– законы обращения $S\mathbf{aa}P \supset P\mathbf{aa}S$, $S\mathbf{ai}P \supset P\mathbf{ia}S$, $S\mathbf{ia}P \supset P\mathbf{ai}S$, $S\mathbf{ii}P \supset P\mathbf{ii}S$, $S\mathbf{e}P \supset P\mathbf{e}S$;

– закон силлогистического тождества $S\mathbf{aa}S$;

– законы «пятиугольника противоположностей» $\neg(S\mathbf{y}P \wedge S\mathbf{j}P)$, где $\mathbf{y}$ и $\mathbf{j}$ – произвольные отличные друг от друга силлогистические константы из множества $\{\mathbf{aa}, \mathbf{ai}, \mathbf{ia}, \mathbf{ii}, \mathbf{e}\}$;

– закон «исключенного шестого»: $S\mathbf{aa}P \vee S\mathbf{ai}P \vee S\mathbf{ia}P \vee S\mathbf{ii}P \vee S\mathbf{e}P$.

Единственное правило вывода системы – *modus ponens*.

Доказана метатеорема о дефинициальной эквивалентности данного исчисления и силлогистики Лукасевича.

Определения стандартных силлогистических констант в языке построенной нами системы выглядят следующим образом: $S\mathbf{a}P \rightleftharpoons S\mathbf{aa}P \vee S\mathbf{ai}P$, $S\mathbf{i}P \rightleftharpoons \neg S\mathbf{e}P$, $S\mathbf{o}P \rightleftharpoons \neg S\mathbf{aa}P \wedge \neg S\mathbf{ai}P$.

Определения новых силлогистических констант посредством стандартных таковы: $S\mathbf{aa}P \rightleftharpoons S\mathbf{a}P \wedge P\mathbf{a}S$, $S\mathbf{ai}P \rightleftharpoons S\mathbf{a}P \wedge P\mathbf{o}S$, $S\mathbf{ia}P \rightleftharpoons S\mathbf{o}P \wedge P\mathbf{a}S$, $S\mathbf{ii}P \rightleftharpoons S\mathbf{i}P \wedge S\mathbf{o}P \wedge P\mathbf{o}S$.

Николай Николаевич Жалдак
(Белгород)

Релевантный вывод по информации с устранением импликации

Практическая логика естественного языка науки применяется интуитивно при построении таблиц, т.е. семантических моделей отношений между множествами и операций с множествами. Как средство сокращенной записи при построении логики таблиц предлагаются линейно-матричные диаграммы существования (ЛМДС).

Логика с ЛМДС релевантна: согласно ей, в следствие извлекается только та информация, которая содержится в основании (Аккерман, Е.К. Войшвилло и др.). Основание включает в себя посылки и правила вывода, в том числе правила синтеза информации. Разрешающая процедура – проверка отношения по информации.

Логическое содержание суждения (его информация) ясно представимо в виде системы простейших суждений (Л. Кэрролл), например, «Все, кроме *А*, суть *В*» ≡ «Нет *А В*». «Есть *А не-В*». «Есть *не-А В*» и «Нет *не-А не-В*».

Правила дедуктивного вывода из основания с неограниченным числом суждений и с терминами, которые могут быть образованы союзами из неограниченного числа простых терминов, имеют вид:

I. Правила переноса информации с модели отдельного суждения основания на модель с дополнительными терминами. Если есть X, то есть X Y или X не-Y. Если нет X, то нет ни X Y, ни X не-Y. (Дополняют информацию отдельной посылки информацией о дополнительном обсуждаемом признаке.)

II. Если суждение основания одно, то его модель и есть модель основания. Если же этих суждений больше одного, то информация моделей отдельных суждений основания объединяется в информацию основания по следующим правилам: **(А)** Правила, не дающие новой информации по отношению к посылкам: 1. Если есть X, то есть X. 2. Если есть X и есть X, то есть X. 3. Если есть X или не-X и есть X, то есть X. 4. Если нет X, то нет X. 5. Если нет X и нет X, то нет X. 6. Если есть X и нет X, то есть противоречие, которое надо устранить. 7. Если есть X или Y и нет X и нет Y, то есть противоречие. 8. Если есть X или Y и есть Р, то есть X или Y или P. **(Б)** Правила, дополняющие информацию посылок о том, что есть: 9. Если нет X и есть X или не-X, то нет X и есть не-X. 10. Если есть X, Y или P и нет X, то нет X и есть Y или Р. **(В)** Правило, дополняющее информацию посылок о том, чего нет: 11. Лишь если нет X Y и нет X не-Y, то X нет. (Результат его действия учитывается на III этапе.) Именно сочетание посылок с применяемыми правилами синтеза информации (Б) и (В) составляет основание силлогизма, содержащее информацию, достаточную для его заключения.

III. Правила извлечения информации при построении модели частичного следствия: 1. Если есть X Y, то X есть. 2. Если есть X Y или X не-Y, то X есть. 3. Если есть X или не-X и есть X, то есть X. (Действует уже при построении модели следствия.)

Все перечисленные правила вывода могут быть записаны на языке логики предикатов. Силлогистика с этими правилами может рассматриваться как фрагмент логики одноместных предикатов с одной всегда связанной предметной переменной.

Признаем, что «Если A, то B» не равнозначно «*не-A* или B», но равнозначно «В случае если A, то B», т.е. «Нет (не может быть) случаев, в которых A, но не B». (Так улавливается то, что основание – достаточное условие, а следствие – необходимое.) См. фрагмент диаграммного словаря:

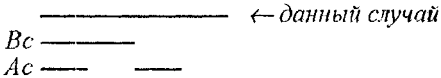
Bc——

Ac– –

+ooo Бывает, что Ac, а Bc. Иной раз Ac, а Bc. $+Ac\ Bc$.
$\exists c\ (Ac \wedge Bc)$.
++oo Не только в тех случаях, в которых Ac, в тех Bc.
++oo Не всякий раз, как Bc, так Ac.
-ooo Не бывает, что Ac, а Bc. $-Ac\ Bc$. $\exists c\ (Ac \wedge Bc)$.
oo-o Если Ac, то Bc. Не бывает, что Ac, а не Bc. $-Ac\ B'c$.
$\neg\exists c\ (Ac \wedge \neg Bc)$.
o--o Только (лишь) если Ac, то Bc.
+o-o Во всяком случае, в котором Ac, в том Bc.
•••o Бывает, что Ac или Bc. $+(Ac \vee Bc)$. $\exists c\ (Ac \vee Bc)$.

Здесь c – переменная случаев, обозначение того, что A и B – это такие суждения о предметах, которыми характеризуются множества случаев; «+» – это $\exists c$; «–» – это $\neg\exists c$; o (или пробел) – неопределенно $\exists c \vee \neg\exists c$. Аналогичные словари суждений о местах временах и точках зрения показывают, что сложные суждения с терминами «кое-где», «нигде», «везде», «не везде» и др. (суждения о местах); «иногда», «никогда», «всегда», «не всегда» и др. (суждения о временах) и т.д. различаются по передаваемой информации так же, как и простые суждения с логическими терминами «некоторый», «ни один», «все», «не все» и др. Поэтому в естественном языке выводы из сложных суждений о случаях, местах и временах делаются по таким же правилам, что и из простых суждений о предметах, но поэтапно. На первом этапе строение суждений-терминов не учитывается, а на втором, когда выяснилось одно множество случаев, к которым относятся суждения-термины, – учитывается. На каждом этапе по общим правилам строится своя модель основания и заключения.

Союзы, таким образом, различаются на чисто выделяющие («и», «или» и др.) и союзы существования («если» и др.). Сложные суждения, образованные чисто выделяющими союзами, – это сложные предикаты суждений о случаях. Проблема релевантизации логики высказываний для естественных рассуждений снимается. При таком подходе, логике высказываний, ее определениям союзов соответствует такой фрагмент логики суждений о случаях, в котором несколько ущербно рассматривается один-единственный случай или множество тождественных случаев. См. фрагмент словаря:



• • - • Если в данном случае Ac, то в нем Bc.
• - - • В данном случае только (лишь) если Ac, то Bc.
+ - - - В данном случае Ac и Bc. (A и B.)
• • • - В данном случае Ac или Bc. (A или B.)

\- . . . - В данном случае или Ac, или Bc. (Или A, или B.)

Реально же суждения с союзами «если..., то...» и т.п. относятся к множествам разнообразных случаев, притом не исключено, что к пустым.

Пример интерпретации на языке ЛМДС с трактовкой импликации как «если..., то...» формулы (тавтологии логики высказываний) А. Урквconfigурта $((A \overset{2}{\rightarrow} (B \overset{1}{\vee} C)) \overset{4}{\wedge} (B \overset{3}{\rightarrow} D)) \overset{7}{\rightarrow} (A \overset{6}{\rightarrow} (D \overset{5}{\vee} C))$, которая, по Д.В.Зайцеву, не доказывается в известных релевантных исчислениях:

$(\overset{2}{\neg}\exists c(Ac \wedge \overset{1}{\neg}(Bc \vee Cc)) \overset{4}{\wedge} \overset{3}{\neg}\exists c(Bc \wedge \neg Dc) \overset{7}{\rightarrow} (\overset{6}{\neg}\exists c\,(Ac \wedge \neg(Dc \overset{5}{\vee} Cc))$. В данной формуле операция 7 – отношение логического следования:

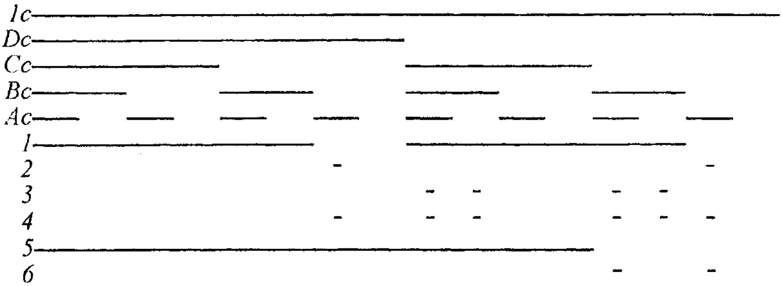
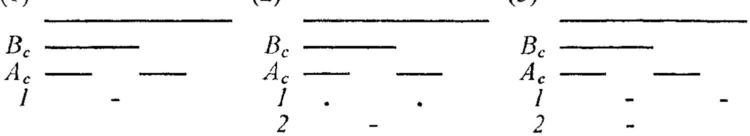


Диаграмма показывает, что в следствии (6) содержится только та информация, которая имеется в основании (4), что и требовалось доказать.

При переводе парадоксальной формулы $A \rightarrow (B \rightarrow A)$ проблематичен перевод первого A при трех возможностях интерпретации:

1) $Ac \overset{2}{\rightarrow} \neg\exists c(Bc \wedge \overset{1}{\neg} Ac)$ 2) $\overset{1}{\exists} c Ac \overset{3}{\rightarrow} \neg\exists c(Bc \overset{2}{\wedge} \neg Ac)$ 3) $\overset{1}{\forall} c Ac \overset{3}{\rightarrow} \neg\exists c(Bc \overset{2}{\wedge} \neg Ac)$

(1) (2) (3)



(1) – нет законченного суждения в основании и следования из него. (2) – наиболее естественная интерпретация (оба A – одно и то же), следования нет, формула нерелевантна. (3) – выполнимо, если случаев $\neg A$ нет ($\neg\exists c\ \neg Ac$), что равнозначно ($\forall c\ Ac$), в котором квантор $\forall$ неправомерно читается как «все».

Парадоксальность формулы $A \wedge \neg A \rightarrow B$ выявляется тем, что формула $\neg\exists c\ (Ac \wedge \neg Ac \wedge \neg Bc)$ просто не имеет собственной диаграммы. Знак несуществования «–» ставить просто негде: означенное множество случаев оказывается пустым как обсуждаемое.

Дмитрий Владимирович Зайцев
(Москва)

Еще одна полезная логика

Как мне видится, в построении известной четырехзначной логики для компьютера Н. Белнапом допущена небольшая, но досадная непоследовательность, которую я пытаюсь устранить в своем выступлении.

Восстанавливая аргументацию Белнапа, рассмотрим два источника – Элизабет и Сэм. Возможны 4 ситуации. Во-первых, случай, когда некоторое сообщение отмечено только знаком «told True», т.е. оно утверждается и не отрицается двумя источниками («just True»). Во-вторых, случай, когда некоторое сообщение отмечено только знаком «told False», т.е. оно отрицается и не утверждается каждым из источников («just False»). В-третьих, ситуация, когда «told value» отсутствует – буквально, компьютеру не известно ничего. И, наконец, интересный случай, когда сообщение помечено и «told True», и «told False» («told both»). Важно отметить, что, по Белнапу, источники непротиворечивы. В их распоряжении всего два «told values» – истина и ложь, или утверждение и отвержение.

Допустим, какое-то высказывание А никак не отмечено компьютером (N), и наш Сэм его утверждает (True). Тогда в результате белнаповский компьютер отмечает его как «T (just True)». Отличается ли эта ситуация от случая, когда компьютер уже имел высказывание А, отмеченное как «T (just True)», а Сэм сообщил ему тоже самое (True)? Одно дело, когда мы (т.е. белнаповский компьютер) ничего не знали про высказывание А, а Сэм нам «открыл глаза». Совсем другое дело, когда мы знали, что А истинно, а Сэм это еще раз подтвердил. Так правильно ли отождествлять подобные ситуации? Точнее, отождествлять две пары <N, True> и <T, True>? На мой взгляд, это неправильно.

Пусть теперь источники могут сообщить компьютеру три оценки информации –True, False и «Не знаю». Поскольку последнюю оценку интуитивно трудно отнести к множеству told values, я