Логические модели представления знаний

Одним из достаточно известных средств представления знаний является аппарат **формальной логики**.

В логике разрабатываются **методы правильных рассуждений**, представляющих собой цепь умозаключений в логически последовательной форме.

Рассуждения в логике изучаются с точки зрения формы, а не смысла, и с этой целью в обычных рассуждениях выделяются определенные элементы, которые могут замещаться в них произвольным образом какими-то другими элементами.

Логические модели представления знаний

Например, в хорошо известном силлогизме

«*Люди – смертны, Сократ – человек, следовательно, Сократ смертен*»,

приписываемом Аристотелю, в обоих случаях вхождения слов «*человек (люди)*», «*смертен (смертны)*», «*Сократ*» могут быть заменены любыми другими словами, и при этом само рассуждение останется формально допустимым.

Таким образом, уже простая замена таких слов в рассуждениях символьными обозначениями позволяет строить **обобщенные суждения на основе подобных рассуждений.**

Так, в приведенном примере абстрактная модель этого рассуждения принимает следующий вид:

«*Если все x суть y и если z есть x, то z есть y*».

Логические модели представления знаний

Основное преимущество базирующихся на логике формализмов состоит в том, что с их помощью проще обеспечить корректность структур и решений системы, чем с помощью других способов представления.
Решаемая задача записывается в виде утверждений некоторой формальной системы.

Формальная система представляет собой совокупность абстрактных объектов, в которой представлены правила оперирования множеством символов в чисто синтаксической трактовке без учета их семантики (или смыслового содержания).

Формальная система

Формальная система (ФС) определена, если:

1) задан конечный алфавит α (или конечное множество символов);

2) определена процедура построения правильных формул β;

3) выделено некоторое множество формул $\boldsymbol{A}$, называемых аксиомами;

4) задано конечное множество правил вывода $\boldsymbol{P}$, которые позволяют получать из некоторого конечного множества формул другое множество формул.

Справедливость утверждения (или формулы) $\boldsymbol{F}$ устанавливается или опровергается на основании аксиом $\boldsymbol{A}$ и правил вывода $\boldsymbol{P}$ этой формальной системы.

Логика высказываний

Логика высказываний (ЛВ) или исчисление высказываний (ИВ) – это простейшая математическая логика.

ЛВ рассматривает универсальные предложения (*высказывания*), которые могут быть *истинными* или *ложными*.

Примеры высказываний:

«Снег белый»,

«Сахар сладкий».

«Иван – студент».

Каждое высказывание имеет истинностное значение – истина (И) или ложь (Л).

Примеры:

«Сахар сладкий» - *И*

«Сахар соленый» - *Л*

Логика высказываний

Для обозначений высказываний используют заглавные буквы:

$P \Leftrightarrow$ *«Снег белый»*

$Q \Leftrightarrow$ *«Сахар сладкий»*

Здесь P и Q – атомы или атомарные формулы.

Из простых высказываний строят составные с использованием логических связок:
$\neg$ (не), $\wedge$ (и), $\vee$ (или), $\rightarrow$ (если .. то или импликация) и $\leftrightarrow$ (тогда и только тогда или тождество).

Например:

$$P \wedge Q \rightarrow R$$

$$\neg A \vee B \rightarrow C$$

$$\neg (A \vee B) \wedge Q \rightarrow R$$

Логика высказываний

Логика высказываний – довольно слабое средство для представления знаний. Например, в ней нельзя выразить следующие умозаключения:

«Каждый человек смертен»,

«Так как Сократ человек, то он смертен».

Так, если обозначить:

$P \Leftrightarrow$ *«Каждый человек смертен»*

$Q \Leftrightarrow$ *«Сократ человек»*

$R \Leftrightarrow$ *«Сократ смертен»,*

то R не есть логическое следствие P и Q, так как в логике высказываний структура P, Q и R не используется.

Для этого нужна логика более высокого порядка.

Поэтому на практике чаще всего используется логика первого порядка, в частности, **исчисление предикатов первого порядка**.

Логика первого порядка

В логике первого порядка используются традиционные для любой логики: *атомы* (атомарные формулы), логические связки (И, ИЛИ, НЕ, ИМПЛИКАЦИЯ, ТОЖДЕСТВО), а также *термы, предикаты* и *кванторы*.

Для построения атомов разрешается использовать следующие четыре типа символов:

(i) **Индивидные символы или константы**. Это обычно имена объектов такие, как Мэри, Джон и 3.

(ii) **Символы предметных переменных**. Это обычно *строчные* буквы *x, y, z, ...*, возможно, с индексами.

(iii) **Функциональные символы**. Это обычно строчные буквы *f,g,h,...* или осмысленные слова из *строчных* букв такие, как *отец* и *плюс*.

(iv) **Предикатные символы**. Это обычно *прописные* буквы *P, Q, R,* . . . или осмысленные слова из *прописных букв* такие, как БОЛЬШЕ или ЛЮБИТ.

Логика первого порядка

Рассмотрим примеры.

Мы можем использовать *плюс (x, y),* чтобы обозначить *«x + y»,* и *отец (x),* что означает «Отец человека *x»*.

Предложение *«x + 1* больше *x*» и «Отец Джона любит Джона» можно символически представить в виде

БОЛЬШЕ *(плюс (x,* 1), *x)* и ЛЮБИТ *(отец* (Джон), Джон).

В приведенных примерах все выражения БОЛЬШЕ *(x,* 3), ЛЮБИТ (Джон, Мэри), БОЛЬШЕ *(плюс(x,*1), *x)* и ЛЮБИТ *(отец* (Джон), Джон) являются *атомами* логики первого порядка, где БОЛЬШЕ и ЛЮБИТ – *предикатные символы;*

x – переменная;

3, Джон и Мэри – *индивидные символы* или *константы;*

отец и *плюс* — *функциональные символы.*

Логика первого порядка

Всякая функция или предикатный символ, имеет определенное число аргументов.

Если функциональный символ *f* имеет, *n* аргументов, то *f* называется *n-местным функциональным, символом.*

(*Индивидный символ* или *константа* может рассматриваться, как функциональный символ без аргументов.)

Аналогично, если предикатный символ *P* имеет *n* аргументов, то *P* называется *n-местным предикатным символом.*

Например, *отец* – одноместный функциональный символ, а БОЛЬШЕ и ЛЮБИТ – двухместные предикатные символы.

Логика первого порядка

Функция есть отображение, которое отображает список констант в данную константу.

Например, *отец* – функция, которая отображает человека по имени Джон в человека, который есть отец Джона.

Следовательно, *отец* (Джон) представляет человека, даже если его имя неизвестно.

В логике первого порядка выражение *отец* (Джон) называется *термом*.

Логика первого порядка

Определение. *Термы* определяются рекурсивно следующим образом:

(i) Константа есть терм.

(ii) Переменная есть терм.

(iii) Если f есть n-местный функциональный символ и $t_1,..,t_n$ – термы, то $f(t_1,..,t_n)$ – терм.

(iv) Никаких термов, кроме порожденных применением указанных выше правил, нет.

ПРИМЕРЫ:

Так как x и 1 – термы и *плюс* – двухместный функциональный символ, то *плюс (x,* 1) есть терм согласно приведенному определению.

Легко видеть, что *плюс (плюс (x,* 1), *x)* и *отец (отец* (Джон)) – также термы; первый обозначает *((x+1)+x),* а второй – дедушку Джона.

Логика первого порядка

Предикат есть отображение, которое отображает список констант в *И* или *Л*.

Например, БОЛЬШЕ есть предикат БОЛЬШЕ (5, 3) есть *И,* но БОЛЬШЕ (1, 3) есть *Л*.

Определение. Если P – n–местный предикатный символ и $t_1,\ldots, t_n$ – термы, то $P(t_1,\ldots, t_n)$ – *атом* (или атомарная формула).

Для построения *формул* используются пять логических связок, приведенных выше, а также два специальных символа $\forall$ и $\exists$, чтобы характеризовать переменные.

Символы $\forall$ и $\exists$ называются соответственно *кванторами (все) общности* и *существования.*

Если x – переменная, то ($\forall x$) читается как *«для всех x», «для каждого x»* или *«для всякого x»*, тогда как ($\exists x$) читается *«существует x», «для некоторых x»* или *«по крайней мере для одного x»1).*

Логика первого порядка

Определение. *Правильно построенные формулы* или *формулы* логики первого порядка рекурсивно определяются следующим образом:

(i) Атом есть формула.

(ii) Если F и G – формулы, то $\neg(F)$, $(F \vee G)$, $(F \wedge G)$, $(F \rightarrow G)$ и $(F \leftrightarrow G)$ – формулы.

(iii) Если F – формула, а x – свободная переменная в F,

то $(\forall x)\, F$ и $(\exists x)F$ – формулы.

(iv) Формулы порождаются только конечным числом применений правил (i), (ii) и (iii).

Логика первого порядка

Пример. Переведем утверждение «Каждый человек смертен. Конфуций—человек. Следовательно, Конфуций смертен» в формулу.

Обозначим «*x* есть человек» через ЧЕЛОВЕК *(x)* и *«x* смертен» через СМЕРТЕН *(x).* Тогда утверждение «каждый человек смертен» может быть представлено формулой

$$(\forall x)\ (\text{ЧЕЛОВЕК}\ (x) \rightarrow \text{СМЕРТЕН}\ (x)),$$

утверждение «Конфуций – человек» – формулой

ЧЕЛОВЕК (Конфуций)

и «Конфуций смертен» – формулой

СМЕРТЕН (Конфуций).

Утверждение в целом теперь может быть представлено формулой

$$(\forall x)\ (\text{ЧЕЛОВЕК}\ (x) \rightarrow \text{СМЕРТЕН}\ (x)) \wedge$$
$$\wedge\ \text{ЧЕЛОВЕК (Конфуций)} \rightarrow \text{СМЕРТЕН (Конфуций)}.$$

Формальные системы

Формальное доказательство определяется как конечная последовательность формул $F_1, F_2, \ldots, F_r$ такая, что каждая формула F_i либо является аксиомой, либо выводима при помощи одного из правил вывода из предшествующих ей формул F_j, где $j < i$.

Формула T называется **теоремой**, если существует доказательство, в котором она является последней, т.е. $F_r = T$.
В частности, всякая аксиома является теоремой.

Использование исчисления предикатов для представления знаний будет эффективным в том случае, если существует средство для автоматического доказательства теорем.

Формальные системы

Формальные системы всегда представляют собой модель какой-то реальности (либо конкретной, либо математической).

Интерпретация представляет собой распространение исходных положений формальной системы на реальный мир.

Интерпретация придает смысл каждому символу ФС и устанавливает взаимно однозначное соответствие между символами ФС и реальными объектами. Теоремы ФС, будучи однажды интерпретированы, становятся после этого **утверждениями** в обычном смысле слова, и в этом случае уже можно делать выводы об их *истинности* или *ложности*.

Если некоторая формула истинна при всех интерпретациях, то ее называют **общезначимой**. Если формула содержит кванторы, общезначимость или ее отсутствие не всегда можно установить.

Если некоторое множество формул не удовлетворяется ни при какой интерпретации, то оно называется **противоречивым** (или **невыполнимым**).

Формальные системы

Первый вопрос, возникающий при задании формальной системы, состоит в том, чтобы определить, является данная формула общезначимой или нет, и как это доказать.

В математике предполагается, что при задании формальной системы существует хорошо определенный способ действий, который за конечное число шагов позволит получить ответ на данный вопрос. Такой способ, если он существует, называется **процедурой решения**, а соответствующую формальную систему называют **разрешимой**.

Однако основная трудность заключается в том, что такие процедуры существуют далеко не всегда даже для таких простых теорий, как исчисление предикатов первого порядка.

Формальные системы

В 1930 г. Ж.Эрбран предложил метод доказательства теорем в формальных системах первого порядка, идея которого состоит в следующем:

чтобы получить некоторое заключение C исходя из гипотез $H_1, H_2,,..,H_n$, т.е. чтобы доказать теорему

$$\mathbf{T}\text{:}\ H_1 \wedge H_2 \wedge \ldots \wedge H_n \rightarrow \mathbf{C},$$

достаточно доказать противоречивость формулы

$$\mathbf{F}\text{:}\ H_1 \wedge H_2 \wedge \ldots \wedge H_n \wedge \neg\, \mathbf{C},$$

в которой отрицание заключения добавлено к гипотезам.

Такое доказательство может быть существенно проще прямого вывода.

Формальные системы

Был разработан метод доказательства теорем, базирующийся на описанной выше идее, который получил название **метод резолюций**.

Кроме того, было доказано, что этот метод является **исчерпывающим методом доказательства теорем**.

Это значит, что **если формула противоречива**, то с помощью метода резолюции **всегда можно обнаружить это противоречие**.

Метод резолюций в логике высказываний

<u>Понятие резольвенты.</u>

Рассмотрим следующие дизъюнкты (предложения)

C_1: P

C_2: $\neg P \vee Q$

Тогда C_3: Q есть резольвента дизъюнктов C_1 и C_2, полученная как дизъюнкция $C_1 \vee C_2$,из которой вычеркнуты контрарные пары (P и $\neg P$).

<u>Примеры.</u>

1) $P \vee R$	2) $\neg P \vee Q \vee R$	3) $\neg P \vee Q$
$\neg P \vee Q$	$\neg Q \vee S$	$\neg P \vee R$
--------------	----------------	----------------
$R \vee Q$	$\neg P \vee R \vee S$	нет резольвенты

Метод резолюций в логике высказываний

Теорема.

Пусть даны два дизъюнкта C_1 и C_2. Тогда резольвента C дизъюнктов C_1 и C_2 есть *логическое следствие* C_1 и C_2.

Определение (резолютивного вывода).

Пусть S – множество дизъюнктов. Резолютивный вывод C из S есть такая конечная последовательность дизъюнктов $C_1, C_2, \ldots C_k$, что каждый C_i либо принадлежит S, либо является резольвентой дизъюнктов, предшествующих C_i, и $C = C_k$.

Вывод $\varnothing$ из S называется опровержением (доказательством невыполнимости) S.

Говорят, что C выводимо из S, если существует вывод C из S.

Метод резолюций в логике высказываний

Пример.

$S = \{\neg P \vee Q\ , \neg Q\ , P\ \}$

Дизъюнкты $\neg P \vee Q$ и $\neg Q$ дают $\neg P$,

а P и $\neg P$ дают $\varnothing$.

Значит множество S невыполнимо (противоречиво) .

Использование метода резолюций для доказательства теорем

Доказательство ведется методом опровержения (от противного).

Пусть даны 4 утверждения:

(1) $P \rightarrow S$

(2) $S \rightarrow U$

(3) P

(4) U

Докажем путем опровержения, что U – логическое следствие (1), (2) и (3).

Возьмем U с отрицанием и получим следующее множество утверждений:

Использование метода резолюций для доказательства теорем

(1) $P \rightarrow S$

(2) $S \rightarrow U$

(3) P

(4) $\neg U$

<преобразуем в стандартную форму>

(1) $\neg P \vee S$

(2) $\neg S \vee U$

(3) P

(4) $\neg U$

Далее получим следующий резолютивный вывод:

(1) $\neg P \vee S$

(2) $\neg S \vee U$

(3) P

(4) $\neg U$

(5) S (резольвента (3) и (1))

(6) U (резольвента (5) и (2))

(7) $\varnothing$ (резольвента (6) и (4))

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

При доказательстве теорем в логике 1-го порядка необходимо использовать преобразование формулы в нормальную форму и подстановку (унификацию) переменных.

<u>Пример.</u>

Дано:

(1) $(\forall x)(\ \textit{Человек}(x) \rightarrow \textit{Смертен}(x)\ )$

(2) $\textit{Человек}(\textit{Сократ})$

Доказать:

(3) $\textit{Смертен}(\textit{Сократ})$

Доказательство:

(1) $\neg \textit{Человек}(x) \vee \textit{Смертен}(x)$

(2) $\textit{Человек}(\textit{Сократ})$

(3) $\neg\ \textit{Смертен}(\textit{Сократ})$

Выполним подстановку $\theta = \{\ x/\textit{Сократ})$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Выполнив подстановку $\theta = \{\ x/Сократ)$, получим

(1) $\neg Человек(Сократ) \vee Смертен(Сократ)$

(2) $Человек(Сократ)$

(3) $\neg\ Смертен(Сократ)$

Далее получаем следующую последовательность резольвент:

(4) $Смертен(Сократ)$ (из (1) и (2))

(5) $\varnothing$ – *противоречие* (из (4) и (3))

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Для того чтобы применить метод резолюции к произвольному множеству формул, требуется представить эти формулы в специальном удобном виде – в виде предложений.

Любую правильно построенную формулу (п.п.ф.) исчисления предикатов можно представить в виде предложений, применяя к ней следующую последовательность операций:

1. Исключение знаков импликации.

Здесь используется подстановка:

$\neg A \vee B$ вместо $A \rightarrow B$, которая применяется столько раз, сколько необходимо.

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

2. Уменьшение области действия знаков отрицания.

Необходимо, чтобы знак отрицания ($\neg$) применялся не более чем к одному предикатному символу.

Для этого применяются следующие подстановки:

$\neg A \vee \neg B$ вместо $\neg(A \wedge B)$

$\neg A \wedge \neg B$ вместо $\neg(A \vee B)$

A вместо $\neg \neg A$

$(\exists x)\{\neg A\}$ вместо $\neg(\forall x)A$

$(\forall x)\{\neg A\}$ вместо $\neg(\exists x)A$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

3. Стандартизация переменных.

В области действия любого квантора переменную, связываемую им, можно заменить другой переменной, и это не приведет к изменению значения истинности п.п.ф.

Стандартизация переменных означает их переименование, с тем чтобы каждый квантор имел свою собственную переменную.

Так, вместо

$$(\forall x)\ \{P(x) \rightarrow (\forall x)\ Q(x)\}.$$

следует написать

$$(\forall x)\ \{P(x) \rightarrow (\forall y)\ Q(y)\}.$$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

4. Исключение кванторов существования.

Рассмотрим п.п.ф. $(\forall y \exists x)\ \{P(x,y)\}$,

которую можно интерпретировать следующим образом: «Для всех *y* существует такой *x* (возможно, зависящий от *y*), что *x* больше *y*».

Пусть эта зависимость определяется явно с помощью некоторой функции $g(y)$, отображающей каждое значение *y* в *x*, который «существует».

Такая функция называется **функцией Сколема**.

Если вместо *x*, который «существует», взять функцию Сколема, то можно исключить квантор существования: $(\forall y)\ \{P(g(y),y)\}$.

Функциональные буквы для функций Сколема должны быть «новыми», т.е. не должны совпадать с теми буквами, которые уже имеются в п.п.ф.

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Заметим, что при исключении кванторов существования переменные, которые не связаны никакими кванторами всеобщности, заменяются 0-местными функциями Сколема (т.е. константными символами).

Если в предыдущей п.п.ф. поменять местами кванторы, то получим формулу $(\exists x \forall y)\ \{P(x,y)\}$,

здесь переменная x связана только квантором существования, поэтому она может быть заменена на константу a:

$(\forall y)\ \{P(a,y)\}$.

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

5. Приведение к предваренной нормальной форме.

Теперь можно перенести все кванторы всеобщности в начало п.п.ф. и считать областью действия каждого квантора всю часть п.п.ф., расположенную за ним.

Про полученную в результате п.п.ф. говорят, что она имеет **предваренную нормальную форму**.

Предваренная нормальная форма для имеет вид

$(\forall x \forall y \forall \mathrm{z})\{\, F(x,y,z)\ldots\}$.

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

6. Приведение к конъюнктивной нормальной форме.

Пользуясь законом дистрибутивности операций конъюнкции и дизъюнкции, любую формулу можно представить в виде конъюнкции конечного множества дизъюнкций предикатов и (или) их отрицаний.

Говорят, что такая формула имеет **конъюнктивную нормальную форму:**

$(\forall x \forall y \forall \mathrm{z})\{F_1(x,y,z) \wedge F_2(x,y,z) \wedge \ldots \}.$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

7. Исключение кванторов всеобщности.

Так как все переменные, оставшиеся на данном этапе, относятся к кванторам всеобщности и порядок расположения кванторов несуществен, то можно эти кванторы явным образом не указывать.

Теперь п.п.ф. имеет вид

$F_1(x,y,z) \wedge F_2(x,y,z) \wedge \ldots$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

8. Исключение связок «и».

Теперь можно исключить знак $\wedge$, заменяя A $\wedge$ B двумя п.п.ф. A, B. Результатом многократной замены будет конечное множество п.п.ф., каждая из которых представляет собой дизъюнкцию предикатных символов или их отрицаний. (Такие формулы называют предложениями.)

Покажем теперь на примерах, как можно эффективно использовать метод резолюции для доказательства теорем.

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Пример 1.

Посылка: Студенты суть граждане.

Заключение: Голоса студентов суть голоса граждан.

Пусть *S(x)*, *C(x)* и *V(x,y)* означают «*x* - студент», «*x* - гражданин» и «*x* есть голос *y*» соответственно.

Тогда посылка и заключение запишутся следующим образом:

$(\forall y)\{S(y) \to C(y)\}$ (посылка),

$(\forall x)\{(\exists y)\{S(y) \wedge V(x,y)\} \to (\exists z)\{C(z) \wedge V(x,z)\}\}$ (заключение).

Преобразуя посылку в предложение, мы получим:

$\neg S(y) \vee C(y)$ (п.1),

Далее, отрицая заключение, мы получим:

$\neg\{(\forall x)\{(\exists y)\{S(y) \wedge V(x,y)\} \to (\exists z)\{C(z) \wedge V(x,z)\}\}\} =$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

$$\neg \{(\forall x)\{(\exists y)\{S(y) \wedge V(x,y)\} \rightarrow (\exists z)\{C(z) \wedge V(x,z)\}\}\} =$$

$$= \neg \{(\forall x)\{(\forall y)\{\neg S(y) \vee \neg V(x,y)\} \vee (\exists z)\{C(z) \wedge V(x,z)\}\}\} =$$

$$= (\exists x)(\exists y) \{\{S(y) \wedge V(x,y)\} \wedge (\forall z)\{\neg C(z) \vee \neg V(x,z)\}\} =$$

$$= (\exists x)(\exists y)(\forall z) \{\{S(y) \wedge V(x,y)\} \wedge \{\neg C(z) \vee \neg V(x,z)\}\} =$$

$$= \{\{S(b) \wedge V(a,b)\} \wedge \{\neg C(z) \vee \neg V(a,z)\}\}.$$

«Рассыпая» полученную формулу на предложения, получим:

$S(b)$ (п.2)

$V(a,b)$ (п.3)

$\neg C(z) \vee \neg V(a,z)$ (п.4)

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Итак, мы получили следующее множество дизъюнктов

$\neg S(y) \vee C(y)$ (п.1)

$S(b)$ (п.2)

$V(a,b)$ (п.3)

$\neg C(z) \vee \neg V(a,z)$ (п.4)

Доказательство методом резолюций выглядит следующим образом:

$C(b)$ (п.5), из (п.1) и (п.2)

$\neg V(a,b)$ (п.6) из (п.5) и (п.4)

$\varnothing$ (п.7), из (п.6) и (п.3)

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Пример 2.

Пусть верны посылки: 1) Живые люди мыслят; 2) Иван – человек. 3) Иван – живой.

Используя метод резолюции, *докажите*, что Иван мыслит.

Доказательство.

Пусть *Human(x)*, *Alive(x)* и *Think(x)* означают «*x* - человек», «*x* - живой» и «*x* мыслит» соответственно.

Тогда посылка и заключение запишутся следующим образом:

Посылка: $(\forall x)\{Human(x) \wedge Alive(x) \rightarrow Think(x)\} \wedge Human(Иван) \wedge Alive(Иван)$

Заключение: $Think(Иван)$

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Преобразуя посылку

$\{\neg\, Human(x) \vee \neg\, Alive(x) \vee Think(x)\} \wedge Human(Иван) \wedge Alive(Иван)$

получим три предложения :

$\neg\, Human(x) \vee \neg\, Alive(x) \vee Think(x)$ (п.1),

$Human(Иван)$ (п.2),

$Alive(Иван)$ (п.3),

Отрицая заключение, мы получим:

$\neg\, Think(Иван)$ (п.4).

Далее резолютивный вывод дает следующий результат:

$\neg\, Alive(Иван) \vee Think(Иван)$ (п.5) из п.1. и п.2

$Think(Иван)$ (п.6) из п.5. и п.3

$\varnothing$ (п.7) из п.6. и п.4

Использование метода резолюций для доказательства теорем в логике 1-го порядка

Впервые метод резолюции был реализовал на ЭВМ Дж.Робинсоном в 1963 г.

В 1970-е г.г. был разработан язык логического программирования ПРОЛОГ, в основу которого наряду с бэктрекингом был положен метод резолюции. Это позволило определять задачи в форме исчисления предикатов первого порядка.

В настоящее время существуют многочисленные версии языка ПРОЛОГ, которые завоевали популярность как языки разработки систем искусственного интеллекта.

Достоинства и недостатки исчисления предикатов первого порядка

Достоинства исчисления предикатов:

(1) высокий уровень формализации знаний,

(2) универсальность,

(3) декларативность,

(4) наличие единообразной формальной процедуры доказательства теорем.

Утверждения, выраженные на этом языке, могут быть без изменения смысла преобразованы в форму, удобную для обработки на компьютере.

Недостатки:

(1) монотонность ИППП,

(2) в системы, построенные на основе ИППП трудно встраивать процедурные и проблемно-ориентированные знания,

(3) такие системы плохо справляются с противоречивостью знаний и др..

Другие логики

В связи с указанными недостатками ИППП получили развитие другие логические подходы:

Индуктивные системы, в которых сами правила вывода порождаются системой на основании обработки конечного числа обучающих примеров, строятся с применением многозначных или модальных логик.

Псевдофизические логики, особенностью которых является использование в правилах вывода конкретных знаний о свойствах отношений, реализуемых в проблемной области, и применение аппарата лингвистических переменных.

Все более популярными становятся **дескриптивные логики** (description logics) –семейство логик, специально спроектированных для представления знаний о предметной области. Дескриптивные логики положены в основу популярного в настоящее время языка описания Web-онтологий – OWL.