 2013. – № 2 (1). – С. 110 – 120.
3. Мишин А.В. Состояние и возможные направления применения экспертных систем в области права / А.В. Мишин // Общество, право, правосудие: сб. материалов Всеросс. научно-практич. конф.: В 2 ч.: Ч. 2. – Воронеж: ООО Типография «ЛИО», 2010.– С. 405-411.
4. Мишин А.В. Аксиоматическое представление знаний о сложных предметных областях / А.В. Мишин // Исследования по математическому анализу, математическому моделированию и информатике. – Владикавказ: Владикавказский научный центр РАН и РСО-А, 2007. – С. 287-293.
5. Мишин А.В. Построение когнитивных моделей принятия решений / А.В. Мишин, С.А. Мишин // Автоматизация и современные технологии. – 2004. – № 9. – С. 6-13.
6. Ярушек В.Е. Теоретические основы автоматизации процессов выработки решений в системах управления / В.Е. Ярушек, В.П. Прохоров, Б.Н. Судаков, А.В. Мишин. – Харьков: Изд-во Харьковского военного ун-та, 1993. –

446 с.
7. Чень Ч. Математическая логика и автоматическое доказательство теорем / Ч. Чень, Р. Ли. – М.: Наука, 1983. – 358 с.
8. Нильсон Н. Проблемы искусственного интеллекта / Н. Нильсон. – М.: Радио и связь, 1985. – 280 с.
9. Страбыкин Д.А. Метод параллельных вычислений для абдуктивного вывода на знаниях / Д.А. Страбыкин // Известия РАН. Теория и системы управления. – 2000. – № 5. – С. 101-106.