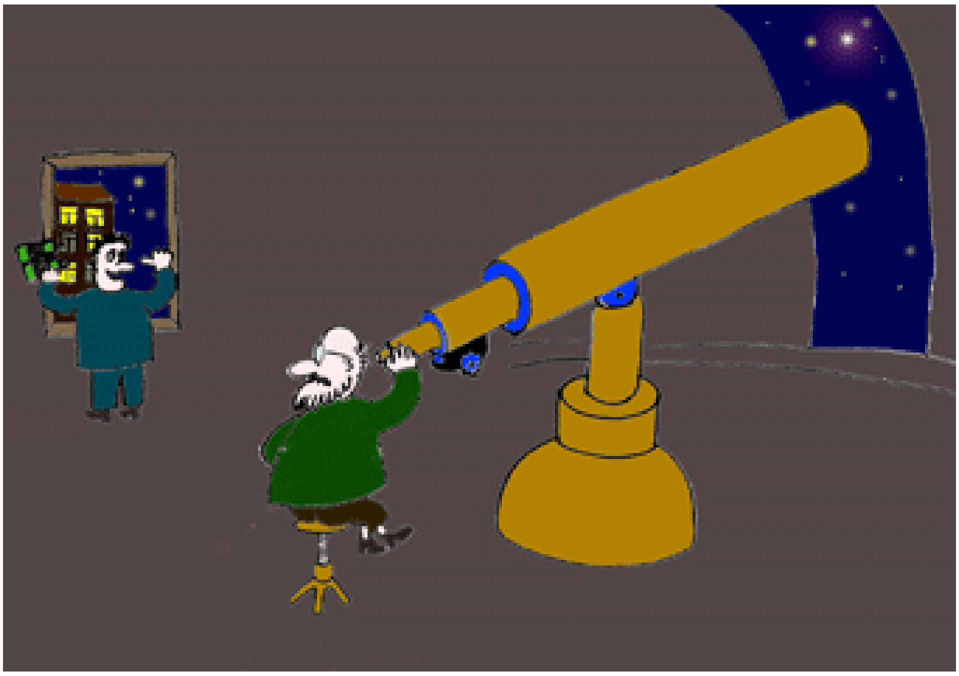
31.10.2004.

В. И. Лобанов, к. т. н.

Посвящается моим детям Светлане и Денису.

РУССКАЯ ЛОГИКА ДЛЯ ШКОЛЬНИКОВ

(азбука математической логики)



Аннотация

Данное пособие является общедоступным изложением основ Русской, истинно математической логики. Вскрывая противостояние Русской и классической логики, автор показывает, что силлогистика Аристотеля не имеет никакого отношения к логике здравого смысла. Книга полезна школьникам и академикам, «физикам» и «лирикам».

УДК 621.3.049.77:681.518.3
УДК 681.32.001.2
УДК 161:162
ББК 87.4 Л..

ПРЕДИСЛОВИЕ

В 1938 г. русский физик **В. И. Шестаков** впервые в мире доказал возможность описания и преобразования релейно-контактных схем методами алгебры логики[1]. С этого момента зарождается практическая логика. Поскольку практическая логика решала чисто инженерные задачи, то вполне естественно назвать эту логику инженерной. Эта наука профессионально решает такие проблемы, как графический и аналитический синтез комбинационных схем (многоаргументные методы минимизации булевых функций), синтез микропрограммных автоматов (МПА) на базе интегральных, ламповых и релейных схем. К проблемам инженерной логики относится также создание искусственного интеллекта, фундаментом которого является силлогистика[2]. Но классическая силлогистика совершенно беспомощна в решении поставленных перед нею задач.

В конце 1980-х — начале 1990-х годов руководимый мною отд.450 ЦНИИ «Циклон»(головной институт Минэлектронпрома СССР) имел тесные контакты с проблемной лабораторией ЭВМ МГУ, возглавляемой талантливым русским инженером и учёным **Н.П.Брусенцовым**[i]. Это именно ему и его сподвижникам удалось создать и запустить в производство единственную в мире троичную ЭВМ "Сетунь" и "Сетунь-70". На чествовании юбилея Н.П.Брусенцова 2.03.95г. я получил в подарок от юбиляра его только что изданную книгу **«Начала информатики»,** которая и открыла передо мной проблемы классической логики. Поэтому я имею честь считать себя учеником Николая Петровича Брусенцова. Некоторые проблемы логики показались мне надуманными, превращёнными «из мухи в слона». Захотелось найти простое, прозрачное математическое решение высосанных из пальца проблем. Алгоритм решения логических уравнений удалось найти за 5 минут. В течение месяца построена Русская логика, в которой была решена проблема силлогистики. ***Силлогистика – это раздел логики, занимающийся силлогизмами***. А силлогизм – это умозаключение, состоящее из двух посылок, связанных общим термином, и следующего из них заключения. Пример такого силлогизма:

Все люди талантливы.
Все ученики – люди.

Все ученики талантливы.

В этом силлогизме заключение выводится просто. Но большинство силлогизмов, встречающихся в быту, в любой из наук, «физической» или «лирической», не имеют такого прозрачного решения. А потому и не решаются современной мировой логикой.

В 1997г. я уже излагал Русскую логику студентам и школьникам. Поскольку

---

[1] Алгебра логики (не путать с булевой алгеброй — особой алгебраической структурой) — раздел математической логики, в котором изучаются логические операции над высказываниями. Высказывания могут быть истинными и ложными.

[2] Простой категорический силлоги́зм (греч. συλλογισμός) — рассуждение, состоящее из трёх простых атрибутивных высказываний: двух посылок и одного заключения. Посылки силлогизма разделяются на бо́льшую (которая содержит предикат заключения) и меньшую (которая содержит субъект заключения). По положению среднего термина силлогизмы делятся на фигуры, а последние по логической форме посылок и заключения — на модусы. Пример силлогизма: Всякий человек смертен (бо́льшая посылка) Сократ — человек (меньшая посылка) ----------- Сократ смертен (заключение)

все алгоритмы чрезвычайно просты, то учащиеся осваивали новую логику (логику нового тысячелетия) довольно успешно. Ученики решали такие задачи, с которыми не справится ни один академик в мире.

В Русской логике решены проблемы **Аристотеля и Лейбница**, их мечты реализованы в России. С 1998г Русская логика прошла проверку на различных конференциях, конгрессах, в том числе и международных, симпозиумах и семинарах. Основные работы автора переведены в США. Очень не хотелось бы, чтобы Русская логика вернулась к нам в зарубежной упаковке. Основания для таких опасений более чем весомые. Ни для кого не секрет, что среди западных учёных очень много невежественных жуликов и мошенников. Начнём с Эйнштейна, которого выгнали из гимназии за бестолковость, от невежества которого в институте стонали профессора математики и который обокрал не только французских физиков, но и свою жену-славянку. Такое же интеллектуальное воровство, плагиат, допустил Винер-«отец кибернетики» по отношению к русскому учёному Колмогорову. Кстати, на встрече со студентами МГУ Винер в присутствии Колмогорова признал приоритет советской науки. Лампа русского физика **Лодыгина**[ii] стала называться лампой Эдисона, теорема советского учёного **Котельникова**[iii] теперь упоминается только как закон Найквиста, радио русского исследователя **Попова**[iv] превратилось в радио Маркони. Примеры жуликоватости, безграмотности, невежества и бестолковости западных «учёных» можно множить до бесконечности (см. , например, моё математическое доказательство бестолковости и невежества Б.Рассела).

Рисунок 1. Лодыгин Александр Николаевич

Рисунок 2. Котельников Владимир Александрович

Рисунок 3. Попов Александр Степанович

До сих пор никто из официальной профессуры не понял гениальных работ выдающегося русского учёного **Порецкого П.С.** Именно он предвосхитил создание истинно математической силлогистики. Спустя 15 лет к таким же результатам в силлогистике пришёл **Л. Кэрролл**: он получил такие же математические выражения для кванторов "Все **х** суть **у**" и "Ни один **х** не есть **у**". И его работ никто не понял ни в России, ни за рубежом. Пусть Порецкий и Кэрролл не сумели решить всех проблем Аристотеля и Лейбница, но они заложили прочный аналитический фундамент, который так и не был в течение 120 лет востребован классической логикой из-за невежества "так называемых логиков". Я думаю, что саркастическое отношение Л. Кэрролла к "логикам" можно смело перенести на наших современников, которые до сих пор не сумели разобраться в достижениях своих великих предшественников. В море макулатуры, издаваемой сегодня по логике, лишь работы **Брусенцова Н.П., Кузичева А.С. и Светлова В.А.** заслуживают внимания. Преподавание логики (основных её разделов) ведётся невежественно, как и 25 веков тому назад. Можно констатировать тот факт, что официальная наука встала железобетонной стеной на пути Русской логики. Подавляющее большинство (вполне возможно, что даже все без исключения) официальных учёных не приемлет Русскую логику. Истина определяется не большинством голосов, но эти голоса обрекают отечественную логику на плачевное дремотное состояние, а студентов и школьников на унылую зубрёжку.

Автору неоднократно «советовали» назвать вновь созданную науку «Логикой Лобанова»: как это русские «фашисты», «пьяницы» и «быдло» смогли создать математическую логику. Я не имел морального права на это по чисто этическим и патриотическим соображениям. Поскольку вновь созданная логика опирается в основном на работы русских логиков **Давыдова И.И.(1794-1863),Владиславлева**

М.И.(1840-1890), Порецкого П.С.(1846-1907), Введенского А.И.(1856-1925), Лосского Н.О.(1870-1965), Поварнина С.И.(1870-1952), Васильева Н.А.(1880-1940), Брусенцова Н.П., Кузичева А.С. и др., то автор назвал её Русской логикой. Кроме того, если существует Логика Пор-Рояля, захудалого монастыря во Франции, то почему не может быть Русской логики. К тому же **Ф.М.Достоевский** всегда говорил о национальном характере науки. Ну и в конце концов, нужно как-то различать болтологику (официальную логику) и истинно математическую логику (Русскую). Популяризаторские работы по Русской логике размещены на сайтах **http://ruslogic.narod.ru**

и других, определяемых по поисковому дескриптору «**Русская логика**».

Автор более 30 лет занимается разработками электронных цифровых устройств оборонного и народно-хозяйственного назначения. Накопленный опыт позволяет утверждать, что формальные и инженерные методы проектирования цифровых устройств легко осваиваются семиклассниками. Поэтому выпускники средних школ, освоившие «Русскую логику» и «Азбуку разработчика цифровых устройств»[18, 29] могут сразу приступить к работе на иженерных должностях.

Автор – **Лобанов В.И**., родился и вырос в Осташкове, родине Леонтия Филипповича Магницкого, основателя Российской математики, на берегу озера Селигер. Поэтому он не мог не упомянуть жителей этого города и самого озера хотя бы в названиях алгоритмов. Замысел книги родился благодаря зав. проблемной лаб. ЭВМ МГУ Брусенцову Н.П., ознакомившему автора с проблемами современной логики. Русская логика была впервые внедрена в Тушинском вечернем авиационном техникуме (ТВАТ). Автор выражает свою глубокую признательность директору ТВАТ Немченко Т.П. и завучу Волковой Е.И., оказавших большое содействие в организации учебного процесса.

«...И может собственных Платонов
И быстрых ра-
зумом Невтонов
Российская
земля рождать. »
М.В.Ломоносов.

ЧАСТЬ 1

Инженерная логика.

Глава первая

КОМБИНАЦИОННЫЕ ЛОГИЧЕСКИЕ ЦЕПИ

1.1 Основные положения алгебры логики

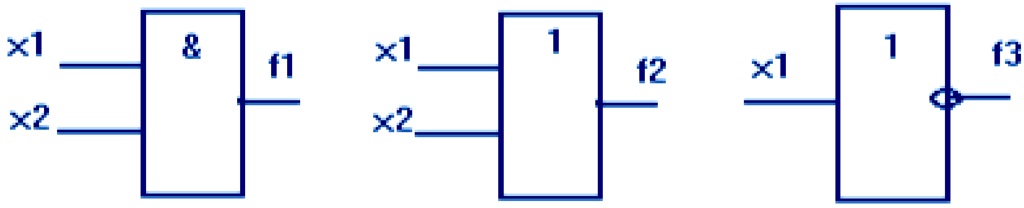
Анализ и синтез логических схем осуществляется на базе аппарата алгебры логики или булевой алгебры [9]. Излагать весь аппарат не имеет смысла, так как в инженерной практике используются два-три закона алгебры логики.

В алгебре логики переменные могут принимать только два значения, **0** или **1**. Для двух аргументов существуют 16 логических функций (операций, логических действий). Над переменными в основном производятся три логических действия: сложение, умножение, отрицание (инверсия), что соответствует функциям ИЛИ, И, НЕ. Все функции в булевой алгебре могут быть описаны с помощью таблицы истинности. В нижеследующих таблицах описаны функции И(f_1), ИЛИ(f_2),НЕ(f_3).

Аргументы	Функции	
x_2 x_1	f_1	f_2
0 0	**0**	**0**
0 1	**0**	**1**
1 0	**0**	**1**
1 1	**1**	**1**

Аргум.	**Функция**
x	**f_3**
0	**1**
1	**0**

Вместо функции И часто используется термин **«конъюнкция»,** вместо функции ИЛИ - термин «дизъюнкция». Вместо функции НЕ употребляется термин «инверсия» или «отрицание». Для двоичной логики понятия «инверсия» и «отрицание» эквивалентны, но для многозначной дело обстоит иначе. По ЕСКД логические элементы, реализующие функции И(f_1), ИЛИ(f_2), НЕ(f_3), изображаются так, как представлено на рисунке.



При написании логических формул

- для функции **И** используются следующие знаки : **&**, x_1 x_2 точка или ее отсутствие;
- для функции **ИЛИ** используются следующие знаки : $\vee$, x_1 x_2. ,+,
- Функция **НЕ** обозначается либо $\neg$, либо штрихом над аргументом.

Мы для обозначения отрицания будем использовать апостроф. Таким образом , можно записать:

$f_1 = x_2 \& x_1 = x_2 \wedge x_1 = x_2 x_1$

$f_2 = x_2 \vee x_1 = x_2 + x_1$

$f_3 = x'$

Основные законы алгебры Буля.

Как уже отмечалось, в булевой алгебре все операции осуществляются с логическими переменными и подчиняются законам алгебры логики. Опишем некоторые из них.

а) Переместительный закон

а + в = в + а ; ав = ва

б) Сочетательный закон

(а + в) + с = а + (в + с) ; (ав)с = а(вс)

в) Распределительный закон

а(в + с) = ав + ас ; а + вс = (а + в)(а + с)

г) Закон поглощения

а + ав = а(1 + в) = а ; а(а + в) = а + ав = а

д) Закон склеивания

ав + ав' = а ; (а + в)(а + в') = а

е) Идемпотентный закон

а + а = а; а & а = а

ё) Правила де Моргана

Эти правила справедливы для любого числа аргументов.

а + в + с + ... + z = (а'в'с'...z')'

авс... = (а' + в' + с' + ... + z')'

Эти правила можно описать таким алгоритмом.

Для перехода от логической суммы к логическому произведению необходимо проделать следующие операции :

1) проинвертировать все слагаемые в отдельности;

2) заменить знаки дизъюнкции на знаки конъюнкции;

3) проинвертировать получившееся выражение.

Аналогично выполняется переход от логического произведения к логической сумме. В инженерной практике используются лишь правила де Моргана и закон склеивания (в виде карт Карно).

Кроме основных функций И, ИЛИ, НЕ в алгебре логики часто используются функции равнозначности (эквивалентности) и неравнозначности (сумма по модулю 2).

Для обозначения этих функций используются следующие знаки :

- равнозначность - ~ , с
- умма по модулю 2 - ⊕ .

Содержание этих функций отражено в таблице .

а в	f_4	f_5
0 0	1	0
0 1	0	1
1 0	0	1
1 1	1	0

Из таблицы получаем:

f_4 = а ~ в = а'в' + ав

f5 = а ⊕ в = а'в + ав'

Из таблицы видно, что

$f_4 = f_5'$ или $f_5 = f_4'$

Таким образом,

а'в' + ав = (ав' + а'в)' , или

а~в = (а ⊕ в)' , а ⊕ в = (а~в)'

Особое место в алгебре логики занимает функция импликации: a→b = a'+b. Физический смысл этого соотношения не может объяснить ни один академик. Он будет разъяснен в разделе «Базисы силлогистики».

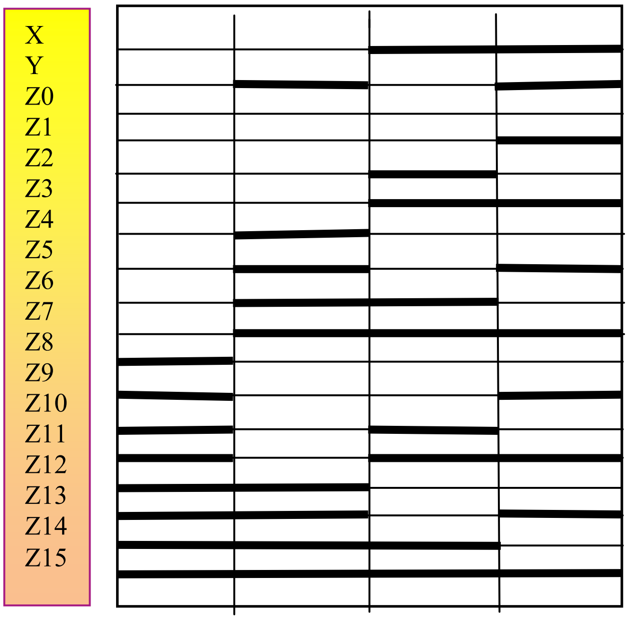
1.2 Алгебра множеств.

Обычно множества изображаются в виде окружностей, эллипсов, прямоугольников, квадратов и других фигур. Однако переход от двумерности к одномерности, т.е. к скалярным диаграммам, позволяет существенно расширить возможности анализа и синтеза в алгебре множеств. Попробуем доказать идентичность функций и законов в алгебре логики и алгебре множеств.

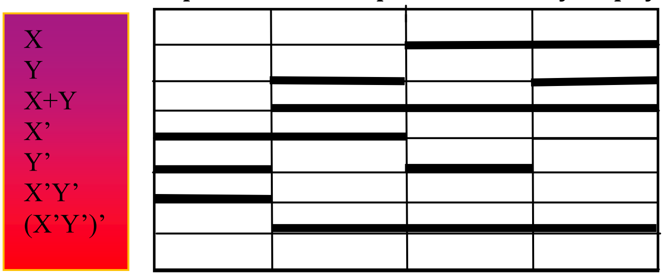
Полная система булевских функций(z0 – z15) для двух аргументов(x,y) показана в таблице.

xy	z0	z1	z2	z3	z4	z5	z6	z7	z8	z9	z10	z11	z12	z13	z14	z15
00	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1
01	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1
10	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
11	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

Эти функции для алгебры множеств можно представить с помощью скалярных диаграмм, которые предложены автором в качестве основного инструмента алгебры множеств. Здесь и далее в том случае, если аргумент или функция равны нулю, то они изображается тонкой линией, в противном случае – толстой.



Все вышеперечисленные законы булевой алгебры легко и просто доказываются с помощью алгебры множеств. Приведем, к примеру, графическое доказательство правила де Моргана для двух аргументов x+y = (x'y')'.



Из скалярных диаграмм видно, что x+y = (x'y')'. Далее будет показано, что минимизация функций в алгебре множеств не отличается от минимизации логических функций в алгебре логики. Таким образом, мы доказали, что алгебра логики и алгебра множеств идентичны.

1.3. Синтез комбинационных схем

Синтез комбинационных схем, или построение логических функций, выполняется на основе таблиц истинности. Рассмотрим эту примитивную процедуру на примере синтеза функции импликации(следования).

x y	$\mathbf{f_{13}} = x \rightarrow y$
0 0	**1**
0 1	**1**
1 0	**0**
1 1	**1**

Наборы аргументов, на которых функция принимает значение 1, называются рабочими или просто единичными. Наборы аргументов, на которых функция принимает значение 0, называются запрещёнными или нулевыми. Выпишем все рабочие наборы и соединим их знаком «плюс»(логическое ИЛИ). Получим выражение для функции импликации:

$\mathbf{f_{13}} = x \rightarrow y = 00+01+11.$

Заменим цифровые символы на символы аргументов. Замена выполняется следующим образом. Если какая-либо переменная, например x, входит в набор единицей, то в символьном наборе пишется x, в противном случае x’. После замены получим следующее соотношение:

$\mathbf{f_{13}} = x \rightarrow y = 00+01+11 = x'y'+x'y+xy.$

Это выражение можно упростить, применяя вышеприведённые законы(идемпотентный закон и закон склеивания). Сгруппируем слагаемые и вынесем общие множители за скобки, как и в обычной алгебре.

$\mathbf{f_{13}} = x \rightarrow y = 00+01+11 = x'y'+x'y+xy = (x'y'+x'y)+(xy+x'y).$

Здесь мы дважды использовали слагаемое x’y. На основе идемпотентного закона мы имеем на это право. Продолжим операцию минимизации.

$\mathbf{f_{13}} = 00+01+11 = x'y'+x'y+xy = (x'y'+x'y)+(xy+x'y) = x'(y'+y)+y(x+x') = x'+y.$

В последней операции мы не только вынесли за скобки общие множители, но и сократили выражения в скобках, поскольку ранее познакомились с соотношением a + a’ = 1. Такая минимизация логических функций называется аналитической и является самой неэффективной операцией, т.е. самой глупой. При «ручной» минимизации нужно обязательно использовать карты гениального французского учёного Карно (к стыду своему за 30 лет работы с этими картами так и не нашёл биографии талантливого логика) или метод обобщённых кодов полковника Мавренкова.

Синтез комбинационных схем с применением карты Карно можно проиллюстрировать решением простой задачи.

Задача 1.3.1.

Приёмная комиссия в составе трех членов комиссии и одного председателя решает судьбу абитуриента большинством голосов. В случае равного распределения голосов большинство определяется той группой, в которой оказался председатель приемной комиссии. Построить автомат, обеспечивающий определение большинства голосов.

Решение.

Пусть f - функция большинства голосов. f = 1, если большинство членов комиссии проголосовало за приём абитуриента, и f = 0 в противном случае.

Обозначим через x_4 голос председателя комиссии. $x_4 = 1$, если председатель комиссии проголосовал за приём абитуриента. x_3, x_2, x_1 - голоса членов приёмной комиссии.

С учётом вышеуказанных допущений условие задачи можно однозначно представить в виде таблицы истинности.

Заполнение таблицы осуществляем с учётом того, что функция f является полностью определённой, т.е. она определена на всех возможных наборах переменных x_1 - x_4. Для n входных переменных существует $N = 2^n$ наборов переменных. В нашем примере $N = 2^4 = 16$ наборов.

Записывать эти наборы можно в любом порядке, но лучше в порядке возрастания двоичного кода.

x_4	x_3	x_2	x_1	f
0	0	0	0	0
0	0	0	1	0
0	0	1	0	0
0	0	1	1	0
0	1	0	0	0
0	1	0	1	0
0	1	1	0	0
0	1	1	1	1
1	0	0	0	0
1	0	0	1	1
1	0	1	0	1
1	0	1	1	1
1	1	0	0	1
1	1	0	1	1
1	1	1	0	1
1	1	1	1	1

Примечание. Здесь и далее под набором будем понимать конъюнкцию всех входных переменных. Существует множество научных определений для набора (конституента,терм,импликанта,минтерм и т.д.), но они только вносят путаницу.

Все наборы, на которых функция принимает значение 1 , будем называть единичными, или рабочими. Наборы, на которых функция принимает значение 0, будем называть нулевыми, или запрещенными.

Для того, чтобы по таблице истинности найти функцию f, достаточно выписать все единичные наборы и соединить их знаком дизъюнкции.

Таким образом,

$f = x_4'x_3x_2x_1 + x_4x_3'x_2'x_1 + x_4x_3'x_2x_1' + x_4x_3'x_2x_1 + x_4x_3x_2'x_1' + x_4x_3x_2'x_1 + x_4x_3x_2x_1' + x_4x_3x_2x_1$

Полученная форма функции называется совершенной дизъюнктивной нормальной формой (СДНФ), так как каждое логическое слагаемое представляет собой конъюнкцию всех аргументов.

Очевидно, применяя основные законы булевой алгебры, мы могли бы аналитически уменьшить сложность полученного выражения. Но это наихудший способ минимизации булевых функций. Покажем это на предыдущем примере. Представим полученную функцию в виде логической суммы цифровых рабочих наборов:

f = 0111+1001+1010+1011+1100+1101+1110+1111 =
= (0111+1111)+(1001+1011)+(1010+1011)+(1100+1101)+(1110+1111) =
= -111+10-1+101-+110-+111- = -111+10-1+(101-+111-)+(110-+111-) =
= -111+10-1+1-1-+11-- = $x_3x_2x_1 + x_4x_3'x_1 + x_4x_2 + x_4x_3$.

Как мы потом увидим, результат минимизации должен быть компактнее. Но при аналитической минимизации придётся ввести неочевидную группировку: (1101+1111).

f = 0111+1001+1010+1011+1100+1101+1110+1111 =
=(0111+1111)+(1001+1011)+(1010+1011)+(1100+1101)+(1110+1111)+(1101+1111).= -111+10-1+101-+110-+111-+11-1 = -111+(10-1+11-1)+(101-+111-)+(110-+111-) = -111+1--1+1-1-+11-- = $x_3x_2x_1 + x_4x_1 + x_4x_2 + x_4x_3 = x_3x_2x_1 + x_4(x_1 + x_2 + x_3)$.

После длинных и неочевидных группировок удалось, наконец, получить правильное решение в виде минимальной дизъюнктивной нормальной формы (МДНФ). Даже для 4-х аргументов аналитический метод минимизации не рационален.

Однако не всегда исходное условие задано в виде таблицы истинности.

Задача 1.3.2.

Найти МДНФ функции, заданной в виде выражения:

M = (ax=bc)(bx=ac).

Решение.

Вначале необходимо выполнить операцию логического умножения, а затем преобразовать полученную ДНФ в СДНФ. Далее по СДНФ заполняется таблица истинности и следует традиционная минимизация с помощью карты Карно. Однако перемножать сложные выражения достаточно утомительно, поэтому заменим эту операцию сложением на основе формулы де Моргана. Получим:

$M' = (ax \oplus bc) + (bx \oplus ac) = ab'x+ac'x+a'bc+bcx'+a'bx+bc'x+acx'+ab'c$.

Мы получили ДНФ инверсии логической функции M. Теперь необходимо развернуть её в СДНФ. Выполняется эта процедура достаточно просто добавлением недостающей переменной (в данном случае домножением на (c+c') или (b+b'):

ab'x = ab'x(c+c') = ab'cx+ab'c'x = 1011+1001,

ac'x = ac'x(b+b') = abc'x+ab'c'x = 1101+1001,

a b c x	M
0 0 0 0	1
0 0 0 1	1

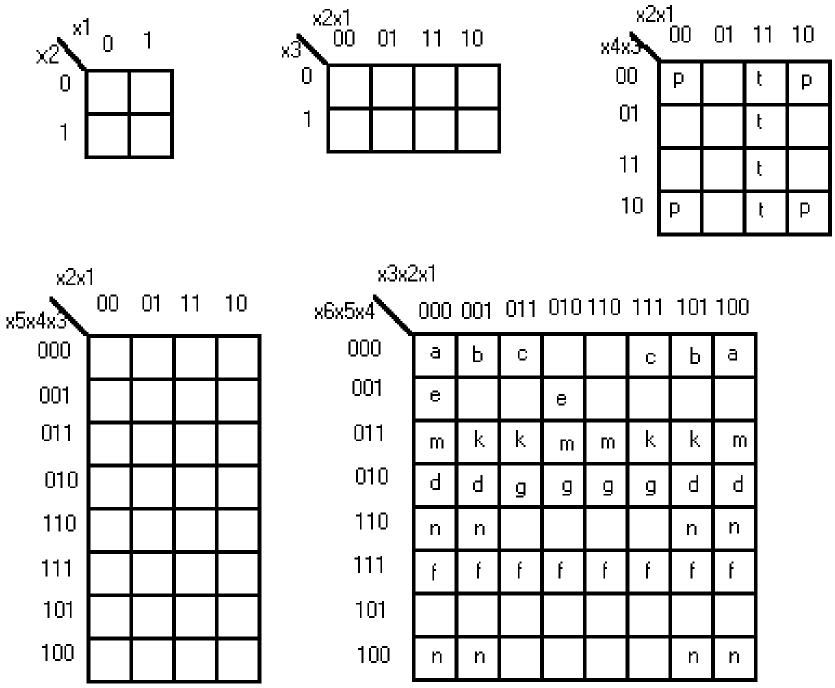
0 0 1 0	**1**
0 0 1 1	**1**
0 1 0 0	**1**
0 1 0 1	**0**
0 1 1 0	**0**
0 1 1 1	**0**
1 0 0 0	**1**
1 0 0 1	**0**
1 0 1 0	**0**
1 0 1 1	**0**
1 1 0 0	**1**
1 1 0 1	**0**
1 1 1 0	**0**
1 1 1 1	**1**

После занесения М'в карту Карно получим
M = a'b'+abcx+c'x'.

1.4.Минимизация полностью определённых булевых функций.

Существует несколько способов минимизации булевых функций. Прежде всего это метод Квайна-Мак-Класки, метод Блека-Порецкого и метод минимизации с помощью карт Карно или диаграмм Вейча [13, 22, 29]. Здесь будет подробно излагаться метод карт Карно, как самый удобный метод, позволяющий быстро решать задачи минимизации булевых функций от достаточно большого числа аргументов (6-12). При этом получается минимальная форма в базисе И, ИЛИ, НЕ.

Существуют карты Карно на 2 , 3 , 4 , 5 и 6 переменных[13,22]. Причем последние стали использоваться достаточно недавно. На рисунке представлены карты Карно для 2, 3, 4, 5 и 6 аргументов.



Карты и прямоугольники Карно.

Метод Карно основан на законе склеивания. Склеиваются наборы, отличающиеся друг от друга значением одного разряда. Такие наборы называются соседними. Карно закодировал клетки своей карты так, что в соседних клетках оказались соседние, а значит, склеивающиеся наборы. Соседними могут быть не только отдельные клетки, которые мы назовем элементарными квадратами Карно, но и целые группы соседних клеток(назовем их прямоугольниками Карно). Под прямоугольником Карно(ПК) будем понимать некоторую, зачастую разрозненную фигуру покрытия, все соседние клетки которой закодированы соседними наборами[13]. Например, на вышеприведённом рисунке в поле карты для 4-х переменных изображён прямоугольник Карно Р, состоящий из четырёх элементарных квадратов Карно, описываемых наборами $x_4'x_3'x_2'x_1'$, $x_4'x_3'x_2x_1'$, $x_4x_3'x_2'x_1'$, $x_4x_3'x_2x_1'$. Если над логической суммой этих четырёх наборов произвести последовательно операции склеивания, то мы аналитически получим результат в виде импликанты (под импликантой будем понимать неполный набор)$x_3'x_1'$. Карта Карно(КК) позволяет получить этот результат графически значительно быстрее и проще. Для решения этой задачи используем алгоритм графической минимизации. Кстати говоря, сам Карно никакого алгоритма не предложил. Если количество аргументов не превышает 4-х, то под ПК можно понимать прямоугольник, состоящий из 1, 2, 4, 8 или 16 клеток, т.е. число клеток должно быть равно целой степени двойки. Для большего числа аргументов это условие необходимое, но недостаточное, поэтому нужно использовать определения и алгоритмы из [13, 18]. В данном курсе мы постараемся ограничить сложность решаемых задач четырьмя аргументами.с

На рисунке с КК для 5 аргументов даны примеры фигур покрытия, не являющихся прямоугольниками Карно. Фигуры k, m и n не являются прямоугольниками Карно в силу нарушения принципа симметрии[13, 18]. Фигура n не симметрична относительно горизонтальной оси симметрии 2-го ранга, фигура m не симметрична относительно вертикальной оси симметрии 3-го ранга. Фигура k симметрична относительно оси симметрии 3-го ранга, но её половина не симметрична относительно оси 2-го ранга.

x5x4 \ x3x2x1	000	001	011	010	110	111	101	100
00	k	k		k	k		k	k
01	n	n						
11	n	n		m	m	m	m	
10	n	n		m	m	m	m	

Алгоритм графической минимизации логических функций.

1. Заполнить карту Карно нулями и единицами в соответствии с таблицей истинности.

2. Покрыть все единичные наборы минимальным количеством прямоугольников Карно, каждый из которых имеет максимальную площадь.

3. Каждому прямоугольнику Карно соответствует одна импликанта, причём, если в границах прямоугольника Карно какая-либо переменная принимает значения как 0 , так и 1 , то она склеивается.

Примечание. Если в карте Карно нулей окажется меньше чем единиц, то удобнее прямоугольниками Карно покрыть все нулевые наборы. В результате мы получим инверсию минимизируемой функции.

Сущность алгоритма достаточно прозрачна. Стремление к минимальному количеству прямоугольников Карно приводит в результате к минимальному количеству слагаемых в булевой функции. Требование получения максимальной площади прямоугольника Карно вызвано стремлением минимизировать длину каждого слагаемого булевой функции.

Пусть булева функция Y задана так, что в поле прямоугольников Карно P и T вышеприведённого рисунка оказались все единичные наборы, а в остальных клетках карты Карно разместились все нулевые наборы данной функции. В соответствии с пунктом 3 алгоритма Карно прямоугольник P будет представлен импликантой $x_3'x_1'$, а прямоугольник T - имликантой x_2x_1. Таким образом, функция $Y=x_3'x_1' + x_2x_1$.

Применим карту Карно для решения задачи 1. На рисунке дан единственный минимальный вариант решения(иногда их бывает несколько).

$f = x_4x_1 + x_4x_2 + x_4x_3 + x_3x_2x_1$

Эти выражения представляют собой пример дизъюнктивной нормальной формы (ДНФ).

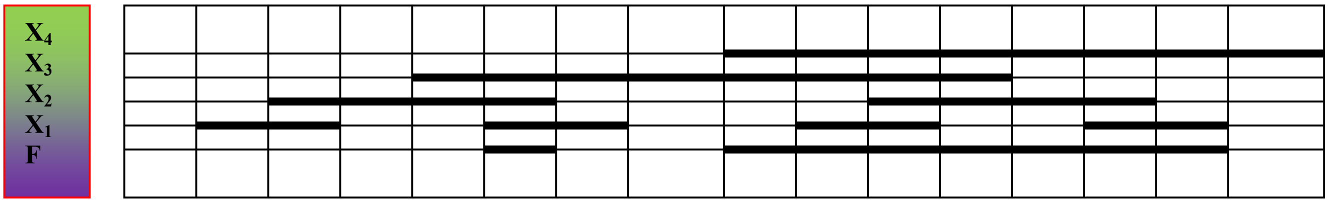
В некоторых случаях приведение результата минимизации к скобочной форме позволяет уменьшить количество ИС , необходимые для реализации булевой функции. Скобочная форма получается после вынесения общих множителей за скобки и для f имеет вид:

$f = x_4(x_1 + x_2 + x_3) + x_3x_2x_1$

x4x3 \ x2x1	00	01	11	10
00	0	0	0	0
01	0	0	1	0
11	1	1	1	1
10	0	1	1	1

Карта Карно для решения задачи 1.

В алгебре множеств также возможна минимизация логических функций. На рисунке представлены скалярные диаграммы, каждый столбец которых помечен соседними кодами. Фактически эти диаграммы представляют собой одномерную карту Карно, поэтому здесь применимы все вышеприведенные алгоритмы минимизации.



Скалярные диаграммы для решения задачи 1.

Вполне естественно, что результат минимизации не изменился:
$f = x_4(x_1 + x_2 + x_3) + x_3x_2x_1$

1.6.Оценка сложности реализации булевых функций

Приблизительную оценку реализации логической функции можно дать по ДНФ, подсчитав коэффициент сложности $К_с$, равный общему количеству переменных, входящих в ДНФ, плюс количество импликант. Например, для СДНФ к задаче 1 $К_с = 32+8=40$, а для отминимизированной функции $К_с = 9+4=13$.

Для того, чтобы перейти от логической функции (ЛФ) к электронной схеме, построенной на интегральных микросхемах (ИМС) типа И-НЕ, достаточно преобразовать ЛФ по правилу де Моргана. Например:

$f = x_4x_1 + x_4x_2 + x_4x_3 + x_3x_2x_1 = [(x_4x_1)' \& (x_4x_2)' \& (x_4x_3)' \& (x_3x_2x_1)']'$.

Из полученного уравнения видно, что для реализации его в виде электронной схемы необходимы только элементы типа И-НЕ: 3 двухвходовых элемента(2И-НЕ), один трёхвходовой элемент(3И-НЕ) и один четырёхвходовой элемент(4И-НЕ). При этом нужно иметь в виду, что в одном корпусе ИМС могут быть размещены 4 элемента И-НЕ, 3 элемента 3И-НЕ , 2 элемента 4И-НЕ или 1 элемент 8И-НЕ.

При реализации в конкретном элементном базисе обе функции примут вид, представленный на рисунке. Из рисунка видно, что реализация функции по СДНФ потребовала 5 корпусов ИС, по минимальной форме - 1,58 корпуса ИС, по скобочной форме - 1,16 корпуса. Таким образом, минимизация по карте Карно дала нам трёхкратный выигрыш по корпусам ИС относительно реализации по СДНФ. Реализация по скобочной форме уменьшила объём оборудования ещё на 30%. Кстати, оценка экономии по $К_с$ даёт приблизительно такой же результат: 40/13 = 3,08.

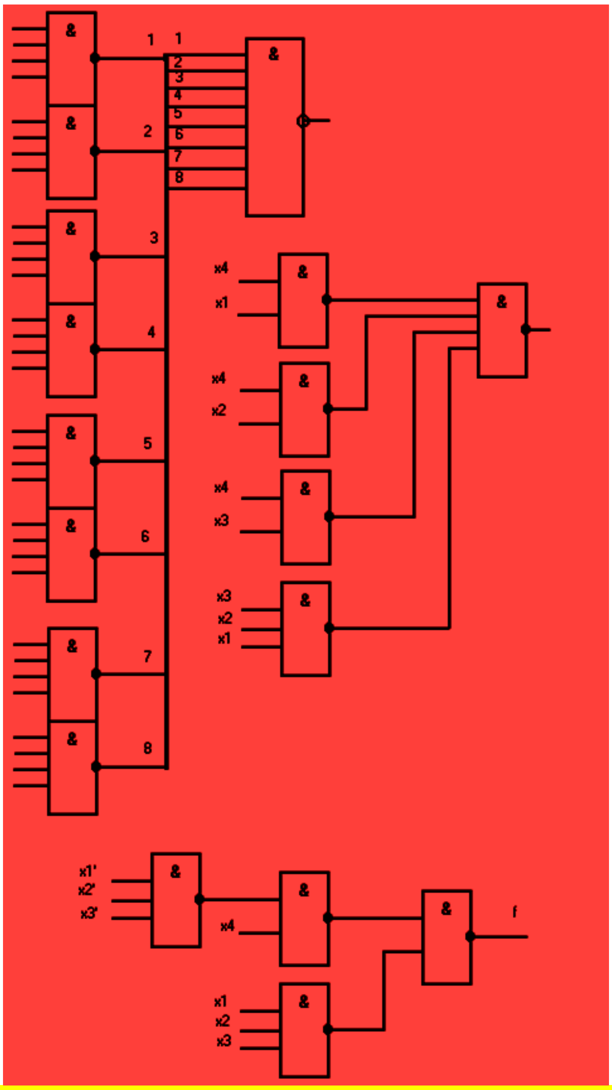


Схема автомата до и после минимизации.

1.8. Формы задания булевых функций.

Об одной форме задания булевых функций мы уже говорили - это таблица истинности. Иногда применяется более компактная запись, использующая восьмеричные, десятичные или шестнадцатеричные эквиваленты наборов. Например, набор $x_4x_3x_2'x_1'$ может быть представлен обобщённым кодом 1100 , десятичным эквивалентом которого является число 12.Удобнее всего 8-чные и 16-чные коды.

Задача 3.

Полностью определённая булева функция от 4-х переменных задана десятичными рабочими наборами : РН(4) = 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11.Число в скобках указывает количество переменных. Найти минимальную форму этой функции.

Решение.

Так как функция является полностью определённой, то запрещёнными наборами ЗН(4) являются наборы 0 - 4, 12 - 15. Исходя из этой информации, составляем таблицу истинности и осуществляем минимизацию по карте Карно.

Таблица 4.

РН(4)	**x_4 x_3 x_2 x_1**	**f**
5	**0 1 0 1**	**1**
6	**0 1 1 0**	**1**
7	**0 1 1 1**	**1**
8	**1 0 0 0**	**1**
9	**1 0 0 1**	**1**
10	**1 0 1 0**	**1**
11	**1 0 1 1**	**1**

ЗН(4)	**x_4 x_3 x_2 x_1**	**f**
0	**0 0 0 0**	**0**
1	**0 0 0 1**	**0**
2	**0 0 1 0**	**0**
3	**0 0 1 1**	**0**
4	**0 1 0 0**	**0**
12	**1 1 0 0**	**0**
13	**1 1 0 1**	**0**
14	**1 1 1 0**	**0**
15	**1 1 1 1**	**0**

По карте Карно получаем результат:

$f = x_4x_3' + x_4'x_3(x_1 + x_2)$

x4x3 \ x2x1	00	01	11	10
00	0	0	0	0
01	0	1	1	1
11	0	0	0	0
10	1	1	1	1

Решение задачи 3.

Задание 1.

Найти минимальную форму полностью определённых булевых функций, заданных 10-чными рабочим наборами :

1-1) РН(4) = 0, 1, 5, 7 - 9, 13, 15

1-2) РН(5) = 4, 6, 8, 10, 13, 17, 24, 30

1-3) PH(6) = 1 - 8, 16 - 24, 32 - 40
1-4) PH(7) = 7 - 15, 23 - 31, 39 - 47, 50 - 63
1-5) PH(8) = 7 - 15, 100 - 132

1.9. Минимизация недоопределённых булевых функций

Функция от n переменных называется недоопределённой, если она задана не на всех 2^n наборах. Задача минимизации такой функции заключается в оптимальном доопределении, которое позволило бы покрыть рабочие наборы минимальным количеством прямоугольников Карно, каждый из которых имел бы максимальную площадь.

Задача 4.

Найти минимальную форму функции y, представленной на рисунке.

Решение.

Функция задана только на 5 наборах. Добавим к трём рабочим наборам ещё пять, а именно : 0000, 0011, 1000, 1011, 1010. Все оставшиеся наборы доопределим как запрещённые. В результате такого доопределения получим прямоугольник Карно, состоящий из 8 элементарных квадратов Карно. Этому прямоугольнику соответствует функция : $y = x_3'$. Аналогичный результат получен и с помощью скалярных диаграмм, поскольку вышеприведенный алгоритм справедлив и для графической алгебры логики.

x4x3 \ x2x1	00	01	11	10
00	-	1	-	1
01	-	-	0	-
11	-	0	-	-
10	-	1	-	-

Решение задачи 4.

В этом разделе изложен общепринятый подход к минимизации недоопределённых логических функций (НОЛФ). В электронике существуют дополнительные требования, связанные с противогоночной защитой цифрового устройства. В соответствии с этими требованиями необходимо взаимное перекрытие всех прямоугольников Карно.

1.10. Минимизация системы булевых функций.

Существуют достаточно сложные методы минимизации системы булевых функций. Однако все эти методы не дают оптимального решения, поэтому при инженерном синтезе комбинационных схем осуществляется раздельная минимизация функций, которая тоже не всегда обеспечивает минимальное решение, но подкупает простотой.

Задача 5.

Построить преобразователь двоичного кода, получаемого на выходе делителя частоты на 12, в двоично-десятичный код. Условие задачи отражено в таблице . Делитель работает в коде 8-4-2-1.

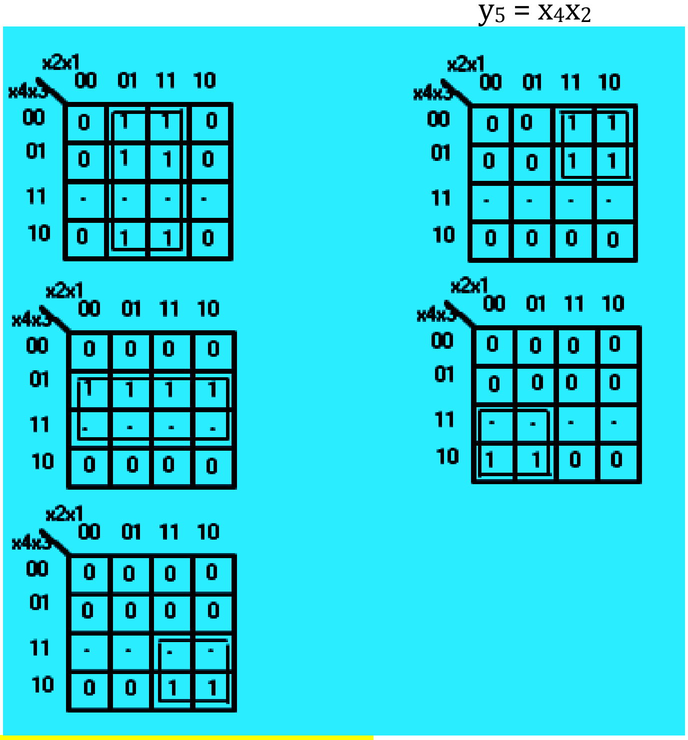
x_4 x_3 x_2 x_1	y_5	y_4 y_3 y_2 y_1
0 0 0 0	0	0 0 0 0
0 0 0 1	0	0 0 0 1
0 0 1 0	0	0 0 1 0
0 0 1 1	0	0 0 1 1
0 1 0 0	0	0 1 0 0
0 1 0 1	0	0 1 0 1
0 1 1 0	0	0 1 1 0
0 1 1 1	0	0 1 1 1
1 0 0 0	0	1 0 0 0
1 0 0 1	0	1 0 0 1
1 0 1 0	1	0 0 0 0
1 0 1 1	1	0 0 0 1

Решение.

Для каждой функции y_i заполняем карту Карно, производим доопределение и осуществляем минимизацию. Весь процесс отражён на рисунке.

В результате минимизации получаем систему функций:

$$y_1 = x_1$$
$$y_2 = x_4'x_2$$
$$y_3 = x_3$$
$$y_4 = x_4x_2'$$
$$y_5 = x_4x_2$$



Карты Карно к задаче 5.

Задача 6.

Построить один разряд многоразрядного сумматора.

Решение.

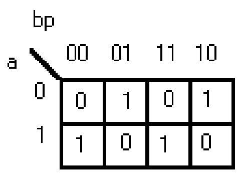
Пусть a_i и в_i - значения i-ых разрядов слагаемых а и в , P_i и S_i - значения переноса и суммы на выходе i-го разряда, P_{i-1} - значение переноса на выходе предыдущего разряда, тогда работу сумматора можно описать с помощью таблицы истинности.

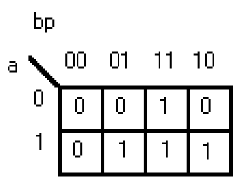
a_i в_i P_{i-1}	P_i	S_i
0 0 0	0	0
0 0 1	0	1
0 1 0	0	1
0 1 1	1	0
1 0 0	0	1
1 0 1	1	0
1 1 0	1	0
1 1 1	1	1

Имеем систему полностью определённых булевых функций. Производим раздельную минимизацию (см. рисунок).

$S_i = a_i'\text{в}_i'P_{i-1} + a_i'\text{в}_iP_{i-1}' + a_i\text{в}_i'P_{i-1}' + a_i\text{в}_iP_{i-1} = P_{i-1}(a_i\sim \text{в}_i) + P_{i-1}'(a_i \oplus \text{в}_i) =$

$P_i = \text{в}_iP_{i-1} + a_iP_{i-1} + a_i\text{в}_i$

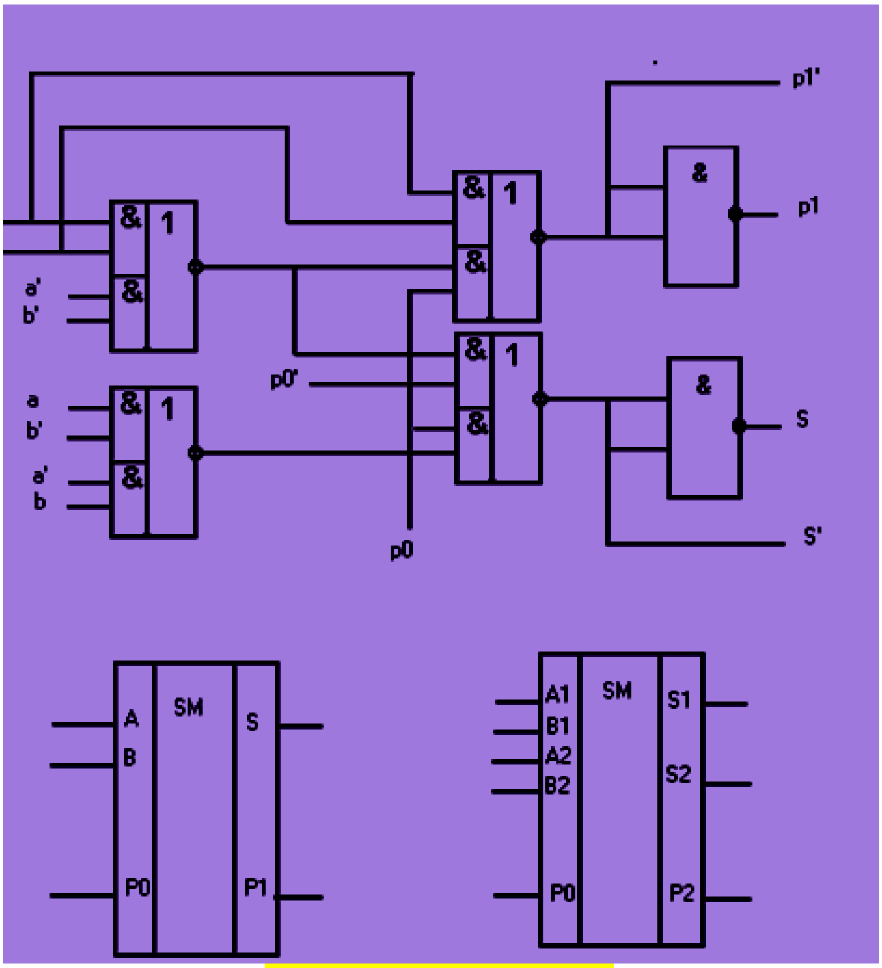




Решение задачи 6.

Для реализации лучше $P_i = a_i\text{в}_i + P_{i-1}(a_i\sim \text{в}_i)'$, так как может быть использован общий для S_i и P_i сомножитель $(a_i\sim \text{в}_i)'$. Схема сумматора представлена на рисунке. Здесь же дано условное обозначение одноразрядного сумматора , где А и В - одноразрядные слагаемые, P_0 и P_1 - входной и выходной переносы, S1 - сумма.

На этом же рисунке изображён двухразрядный сумматор, выполненный на микросхеме 133ИМ2. Здесь A1, B1, A2, B2 - соответственно значения первых и вторых разрядов слагаемых А и В; S1 и S2 - 1-ый и 2-ой разряды суммы; P_0 - входной перенос для первого разряда, P_2' - выходной перенос.



Схемы сумматоров.

Задание 2.

2-1. Построить 2/(2-10) преобразователь для делителя частоты на 24 , работающего в коде 16-8-4-2-1. Этот преобразователь использовался на заре цифровой схемотехники в радиолюбительских электронных часах.

2-2. Построить 4-входовой сумматор для суммирования одноразрядных двоичных чисел.

«Читай и слушай для собственного развлечения рассказы о хитроумных системах, вникай в интересные вопросы, поставленные там со всей изощрённостью, какой только может наделить их пылкая фантазия, но смотри на всё это только как на упражнения для ума и возвращайся каждый раз к согласию со здравым смыслом...»

*(**Честерфилд** «Письма к сыну»)*

ЧАСТЬ 2

Математическая логика суждений и предикатов.

Глава первая

Всё, о чем далее будет идти речь (комплементарная логика, решение логических уравнений, русская силлогистика, силлогистика Аристотеля-Жергонна, общеразговорная силлогистика и т. д.) разработано в России и не известно мировой науке. Поэтому призываю всех читателей воспринимать мои методы крайне критически и обязательно проверять их с точки зрения здравого смысла. Весьма показателен пример некритического отношения к теории относительности (ТО), которую к 1998г. немецкие физики Георг Галецки и Петер Марквардт низвели с пьедестала. "Тысячи" экспериментов в защиту нечистоплотного Эйнштейна оказались фиктивными. Из 5 реальных попыток не было ни одной удачной. В СССР ещё в 40-е и 60-е годы также были выступления и публикации учёных, критиковавших ТО. Наиболее ярко отношение советской науки к ТО выражено в работе В. А. Ацюковского "Логические и экспериментальные основы теории относительности" – М.: МПИ, 1990 – 56с.

Прежде, чем приступить к рассмотрению базовых проблем, стоит совершить небольшой экскурс в историю логики. Эта наука как основополагающий раздел философии появилась в конце второго тысячелетия до н. э. в Индии. Затем она перекочевала в Китай, где в 479-381гг до н. э. наблюдался период расцвета логики и философии, связанный с учением Мо Цзы.

Наибольшего развития логика достигает в Древней Греции. Главные её достижения связываются с именами Сократа(470-399гг. до н. э.), Платона(428-348 гг. до н. э.), Аристотеля(384-322гг. до н. э.), стоиков Зенона из Китиона(336-264гг. до н. э.) и Хризиппа(280-205гг. до н. э.), представившего теорию материальной импликации. Следует хотя бы просто перечислить имена ученых, уделявших самое пристальное внимание логике[36].

Ибн-Сина (Авиценна) – среднеазиатский мыслитель с широким кругом интересов, род. в 980г. в Афшане, возле Бухары, умер в 1037г. Ему уже была известна формула импликации (возможно, из работ стоиков).

Михаил Псёлл – византийский логик (1018-1096гг.), автор «квадрата Псёлла».

Роджер Бэкон – английский философ(1214-1294гг.), считал в частности, что «простой опыт учит лучше всякого силлогизма», т. е. опирался на логику здравого смысла.

Уильям Оккам – английский философ, логик(1300-1349гг.). Ввёл троичную логику за много веков до Лукасевича. Автор «принципа простоты» ("бритва Оккама").

Фрэнсис Бэкон (1561—1626), английский философ, родоначальник английского материализма. Лорд-канцлер при короле Якове I. В 1605 г. опубликовал свой трактат “Распространение образования”, в котором призывал положить в основу образования эксперименты и наблюдения. В его главном труде - “Новый органон” (1620 г.) - был намечен научный метод, названный им индуктивным, для увеличения власти человека над природой. Он резко критиковал предложенный ещё Аристотелем метод установления истины из априорных предположений и предлагал производить множество опытов, которые способствуют ускорению темпа и строгости научного открытия. Утверждал, что логика Аристотеля не просто бесполезна, но вредна.

Антуан Арно(1612-1694) и Пьер Николь(1625-1695) – французские логики, авторы книги «Логика Пор-Рояля» (монастырь во Франции), последователи Декарта.

Арнольд Гейлинкс – бельгийский логик и философ(1625-1669гг). Опроверг за несколько веков до официального признания общезначимость модуса DARAPTI для 3-й фигуры силлогизмов. Доказал правила Де Моргана:

1. $ab \to a+b$
2. $(a \to b)' \to (b' \to a')'$
3. $(b\to c)(a\to c)' \to (a\to b)'$
4. $(a\to b)(a\to c)' \to (b\to c)'$
5. $ab' \to (a\to b)'$

Готфрид Вильгельм Лейбниц – немецкий философ, математик, физик(1646-1716). Осовоположник символической логики. Впервые чётко сформулировал задачу математизации логики. Задолго до Эйлера использовал «круги Эйлера». Впервые поставил «техническое задание» для силлогистики. Сформулировал и доказал теоремы:

1. $Aab\ Aac \to Aa(bc)$
2. $Aab\ Acd \to A(ac)(bd)$
3. $A(ab)a$
4. $A(ab)b$, т. е. все (ab) суть b

Якоб и Иоганн Бернулли(1654-1705 и 1667-1748) – ученики Лейбница. Ввели операцию вычитания множеств.

Леонард Эйлер – математик, физик, астроном(1707-1783). Родился в Швейцарии, но вся научная жизнь прошла в России. Создатель «кругов Эйлера», основы формальной силлогистики.

Иоганн Генрих Ламберт – швейцарский логик(1728-1777), последователь Лейбница. Предвосхитил ряд работ Джорджа Буля(разложение функции на элементарные составляющие), ввёл скалярные диаграммы для геометрической интерпретации силлогизмов.

Ж.. Д. Жергонн – французский астроном и логик(1771-1859). Впервые зафиксировал с помощью кругов Эйлера силлогистический базис Аристотеля.

Август Де Морган – шотландский логик(1806-1871), автор логики отношений, »правил Де Моргана».

Джордж Буль – английский логик(1815-1864),создатель Булевой алгебры. Отец Этель Лилиан Войнич (автор романа «Овод»).

Платон Сергеевич Порецкий (1846-1907) – профессор Казанского университета. Он опередил не только своё время, но и Бертрана Рассела. П.Эренфест сказал, что Порецкий намного упростил приёмы решения логических уравнений по сравнению с Дж. Булем и Шредером. Могу добавить, что русский логик впервые в мире дал аналитическое представление силлогистических функторов Axy и Exy. Этого не заметили ни зарубежные логики, ни, что самое обидное, отечественные учёные. В течение 120 лет научные результаты великого русского логика не были востребованы наукой, которая до сих пор прозябает в невежестве. Основополагающие результаты Порецкого[34] до сих пор не освоены отечественной и мировой наукой. Аналитическая силлогистика зародилась 120 лет назад, но до сих пор не вошла в учебники логики.

Николай Александрович Васильев(1880-1940) – советский учёный, автор монографии «О частных суждениях», в которой впервые заявляет, что силлогистика Аристотеля не имеет никакого отношения к здравому смыслу. Сформулировал требования к силлогистическому базису здравого смысла.

Из современных учёных, пытающихся решить фундаментальные проблемы логики, необходимо в первую очередь отметить Брусенцова Н. П. [2 – 4], Светлова В. А., создавшего элегантные методы синтеза силлогизмов [35], Кулика Б. А., решающего аналогичные задачи с помощью алгебры множеств [10]. Особенно отрадно, что наряду с изяществом решения проблем силлогистики Светлов В.А. насытил свой труд огромным количеством примеров.

Глава вторая

2.1.Законы логики суждений

Автор не открывает здесь ничего нового, но, излагая данный материал, хочет показать всю простоту аналитических выводов данных законов, следовательно, и их никчёмность: незачем заучивать десятки правил, если доказательство столь примитивно. Всё дело в том, что в классической логике доказательство построено на громоздком аппарате таблиц истинности и словесной казуистике[9,13,22,28].Трудно назвать грамотным такое решение проблемы. Инженерная логика использует более совершенный инструмент для анализа и синтеза законов[26].

Алгоритм «Импульс».

Алгоритм инженерного анализа законов логики суждений чрезвычайно прост:

1)произвести замену всех знаков импликации на символы дизъюнкции в соответствии с известной формулой $x \rightarrow y = x' + y$;

2)привести полученное выражение к ДНФ;

3)занести ДНФ в карту Карно и убедиться, что она вся покрыта единицами – это свидетельствует о истинности проверяемого закона или суждения.

Воспользуемся перечнем законов из [9] для апробации алгоритма «Импульс».

1.Закон исключённого третьего: p или неверно, что p.

В переводе на язык логики этот закон выглядит так: $p + p' = 1$.Это тривиальное равенство, не требующее доказательства.

2.Закон непротиворечивости: неверно, что [p и не p].

На языке логики:$p \,\&\, p' = 0$. Это равенство верно по определению.

3.Закон двойного отрицания: если [не (не p)], то p.

Необходимо доказать, что $(p')' \to p = 1$.Доказательство основано на двойном отрицании и импликации: $(p')' \to p = p \to p = p' + p = 1$.

4.Обратный закон двойного отрицания: если p, то [не (не p)].

$p \to (p')'= p' + p = 1$.

5.Закон контрапозиции: если (если p, то q), то [если (не q), то(не p)].

$(p \to q) \to (q' \to p') = (p' + q) \to (q + p') = pq' + p' + q = 1$.

6.Законы, характеризующие конъюнкцию.

6.1.Если (p и q), то (q и p): $pq \to qp = (pq)' + pq = 1$.

6.2.Если (p и q),то p: $(pq) \to p = (pq)' + p = p' + q' + p = 1$.

6.3.Если p и q, то q: $(pq) \to q = (pq)' + q = p' + q' + q = 1$.

6.4.Если p, то [если q, то (p и q)]: $p \to (q \to pq) = p' + q' + pq = 1$.

7.Законы импликативных силлогизмов.

7.1.Если [(если p, то q) и (если p,то r)], то [если p, то(q и r)].

$[(p \to q)(p \to r)] \to (p \to qr) = [(p' + q)(p' + r)]' + p' + qr =$

$= (p'+qr)'+p'+qr = 1$.

7.2.Если [(если p, то q) и (если r,то s)],то [если(p и r),то (q и s)].

$[(p\to q)(r\to s)] \to (pr\to qs) = [(p'+q)(r'+s)]'+p'+r'+qs = pq'+rs'+p'+r'+qs = 1$.

7.3.Если [(если p, то q) и (если q, то r)],то (если p, то r).

$[(p\to q)(q\to r)] \to (p\to r) = pq'+qr'+p'+r = 1$.

7.4.Если [(если p, то q) и (если r, то q)],то [если (p или r), то q].

$[(p\to q)(r\to q)] \to [(p+r) \to q] = pq'+rq'+p'r'+q = 1$.

8.Законы, характеризующие дизъюнкцию.

8.1.Если (p или q), то (q или p).

$(p+q) \to (q+p) = (p+q)'+(p+q) = 1$.

8.2.Если (p или q), то (если не p, то q).

$(p+q) \to (p'\to q) = p'q'+p+q = 1$.

Как видит читатель, такие законы можно «изобретать» и доказывать десятками. Во всех выводах применялась аналитическая минимизация логических функций. Однако значительно проще для этой цели использовать карты Карно.

Алгоритм «Импульс-С»

Алгоритм инженерного синтеза импликативных силлогизмов по заданным посылкам немногим отличается от предыдущего алгоритма:

1)найти полную единицу системы М посылок, заменив импликацию по формуле $x \to y = x' + y$;

2)привести полученное выражение к ДНФ;

3)подставляя в полученное выражение необходимые аргументы и отбрасывая лишние, т.е. заменяя их логической единицей[34], выводим соответствующие заключения как функции интересующих нас аргументов. Если в результате подстановки будет получена единица, то однозначного заключения не существует.

Задача 2.1.1.

Рассмотрим задачу из [9] о крокодиле. Когда крокодил похитил ребёнка одной египтянки и та попросила его не есть ребёнка, то крокодил ответил: " Я верну тебе ребёнка, если ты отгадаешь, что я с ним сделаю". Найти ответ египтянки.

Решение.

В [9] даётся пространное, на 5 страницах, словесное толкование различных ситуаций. Решим эту задачу аналитически.

Обозначим через x - "крокодил съест ребёнка", через y - ответ египтянки: " Ты съешь ребёнка". Тогда условие крокодила будет описано следующей формулой:

$[(x\sim y)\to x'][(x\oplus y)\to x] = ((x\oplus y)+ x')((x\sim y)+x) = (xy'+x'y+x')(x'y'+xy+x) = (x'+y')(x+y') = y'$

Следовательно, условие крокодила непротиворечиво лишь при ответе: " Ты не съешь ребёнка". Значит, египтянка должна ответить: " Ты съешь ребёнка" - тогда крокодил умрёт от противоречий.

Аналогично решается задача о путнике на мосту, которого за правдивый ответ должны повесить, а за ложный - утопить.

Задача 2.1.2.

В тёмной комнате находятся 3 мудреца. На столе лежат 2 белых и 3 чёрных шляпы. Каждый мудрец надевает наугад одну из шляп, затем все "кильватерной колонной" выходят в освещённое помещение. 3-й мудрец видит шляпы 1-го и 2-го мудрецов, 2-й - только шляпу 1-го. На вопрос о цвете шляп 3-й и 2-й мудрец ответили : " Не знаю" . Что сказал 1-й мудрец ?

Решение.

Пусть x_1, x_2, x_3 означают, что чёрные шляпы надеты соответственно 1-м,2-м и 3-м мудрецами. Ответ 3-го мудреца означает, что на на 1-м и 2-м - не белые шляпы, что соответствует выражению $(x_1'\ x_2')'$. Если бы на первом мудреце была белая шляпа, то 2-й по ответу 3-го определил бы, что на нём чёрная шляпа . Т. к. 2-й мудрец не нашёл ответа, то имеем $(x_1')' = x_1$. В итоге получим: $(x_1'\ x_2')'x_1 = (x_1 + x_2)x_1 = x_1$. Значит, на первом мудреце чёрная шляпа.

Задача 2.1.3.

В [28,стр. 432] приведена аксиоматическая система Фреге. Непонятно, почему эта система носит название аксиоматической. Аксиома – это исходное положение, принимаемое без доказательств при дедуктивном построениее теории(“Толковый математический словарь” – М.: Рус.яз., 1989 – 244с.). Докажем все “аксиомы” с помощью алгоритма “Импульс”.

1. $M = a \to (b \to a) = a'+b'+a = 1$
2. $M = (c \to (a\to b)) \to ((c\to a) \to (c\to b)) = (c'+a'+b) \to (a'c+c'+b) =$
   $(c'+a'+b) \to (a'+c'+b) = 1$
3. $M = (a\to(b\to c)) \to (b\to(a\to c)) = (a'+b'+c) \to (b'+a'+c) = 1$
4. $M = (a\to b) \to (b'\to a') = (a'+b) \to (a'+b) = 1$
5. $a'' \to a \ = a'+a = 1$
6. $a \to a'' = a'+a = 1$

Таким образом, мы подтвердили корректность всех “аксиом “ (теорем ?) Фреге.

Арнольд Гейлинкс – бельгийский логик и философ(1625-1669гг) доказал правила де Моргана:

6. $ab \to a+b$
7. $(a \to b)' \to (b' \to a')'$
8. $(b\to c)(a\to c)' \to (a\to b)'$
9. $(a\to b)(a\to c)' \to (b\to c)'$
10. $ab' \to (a\to b)'$

Докажем эти правила современными методами (алгоритм “Импульс”).

$ab \to a+b = (ab)'+a+b = a'+b'+a+b = 1$

11. $(a \to b)' \to (b'\to a')' = (a \to b)+(b+a')' = (a'+b)+(a'+b)' = 1$

$(b\to c)(a\to c)' \to (a\to b)' = bc'+a'+c+ab' = 1$

$(a\to b)(a\to c)' \to (b\to c)' = ab'+a'+c+bc' = 1$

$ab' \to (a\to b)' = (a'+b)+(a'+b)' = 1$

Позднеримский философ Боэций (480-524) [28, стр. 100] выявил следующее соотношение: $(x \to y) \equiv (x'y' \oplus xy \oplus x'y)$. Классическая логика доказывает этот закон с помощью таблиц истинности[32, стр. 100], что и громоздко, и непрофессионально. С помощью алгоритма “Импульс” доказательство укладывается в две строчки.

Задача 2.1.4.

Это задача Лобановой С.В. При синтезе функции переноса в одноразрядном сумматоре получается выражение:

$p1 = p0(a\oplus b)+ab$, где a,b – складываемые числа, p0 и p1 – входной и выходной переносы. После минимизации получается функция $p1 = p0(a+b)+ab$.

Проверить истинность суждения:

$[(p0(a\oplus b)+ab) = [(p0(a+b)+ab)] \to [(a\oplus b) = (a+b)]$.

Решение.

Доказывать истинность $[(p0(a\oplus b)+ab) = [(p0(a+b)+ab)] \to [(a\oplus b)=(a+b)]=1$ достаточно муторно, поэтому рассмотрим общий случай, на его основе выведем общий закон, а на основе закона решим задачу Лобановой С.В.

Исходя из равенств $y = ax+b$, $y = az+b$ проверить суждение

$[(ax+b) = (az+b)] \to (x=z)$, т.е. можно ли удалять из правой и левой части равенства одинаковые логические слагаемые.

На основе алгоритма «Импульс» получаем

$[(ax+b)=(az+b)]\to(x=z) = (ax+b)\oplus(az+b)+(x=z) = (ax+b)(az+b) + b'(a'+x')+ (x=z)$ =

$b+axz+a'b'+b'x'+xz+x'z' = x'+z+a'+b \neq 1$.

Из этого закона ясно видно, что исходное суждение ложно. Это было видно и без закона, на основании здравого смысла, однако его всегда нужно поддерживать строгими математическими доказательствами. Поскольку закон инициирован задачей Лобановой С.В., то он носит её имя. Поставить вопрос оказалось сложнее, чем ответить на него.

Аналогично доказывается и утверждение, что нельзя сокращать обе части равенства на общие логические сомножители.

Закон Лобановой С.В.

Сокращение на общий множитель или отбрасывание общих частей в левой и правой половинах логического уравнения недопустимо.

2.2. Практикум по логике суждений.

Прекрасным примером применения логики суждений для доказательства законов в различных областях науки являются задачи, предложенные Сергеем Леонидовичем Катречко(С.Л.Катречко. Введение в логику. Программа курса. – М.:УРАО, 1997). Речь идёт о таких науках как математика, физика, химия, грамматика, богословие и др. Сам автор решает эти задачи на основе рассуждений. Однако алгоритм “Импульс” существенно упрощает выводы.

Задача 2.2.1.

Если равнодействующая всех сил, действующих на движущееся тело, не равна 0, то оно движется неравномерно или непрямолинейно, так как известно, что если эта равнодействующая равна 0, то тело движется раномерно и прямолинейно.

Решение.

Проверим это утверждение. Введём следующие обозначения:

X – равнодействующая всех сил равна 0,

Y – движение равномерно,

Z - движение прямолинейно.

Тогда по алгоритму “Импульс” получим:

$(x \to yz) \to (x' \to (y'+z')) = (x'+yz) \to (x+y'+z') = x(y'+z')+x+y'+z' =$

$= x+y'+z' \neq 1$.

Т.е. мы доказали несостоятельность данного утверждения.

Задача 2.2.2.

Если все посылки истинны и рассуждение правильно, то заключение правильно. В данном рассуждении заключение ложно. Значит, или рассуждение неправильно, или не все посылки истинны.

Решение.

X – посылки истинны,

Y – рассуждение правильно,

Z - заключение верно.

$(xy \to z)z' \to (y'+x') = (x'+y'+z)z' \to (y'+x') = xy+z+y'+x' = 1$.

Задача 2.2.3.

Если в суффиксе данного полного прилагательного или причастия пишется два **н**, то они пишутся и в соответствующем наречии. Неверно, что в суффиксе данного наречия пишется два **н**. Следовательно, в суффиксе полного прилагательного или причастия, из которого образовалось наречие, пишется одно **н**.

Решение.

X – в причастии два **н**,

Y – в полном прилагательном два **н**,

Z – в наречии два **н**.

$((x+y) \to z)z' \to x'y' = (x'y'+z)z' \to x'y' = x'y'z' \to x'y' = x+y+z+x'y' = 1.$

Мы доказали даже более сильное утверждение.

Задача 2.2.4.

Бог или бессилен предотвратить зло, или он не желает предотвращать его(зло существует на Земле). Если бог всемогущ, то неверно, что он бессилен предотвратить зло. Если бог всеблаг, то неверно, что он не желает предотвращать зло. Следовательно, неверно, что бог всемогущ и всеблаг.

Решение.

X – бог всемогущ,

Y – бог всеблаг,

U – зло существует,

V – бессилен против зла,

W – желает предотвратить зло.

$u(u \to (v+w'))(x \to v')(y \to w) \to (xy)' = u(u'+v+w')(x'+v')(y'+w) \to (xy)' =$
$= u'+uv'w+xv+yw'+x'+y' = 1.$

Таким образом, мы чисто аналитически(математически) доказали, что бог не всемогущ и не всеблаг.

Задача 2.2.5.

Если каждый раз в полдень солнце находится в зените и сейчас полдень, то сейчас солнце находится в зените.

Решение.

X – сейчас полдень,

Y – солнце в зените.

$(x \to y)x \to y = (x'+y)x \to y = xy \to y = x'+y'+y = 1.$

Однако обратное утверждение неверно:

$(x \to y)y \to x = (x'+y)y \to x = y \to x \neq 1.$

Это заключение не согласуется со здравым смыслом. Ошибка вызвана тем, что X и Y связаны отношением эквивалентности, а не следования. Поэтому формальный вывод должен выглядеть так:

$(x \approx y)x \to y = xy \to y = x'+y'+y = 1$

$(x \approx y)y \to x = xy \to x = x'+y'+x = 1$

Задача 2.2.6.

Если нельзя получить воду, то неверно, что имеется в наличии водород и оксид магния. Если имеется углерод, но углекислого газа получить не удалось, то не было в наличии кислорода. Если имеется углекислый газ и вода, то можно получить углекислоту. Можно ли получить углекислоту, если имеется в наличии оксид магния, кислород, водород и углерод.

Решение.

X – нет воды,

Y – есть водород и оксид магния,

Z – есть углерод,

U – есть углекислый газ,

V – есть кислород,

W – есть углекислота.

$(x \to y')(zu' \to v')(ux' \to w) \to (yvz \to w) = (x'+y')(z'+u+v')(u'+x+w) \to (y'+v'+z'+w) = xy+zu'v+ux'w'+y'+v'+z'+w = 1.$

Задача 2.2.7.(18)

Он сказал, что придёт, если не будет дождя.(а на его слова можно полагаться). Но идёт дождь. Значит, он не придёт.

Решение.

X – он придёт,

Y – нет дождя.

$(y \to x)y' \to x' = (y'+x)y' \to x' = y' \to x' = y+x' \neq 1.$

Задача 2.2.8.(19)

Джонс утверждает, что не встречал этой ночью Смита. Если Джонс не встречал этой ночью Смита, то либо Смит был убийцей, либо Джонс лжёт. Если Смит не был убийцей, то Джонс не встречал его этой ночью, а убийство было совершено после полуночи. Если убийство было совершено после полуночи, то либо Смит был убийцей, либо Джонс лжёт. Следовательно, убийцей был Смит.

Решение.

X – Джонс не встречал Смита,

X' – Джонс лжёт, т.е. он встречал этой ночью Смита,

Y – Смит – убийца,

Z – убийство было совершено после полуночи.

$(x \to (y+x'))(y' \to xz)(z \to (y+x')) \to y = (x'+y)(y+xz)(z'+y+x') \to y =$
$xy'+y'(x'+z')+xy'z+y = 1.$

Задача 2.2.9.(23)

Если элементарная частица имеет античастицу или не относится к числу стабильных, то она имеет массу покоя. Следовательно, если элементарная частица не имеет массы покоя, то она относится к числу стабильных.

Решение.

X – наличие античастицы,

Y – частица нестабильна,

Z – наличие массы покоя.

$((x+y) \to z) \to (z' \to y') = (x'y'+z) \to (z+y') = (x+y)z'+z+y' = xz'+yz'+z+y' = 1.$

Задача 2.2.10.(26)

Прямые a и b или параллельны, или пересекаются, или скрещиваются. Если прямые a и b лежат в одной плоскости, то они не скрещиваются. Прямые a и b лежат в одной плоскости и не пересекаются. Следовательно, прямые a и b параллельны.

Решение.

X – прямые параллельны,

Y – прямые пересекаются,

Z – прямые скрещиваются,

U – прямые лежат в одной плоскости.

$(xy'z'+x'yz'+x'y'z)(u \to z')uy' \to x = (xy'z'+x'yz'+x'y'z)(u'+z')uy' \to x = (xy'z'+x'yz'+x'y'z)'+uz+u'+y+x = 1$.

Эта задача может быть упрощена за счёт того, что $z = (x+y)'$:

$(u \to (x+y))uy' \to x = (u'+x+y)uy' \to x = xy'u \to x = x'+y+u'+x = 1$

Дополнительно решим ещё одну задачу из геометрии:

$M = (y \to u)y' = (y'+u)y' = y'$

$M(u) = 1$, т.е. нельзя сказать ничего определённого относительно плоскостей в том случае, когда прямые не пересекаются.

Задача 2.2.11.(28)

Если философ – дуалист, то он не материалист. Если он не материалист, то он диалектик или метафизик. Он не метафизик. Следовательно, он диалектик или дуалист.

Решение.

X – дуалист,

Y – материалист,

Z – диалектик,

U – метафизик.

$(x \to y')(y' \to (z+u))u' \to (z+x) = (x'+y')(y+z+u)u' \to (x+z) = xy+u'y'z'+u+x+z \neq 1$.

Следовательно, заключение неверно. А каков же правильный ответ? По алгоритму «Импульс – С» получим следующие результаты.

$M = (x \to y')(y' \to (z+u))u' = (x'+y')(y+z+u)u'$.

$M' = xy+u'y'z'+u$.

Из карты Карно получим $M = u'y'z+u'x'y$. Откуда выводятся правильное заключение: $f(x,y,z) = x'y+y'z$, т.е. философ – материалист или диалектик или то и другое вместе.

Задача 2.2.12.(34)

Перед последним туром футбольного чемпионата сложилась турнирная ситуация, позволяющая утверждать следующее. Если «Динамо» проиграет свой последний матч, то в случае выигрыша «Спартака» он станет чемпионом. Если же «Спартак» выиграет матч и станет чемпионом, то «Торпедо» займёт второе место. В последнем туре первыми стали известны результаты встреч с участием «Динамо» и «Спартака»: «Динамо» проиграло, а «Спартак» выиграл. Можно ли в этом случае, не дожидаясь результатов других встреч, утверждать, что «Спартак» стал чемпионом, а «Торпедо» заняло второе место?

Решение.

A – выиграет «Динамо»,

B – выиграет “Спартак”,

C – “Спартак” – чемпион,

D – “Торпедо” на втором месте.

$(a'b \to c)(bc \to d)a'b \to cd = (a+b'+c)(b'+c'+d)a'b + cd = 1$, т.е. «Спартак» стал чемпионом, а «Торпедо» заняло второе место.

Задача 2.2.13.(37)

Докажите следующую теорему: если прямая *l*, принадлежащая плоскости *P*, не перпендикулярна прямой *n*, то она не перпендикулярна проекции *m* прямой *n* на плоскость *P*, если верна следующая теорема: если прямая *l* принадлежит плоскости *P* и перпендикулярна проекции *m* прямой *n* на плоскость *P*, то прямая *l* перпендикулярна прямой *n*.

Решение.

X – *l* перпендикулярна *m*,

Y – *l* перпендикулярна *n*.

$(x \to y) \to (y' \to x') = (x'+y) \to (y+x') = 1$.

Мы доказали теорему.

Задача 2.2.14.(38)

Известно, что, если данный многоугольник правильный, то в него можно вписать окружность.

1. Данный многоугольник правильный, следовательно, в него можно вписать окружность.
2. В данный многоугольник нельзя вписать окружность, следовательно, он неправильный.
3. В данный многоугольник можно вписать окружность, следовательно, он правильный.

Проверить эти утверждения.

Решение.

X – многоугольник правильный,

Y – в многоугольник можно вписать окружность.

1. $(x \to y)x \to y = (x'+y)x \to y = xy \to\ y\ x'+y'+y = 1$.
2. $(x \to y)y' \to x' = (x'+y)y' \to x' = x'y'+x'\ x+y+x' = 1$.
3. $(x \to y)y \to x\ = (x'+y)y \to x = y \to x\ y'+x \neq 1$, т.е. третье утверждение ложно.

Задача 2.2.15.(39)

Если число делится на 4, то оно чётное. Число – чётное. Значит,оно делится на 4.

Решение.

X – число делится на 4,

Y – число чётное.

$(x \to y)y \to x = (x'+y)y \to x = y \to x = y'+x \neq 1$.

Задача 2.2.16.

Если целое число больше 1, то оно простое или составное. Если целое число больше 2 и чётное, то оно не является простым. Следовательно, если если целое число больше 2 и чётное, то оно составное(здесь присутствует скрытая посылка).

Решение.

x – число больше 1

y – число простое

z – число составное

u – число больше 2 и чётное.

Скрытая посылка зыключена в том, что число может быть или простым, или составным, третьего не дано,т.е. y’ = z.

$(x \to (y+z))(u \to y')(y'=z) \to (u \to z) = (x'+y+z)(u'+y')(y'=z) \to (u'+z\qquad) =$
$xy'z'+uy+yz+y'z'+u'+z = 1$

Задача 2.2.17.

Если бы он не пошёл в кино, то он не получил бы двойки. Если бы он подготовил домашнее задание, то не пошёл бы в кино. Он получил двойку. Значит, он не подготовил домашнее задание.

Решение.

x – пошёл в кино

y – получил двойку

z – подготовил домашнее задание.

$(x' \to y')(z \to x')y \to z' = (x+y')(z'+x')y \to z' = x'y+xz+y'+z' = 1.$

Задача 2.2.18.

Я люблю Бетти или я люблю Джейн. Если я люблю Бетти, то я люблю Джейн. Следовательно, я люблю Джейн.

Решение.

x – люблю Бетти

y – люблю Джейн

$(x+y)(x \to y) \to y = (x+y)(x'+y) \to y = y \to y = y'+y = 1.$

Задача 2.2.19.

Если аргументы некоторого рассуждения истинны, а его тезис не является таковым, то рассуждение не является правильным. Данное рассуждение правильно и его аргументы истинны. Следовательно, его тезис является истинным.

Решение.

X – аргументы верны

Y – тезис верен

Z – рассуждение верно.

$(xy' \to z')xz \to y = (x'+y+z')xz \to y = xyz \to y = x'+y'+z'+y = 1.$

Задача 2.2.20.

Докажите, что если натуральное число оканчивается на 0 и сумма цифр кратна 3, то само это число кратно 15. Используйте при этом следующие посылки: если число оканчивается на 0, то оно кратно 5; если сумма цифр числа кратна 3, то число кратно 3; если число кратно 3 и кратно 5, то оно кратно 15.

Решение.

X – число кратно 5

Y – число кратно 3

Z – число кратно 15

U – число оканчивается на 0

V – сумма цифр числа кратна 3.

$(u \to x)(v \to y)((xy \to z) \to (uv \to z) = (u'+x)(v'+y)(x'+y'+z) \to (u'+v'+z) =$
$ux'+vy'+xyz'+u'+v'+z = 1.$

Задача 2.2.21.

Если студент знает логику, то он сможет проверить выводимость формулы из посылки. Если студент не знает логику, но он прослушал курс "Логика" и освоил математический анализ в логике суждений, то он также сможет установить выводимость формулы. Значит, если студент или знает логику, или прослушал курс "Логика" и освоил матанализ в логике суждений, то он может проверить выводимость формулы из посылок.

Решение.

X – знает логику

Y – сможет проверить выводимость формулы из посылки

Z – прослушал курс логики и освоил матанализ в логике суждений.

$(x \to y)(x'z \to y) \to ((x+x'z) \to y) = (x'+y)(x+z'+y) \to (x'z'+y) =$
$xy'+x'zy'+x'z'+y = 1.$

Задача 2.2.22.

Если каждое действительное число есть алгебраическое число, то множество действительных чисел счётно. Множество действительных чисел несчётно. Следовательно, не каждое действительное число есть алгебраическое число.

Решение.

X – действительное число

Y – алгебраическое число

Z – счётное множество чисел.

$((x \to y) \to (x \to z))(x \to z)' \to (x \to y)' = ((x'+y) \to (x'+z))(x'+z)' \to (x'+y)' =$
$(xy'+x'+z)(x'+z)' \to xy' = (x'+y)xz'+x'+z +xy' = xyz'+x'+z+xy' = 1.$

Задача 2.2.23.

Курс акций падает, если процентные ставки растут. Большинство владельцев акций разоряется, если курс акций падает. Следовательно, если процентные ставки растут, то большинство владельцев акций разоряется.

Решение.

X – курс акций падает

Y – процентные ставки растут

Z – акционеры разоряются.

$(y \to x)(x \to z) \to (y \to z) = (y'+x)(x'+z) \to (y'+z) = x'y+xz'+y'+z = 1$

Задача 2.2.24.

Если капиталовложения останутся постоянными, то возрастут правительственные расходы или возникнет безработица. Если правительственные расходы не возрастут, то налоги будут снижены. Если налоги будут снижены и капиталовложения останутся постоянными, то безработица не возрастёт. Следовательно, правительственные расходы не возрастут.

Решение.

X – капиталовложения постоянны

Y – правительственные расходы растут

Z – растёт безработица

U – снижаются налоги.

$(x \to (y+z))(y' \to u)(ux \to z') \to y' = (x'+y+z)(y+u)(u'+x'+z') \to y' =$
$xy'z'+y'u'+xzu+y' \neq 1.$

Следовательно, заключение неверно.

Задача 2.2.25.

Проверьте правильность рассуждения средствами логики суждений: "Если человек осуждён судом, то он лишается избирательных прав. Если человек признан невменяемым, то он также лишается избирательных прав. Следовательно, если человек обладает избирательным правом, то он здоров и не был осуждён судом".

Решение.

X – осуждён судом

Y – лишён избирательных прав

Z – невменяем.

$(x \to y)(z \to y) \to (y' \to x'z') = (x'+y)(z'+y) \to (y+x'z') =$
$xy'+zy'+y+x'z' = 1.$

Задача 2.2.26.

Если Джон - автор этого слуха, то он глуп или беспринципен. Следовательно, если Джон не глуп или не лишён принципов, то он не является автором этого слуха.

Решение.

X – Джон – автор слуха

Y – Джон глуп

Z – Джон беспринципен.

$(x \to (y+z)) \to ((y'+z') \to x') = (x'+y+z) \to (yz+x') = xy'z'+yz+x' \neq 1$, т.е. Джон даже в этом случае может распускать слухи.

Задача 2.2.27.

Если в параллелограмме один угол прямой, то диагонали такого параллелограмма равны. Следовательно, при несоблюдении этого требования диагонали параллелограмма не равны.

Решение.

X – в параллелограмме один угол прямой;

Y - диагонали параллелограмма равны.

$(x \to y) \to (x' \to y') = (x'+y) \to (x+y') = xy'+x+y' = x+y' \neq 1$, т.е. мы утверждаем, что заключение неверно. Однако любой школьник, любящий геометрию, скажет, что мы ошибаемся. И он будет прав: дело в том, что прямоугольники и параллелограммы с равными диагоналями соединены не причинно-следственными связями, а функцией эквивалентности. Нельзя применять логику бездумно. Поэтому решение должно быть таким:

$(x \approx y) \to (x' \to y') = (x'y'+xy) \to (x+y') = xy'+x'y+x+y' = 1$, что и требовалось доказать.

Глава третья

Троичная логика.

При аналитическом описании базисов силлогистики приходится использовать троичную логику. Эту логику представим следующими базисными операциями : инверсией, конъюнкцией и дизъюнкцией [3].

Таблица базисных функций 3-значной логики

Аргументы	Функции		
XY	X’	X&Y	X+Y
00	1	0	0
0i	1	0	i
01	1	0	1
i0	i	0	i
ii	i	i	i
i1	i	i	1
10	0	0	1
1i	0	i	1
11	0	1	1

Базисные функции определяются следующии соотношениями :
X&Y = min(X,Y)
X+Y = max(X,Y)

Минимизация логических функций от двух аргументов в троичной логике несущественно отличается от аналогичной операции в булевой алгебре. Используя свойство 1+i=1, мы имеем право приводить выражения типа xy+i(x’+y’) к виду xy+i.

Базисы силлогистики.

Современная логика суждений давно вызывает неудовлетворенность как своим несоответствием Аристотелевой логике[1],так и нечеткостью описания с точки зрения математической логики. Введение кванторов не разрешило этих проблем.

Рассмотрим вначале логику непосредственных умозаключений[14]. Для выражения любого умозаключения или посылки достаточнодвух конструкций (в скобках представлена краткая форма записи суждений):

1)Все X суть Y(Axy);

2)Некоторые X суть Y(Ixy);

Однако традиционно в логике используются 4 базовых суждения (силлогистических функтора):

1)Все X суть Y(Axy);

2)Ни один X не есть Y(Exy);

3)Некоторые X суть Y(Ixy);

4)Некоторые X не суть Y(Oxy).

Из диаграмм Венна с помощью таблиц истинности на основе классического синтеза логических функций могут быть тривиально получены следующие соотношения [23]:

$Axy = (xy')' = x'+y$

$Exy = (xy)'= x'+y'$

Эти соотношения не вызывают сомнений, тем более, что подтверждение тому можно найти при внимательном прочтении Порецкого П.С.[34]. Используя метод представления общеутвердительного функтора как пересечения множеств X и Y по – Порецкому, получим следующий результат:

$Axy = (x = xy) = xy + x'(xy)' = xy + x'(x' + y') = xy + x' = x' + y$. Аналогично выводится и соотношение для Exy:

$Exy = (x = xy') = xy'+x'(xy')' = xy'+x'(x'+y) = xy'+x' = x'+y'$.

Кстати говоря, из соотношения $Axy = x'+y = x \rightarrow y$ следует и объяснение физического смысла импликации. Поскольку высказывание «Все X суть Y» эквивалентно импликации «Из истинности X следует истинность Y», постольку эквивалентны и их аналитические представления. Отсюда же следует и вывод о бессмысленности разделения логики на силлогистику и логику суждений.

Что касается суждений Ixy,Oxy,то здесь сложилась спорная ситуация. Во-первых, ни в одном источнике нет аналитического представления силлогистического функтора (квантора[37]) Ixy, т.е. фактически нет аналитического описания базиса силлогистики. Это и понятно: для решения данной задачи требуется многозначная логика. В классической силлогистике все авторы стремились использовать двузначную логику. Во-вторых, здравый смысл и булева алгебра утверждают, что $Oxy =(Ixy)'$, а в традиционной логике[14] $Oxy = (Axy)'$ и $Ixy = (Exy)'$, что отнюдь не бесспорно и не убедительно. Однако примем на веру эти формулы, поскольку именно их рекомендуют для запоминания студентам.

На этом основании мы получим следующие формулы для Ixy,Oxy:

$Ixy = (Exy)' = xy$

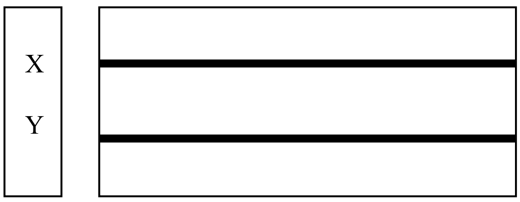
$Oxy = (Axy)' = xy'$

Прежде всего эти соотношения противоречат друг другу. По определению "Некоторые X суть Y" и "Некоторые X не суть Y" взаимно инверсны, т.е. $Ixy = (Oxy)'$,$Oxy = (Ixy)'$. А из приведённых формул следует эквивалентность суждений "Некоторые X не суть Y" и "Некоторые X суть не-Y", что совсем не соответствует действительности. Кроме того, частноотрицательное суждение вообще не имеет самостоятельного смысла, поскольку является тривиальным отрицанием частноутвердительного высказывания.

Выборочная проверка при помощи кругов Эйлера "правильных" модусов EIO 1-й - 4-й фигур, EAO, OAO 3-й фигуры и AAI, EAO 4-й фигуры также подтвердила всю несостоятельность соотношений Ixy, Oxy.Аналитический метод контроля силлогизмов дал такие же результаты.

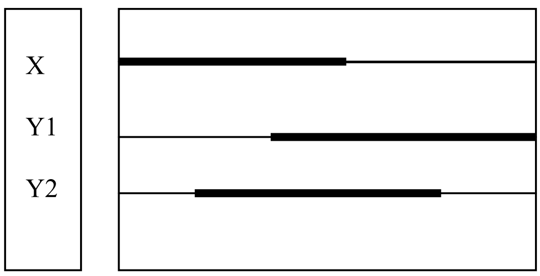
Неудовлетворенность трактовкой частных суждений высказывалась еще русским логиком Васильевым Н.А.[8]:"...частное суждение представляет для логики значительные трудности, употребление его полно двусмысленности".

Попытаемся прояснить содержательный смысл соотношения (3), из которого следует, что безусловно существуют лишь ситуация $x=y=1$. Поскольку логические аргументы представляют собой скаляры, максимальная длина которых не может превышать "полной единицы" (универсума), т.е. $x+x'=1$, введем понятие скалярных диаграмм и заменим ими круги Эйлера. Необходимо отметить, что впервые геометрическую интерпретацию (интервальный метод изображения множеств) силлогистических функторов применил Иоганн Генрих Ламберт(1728-1777гг.), немецкий философ, математик, физик и астроном. Однако, он допустил ряд ошибок, главной из которых явилось отсутствие фиксации универсума. Эта ошибка на несколько столетий похоронила идею математической силлогистики.



$Ixy = xy$

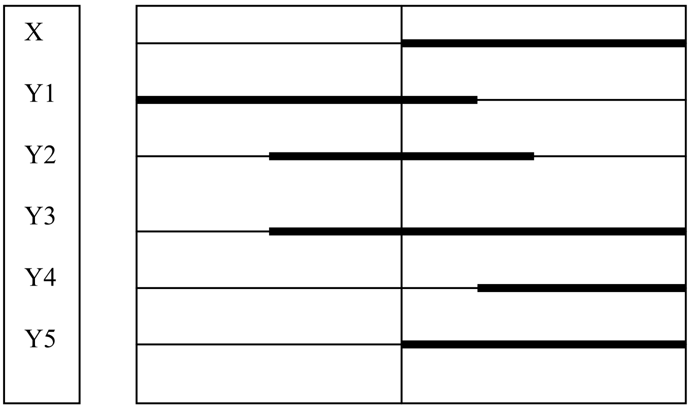
Из рисунка видно, что такая "логика" не имеет никакой практической ценности. "Бытовой" логике, вероятно, более соответствует нижеприведённая скалярная диаграмма.



$Ixy = x+y+ix'y'$.

Скалярная диаграмма не только определяет суждение Ixy как пересечения множеств X и Y, но и отмечает различные ситуации этого пересечения. Все аналитические соотношения получены на основе четырёхзначной комплементарной логики.

В аристотелевой силлогистике под Ixy понимается любая комбинация понятий x,y, лишь бы пересечение этих понятий не было пустым[1,35]. Аристотелевой трактовке этого суждения соответствуют следующие скалярные диаграммы.



$Ixy = xy+i(xy)'$.

Вновь введенные скалярные диаграммы отличаются от диаграмм Ламберта[35] следующими принципиальными характеристиками:

1)наличие фиксации универсума;

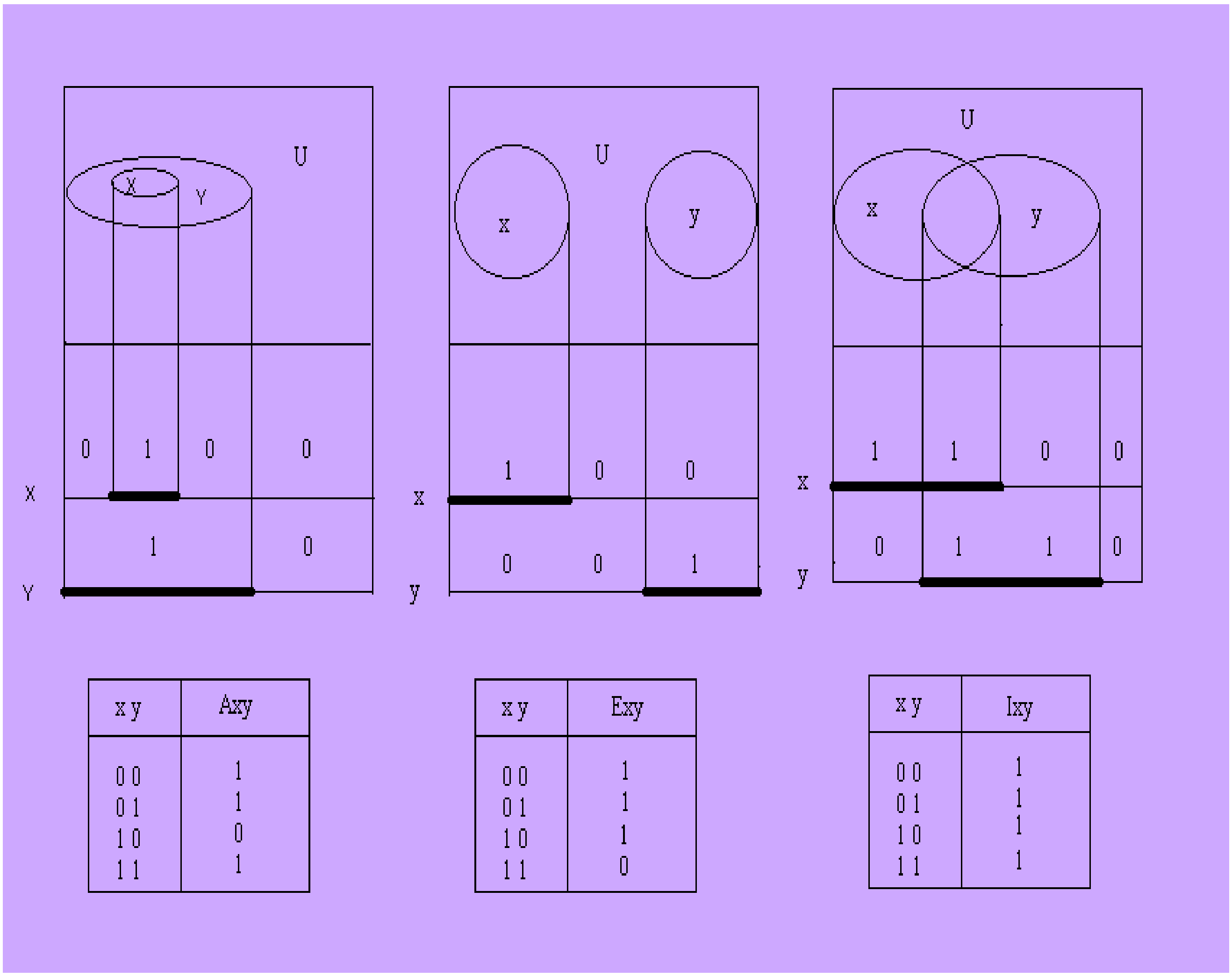
2)размещение силлогистического функтора Exy на двух, а не на одном уровне;

3)возможность "дробного" (разрывного) представления понятия в пределах универсума;

4)возможность графической и аналитической(4-значной комплементарной) интерпретации результатов анализа и синтеза силлогизмов.

Наличие даже одного из перечисленных отличий привело к переименованию кругов Эйлера в диаграммы Венна. Вполне естественно, что вновь введённые скалярные диаграммы получили название диаграмм Лобанова. Справедливости ради следует отметить, что скалярные диаграммы впервые применил Лейбниц[12, стр.601], но как и его ученик Ламберт не сумел их использовать для аналитического описания функторов и синтеза заключений в силлогизмах.

На рисунке показан процесс перехода от диаграмм Венна к диаграммам Лобанова и синтез по ним аналитического описания силлогистических функторов Axy, Exy, Ixy.



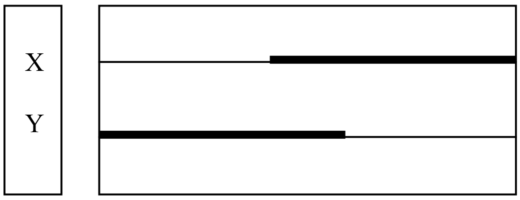
Axy = x’ + y. Exy = x’ + y’. Ixy = 1.

Рис. 3.1. Переход от диаграмм Венна к диаграммам Лобанова и синтез силлогистических функторов Axy, Exy, Ixy.

С аристотелевским определением частного суждения Ixy не согласны многие логики. В работе [8] автор утверждает, что "научное употребление слова "некоторые" совпадает с общеразговорным", т.е. с бытовым,а не аристотелевским.

Кроме того, Васильев Н.А. считает,что Ixy и Oxy должны считаться одним суждением. Он также заявляет: "В математике так называемые частные суждения сводятся ... к общим, и она прекрасно обходится без этого нелепого в совершенной науке слова "некоторые". К этому же должна стремиться и всякая наука... Частное суждение нужно рассматривать вовсе не как какой-то вывод из общего суждения, а как особый вполне самостоятельный вид суждения, вполне координированный с общими суждениями, исключающий их и исключаемый любым из них". С точкой зрения такого известного ученого трудно не согласиться.

Имеет некоторый практический смысл и такая трактовка суждения Ixy, как представленная на скалярных диаграммах.

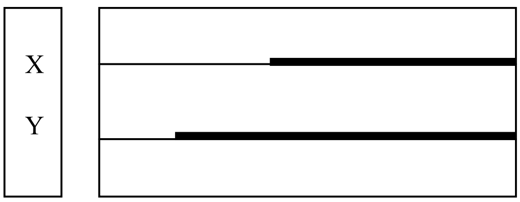


Ixy = x+y

Под базисом силлогистики будем понимать всевозможные варианты представления суждений Axy, Exy, Ixy.Суждение Oxy получается автоматически из Ixy, поскольку является его отрицанием.

3.1. Все x суть y(Axy).

1.Традиционное представление этого суждения изображено на скалярной диаграмме, по которой заполнена таблица истинности.



xy	Axy
00	1
01	1
10	0
11	1

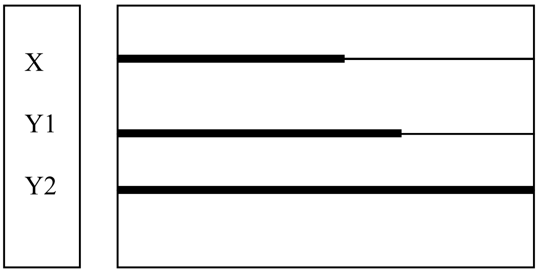
По таблице истинности синтезируем логическую функцию Axy:

$$Axy = (xy')' = x'+y = Ay'x' = Exy' = (x\rightarrow y) = (y'\rightarrow x')$$

Здесь уместно сделать одно замечание. Много копий было сломано при выяснении физической сущности импликации. Из таблицы истинности этот смысл не вырисовывался, более того, вызывал недоумение. Но ведь $x \to y = x' + y =$ Axy. А если все X суть Y, то в этом случае понятен смысл импликации, выраженный в суждении «из истинности X следует истинность Y».

Если использовать рекурсивный метод Порецкого [34], то можно подтвердить полученные соотношения для Axy:
Axy = $(x = xy) = xy+x'(xy)' = xy+x'+x'y' = x'+y$.

2.Традиционное представление Axy не исчерпывает все ситуации. Вторая комбинация аргументов x,y представлена на диаграмме.

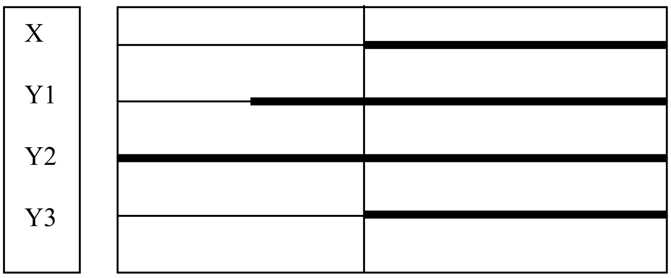


xy	Axy
00	i
01	1
10	0
11	1

Ситуация, представленная на рисунке под символом Y2, может быть проиллюстрирована следующим высказыванием: "Все люди смертны". Это справедливо при условии, что "мир"(универсум) - все живые существа,т.к.все живое-смертно. С учетом вышеизложенного выражение для функции Axy примет вид:

Axy = $y+ix'y'$

3.Третий вариант суждения Axy изображен на скалярных диаграммах. По сравнению со 2-м вариантом здесь добавлено суждение "x эквивалентно y".



xy	Axy
00	i
01	i
10	0
11	1

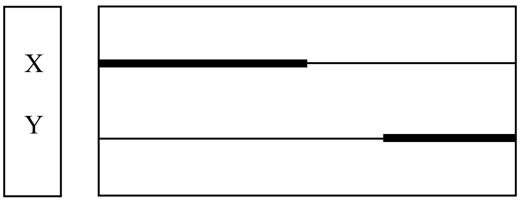
Для ситуации на рисунке под символом Y3 справедливо высказывание "Все люди владеют словом". Если весь "мир" - живые существа, то понятия "люди" и "говорящие живые существа" эквивалентны. Из таблицы получаем следующее соотношение:

Axy = xy+ix'

Эти три варианта базиса для Axy не исчерпывают всех ситуаций, но в силлогистике оставшиеся за пределами рассмотрения комбинации аргументов не являются решающими.

3.2. Ни один x не есть y(Exy).

1.Классическое представление Exy изображено на скалярных диаграммах.



xy	Exy
00	1
01	1
10	1
11	0

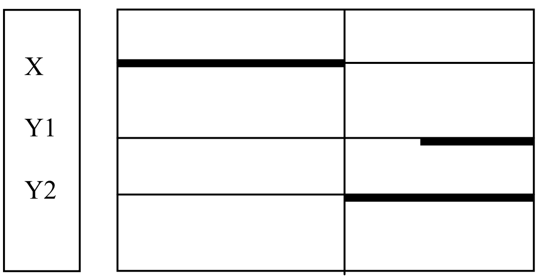
Из таблицы имеем:

Exy = (xy)' = x'+y' = Axy' = Ayx' = Eyx = (x→y') = (y→x')

По рекурсивному методу Порецкого [34] с использованием формулы равнозначности получим:

Exy = (x = xy') = xy'+x'(xy')' = xy'+x' = x'+y'.

2.Второй вариант суждения Exy представлен на рисунке.



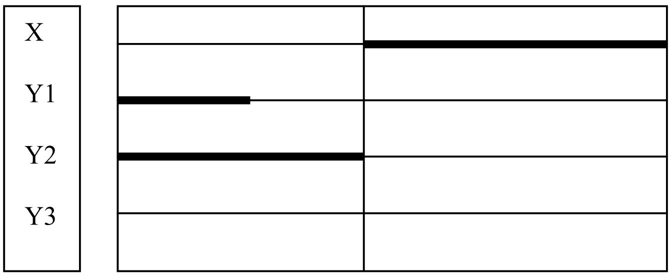
xy	Exy
00	i
01	1
10	1
11	0

Для иллюстрации диаграммы рисунка под символом Y2 подходит высказывание "Ни один живой не есть мертвый".

Из таблицы имеем:

Exy = x'y+xy'+ix'y'

3.Третий вариант суждения Exy изображен на скалярных диаграммах.



xy	Exy
00	i
01	1
10	1
11	0

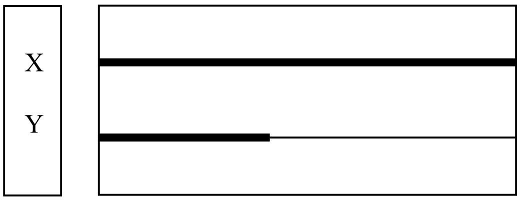
Высказывание "Ни один человек не бессмертен" иллюстрирует ситуацию на диаграмме под символом Y3. Здесь "мир" - живые существа, а бессмертных существ не бывает. Из таблицы выводим соотношение:

Exy = xy'+ix'

3.3. Некоторые x суть y.

Лобачевский Н.И. создал "воображаемую геометрию". По образу и подобию великого русского геометра не менее великий русский логик Васильев Н.А. разработал "воображаемую логику". Мы попробуем разобраться хотя бы в общеразговорной(бытовой) логике, тем более что в [8] частному суждению Ixy уделено недостаточное внимание.

1.Первый вариант суждения Ixy представлен на рисунке.



xy	Ixy
00	0
01	0
10	1
11	1

Иллюстрацией для этого варианта служит высказывание "Некоторые люди(x) - мудрые люди(y)"("мир" - люди). Из таблицы получим соотношение:

Ixy = x

Кстати, именно в этом базисе выполняется требование Васильева[8] :
Ixy -> Ixy' = x'+x = 1.

2.Второй вариант суждения Ixy представлен на рисунке.

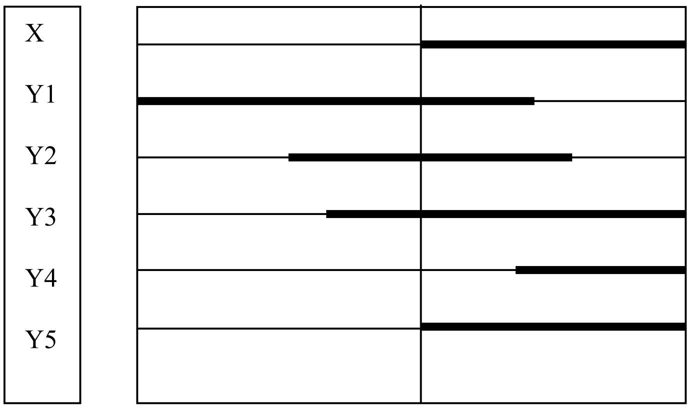
xy	Ixy
00	i
01	1
10	1
11	1

Из таблицы получим соотношение:

Ixy = x+y+ix'y'

Здесь метод Порецкого бессилен, т. к. он расчитан лишь на описание общеутвердительных или общеотрицательных суждений.

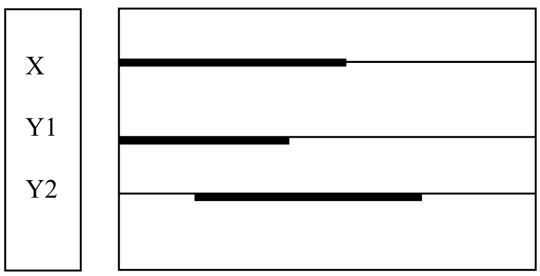
3.Третий вариант суждения Ixy представлен на рисунке. Этот базис соответствует Аристотелевскому [35].



xy	Ixy
00	i
01	i
10	i
11	1

Из таблицы получим соотношение:
Ixy = xy+i(x'+y')

4.Четвёртый вариант суждения Ixy представлен на рисунке.
Этот базис получил название несимметричного.



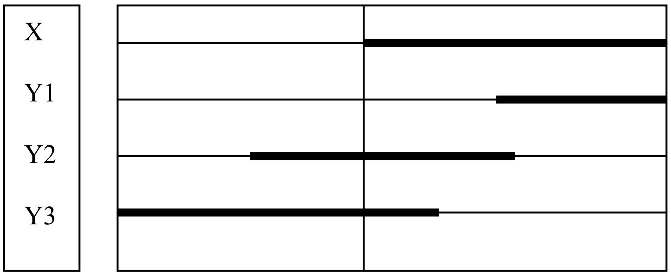
xy	Ixy
00	1
01	i
10	1
11	1

Ситуация на рисунке под символом Y1 иллюстрируется высказыванием "Некоторые юристы(x) - выпускники юридических вузов(y)"(не-юристов юридические вузы не выпускают).

Из таблицы получим соотношение:

Ixy = x+y'+ix'y

5.Пятый вариант суждения Ixy представлен на рисунке.

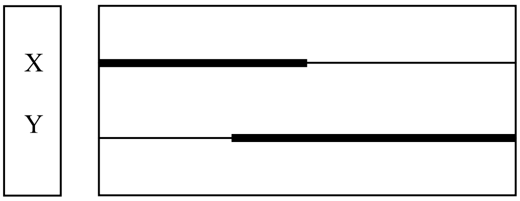


xy	Ixy
00	i
01	i
10	1
11	1

Ситуация на рисунке под символом Y3 иллюстрируется высказыванием "Некоторые люди(x) суть неговорящие существа(y)" (не - люди тем более не разговаривают). Универсум - "живые существа". Из таблицы получим соотношение:

Ixy = x+ix'

6.Шестой вариант суждения Ixy представлен на рисунке.

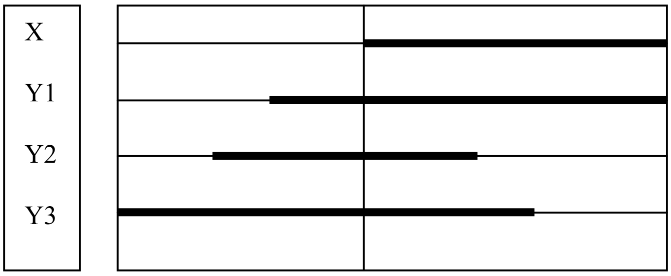


xy	Ixy
00	0
01	1
10	1
11	1

Из таблицы получим соотношение:

Ixy = x+y

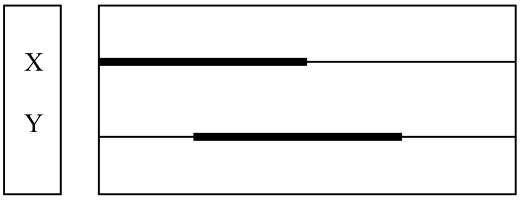
7. Седьмой вариант функтора Ixy выглядит так:



xy	Ixy
00	i
01	1
10	i
11	1

Ixy = y + iy'

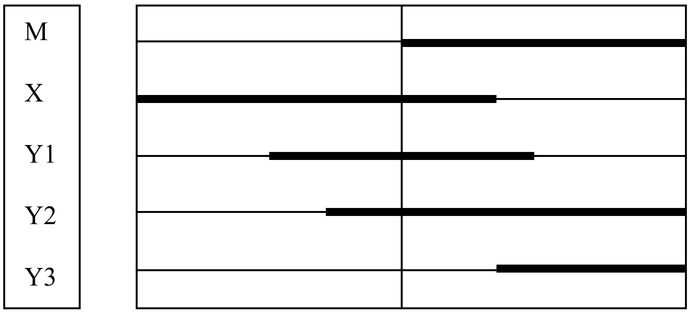
7. Восьмой вариант функтора Ixy (базис Васильева Н. А.).



xy	Ixy
00	1
01	1
10	1
11	1

Ixy = 1.

9.Девятый вариант суждения Ixy представлен на рисунке.



xy	Ixy
00	1
01	i
10	i
11	1

Из таблицы получим соотношение:
Ixy = xy+x'y'+i(xy'+x'y)
(Ixy)' = j(xy'+x'y)

Вопрос о выборе базиса должен решаться отдельно для каждого конкретного силлогизма. Нередко частноутвердительное суждение бездумно употребляется вместо общеутвердительного. Если для суждения "Некоторые животные - млекопитающие" мы будем использовать любой симметричный базис, то придем к абсурдному заключению "Некоторые млекопитающие - животные", поскольку на самом деле исходное суждение имеет вид "Все млекопитающие - животные". Именно такую ошибку дважды допустили преподаватели Кэмбриджа и Оксфорда, авторы хорошего учебного пособия по философии, на стр.170 и 174[36].

Для указания используемого базиса автор применяет нумерацию, состоящую из вариантов суждений в порядке Axy-Exy-Ixy.Например, для анализа силлогизмов в общем (неконкретном) виде автор предпочитает общеразговорный базис 1-1-2, который описывается следующими соотношениями:

Axy = (xy')'
Exy = (xy)'
Ixy = x+y+ix'y' = x+y+i.

Этот базис назван автором русским базисом, т.к. он частично удовлетворяет требованиям русского логика Васильева Н.А. относительно научного и общеразговорного смысла силлогистического функтора Ixy. Вполне естественно, что силлогистика, основанная на русском базисе, названа русской силлогистикой.

Заключение.

1.Анализ современного состояния логики показал полное отсутствие аналитического представления базиса силлогистики, а также несостоятельность классического силлогитического базиса который не является ни Аристотелевским, ни общеразговорным (бытовым).

2.Впервые показано, что даже общие суждения имеют неоднозначную структуру и аналитическое описание.

3.Впервые представлено все многообразие базиса частноутвердительного суждения и дано его аналитическое представление.

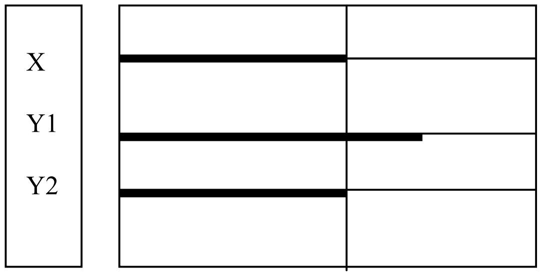
4.Впервые найдены аналитические выражения для всех частноутвердительных суждений, удовлетворяющих критерию Васильева.

Глава четвёртая

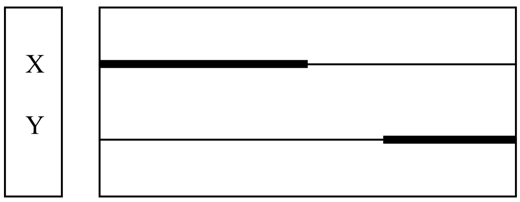
Силлогистика Аристотеля - Жергонна.

В [35] приведены так называемые "жергонновы отношения". С помощью этих отношений **Ж.Д.Жергонн**(1771-1859) представил все классы суждений (силлогистические функторы), выделенные Аристотелем, на языке теории множеств. Автор пока не может дать однозначного заключения о корректности проделанной Жергонном операции. Поэтому данная силлогистика носит двойное имя.

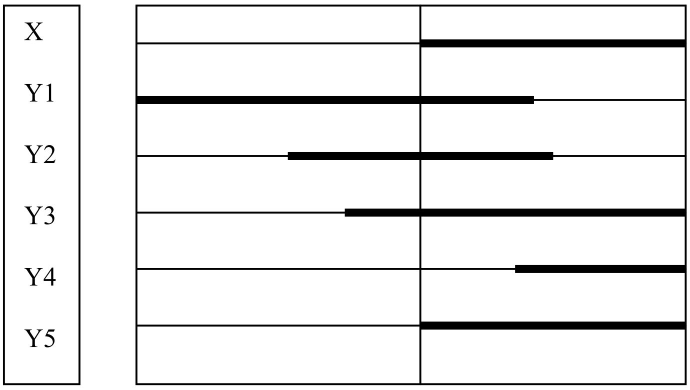
Переведем "жергонновы отношения" на язык скалярных диаграмм [24].



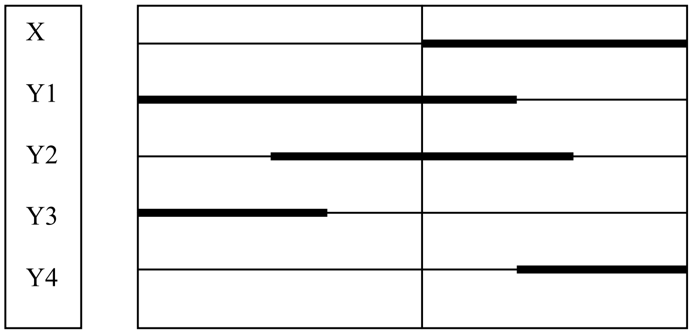
Axy



Exy.



Ixy



Oxy.

По скалярным диаграммам были построены соответствующие таблицы истинности.

xy	Axy
00	1
01	i
10	0
11	1

xy	Exy
00	1
01	1
10	1
11	0

xy	Ixy
00	i
01	i
10	i
11	1

xy	Oxy
00	i
01	i
10	1
11	i

Из таблиц истинности получаем следующие соотношения:

"Все X суть Y" : $Axy = xy+x'y'+ix'y$

"Ни один X не есть Y" : $Exy = x'+y'= (xy)'$

"Некоторые X суть Y" : $Ixy = xy+i(xy)'$

"Некоторые X не суть Y": $Oxy = xy'+i(xy')'$

Полученные соотношения позволяют построить силлогистику без кванторов [23]. Очень интересные решения этой проблемы имеются в[5,14,15,26]. Известны попытки решения задач силлогистики с помощью кванторного аппарата исчисления предикатов[28]. Однако, судя по современному состоянию силлогистики, такие попытки успеха не имели. Это обстоятельство ставит под сомнение всё исчисление предикатов, тем более, что введение кванторов противоречит принципу «бритвы Оккама», порождая «лишние сущности». С помощью формул для силлогистических функторов A, E, I, O можно выполнять все операции над силлогизмами, т.е. находить аналитическое решение задач, связанных с силлогизмами. Для того, чтобы проверить силлогизм, нужно выполнить алгоритм "Осташ-Т" [24].

4.1. Алгоритм "Осташ-Т" (тест)

1.Заменить посылки и заключение выражениями в соответствии с формулами для функторов A, E, I, O.

2.Получить выражение в виде конъюнкции всех посылок, имплицирующей заключение.

3.Проверить это выражение на тождественность единице, занеся его в карту Карно (КК). Если выполняется тождественность единице, то заключение истинно. Если хотя бы одна из посылок или заключение являются частным суждением, то силлогизм яв ляется истинным даже при получении модальной единицы (т.е. в некоторых клетках КК проставлены символы модальности i) при условии, что m=1 или m'=1 (в этом случае строка m или соответственно m' должна содержать не менее 3-х целых единиц и только одну составную, т.е.1=i+j). В противном случае заключение не имеет места.

Для синтеза заключения по заданным посылкам также можно использовать алгоритм "Осташ-Т", несколько изменив его.

Алгоритм "Осташ-С" (синтез)

1.Заменить посылки выражениями в соответствии с формулами для функторов A,E,I,O.

2.Получить выражение в виде конъюнкции всех посылок и проинвертировать его. Занести полученное выражение в карту Карно (КК).

3.Доопределить полученную функцию одним из выражений для силлогистических функторов A, E, I, O таким образом, чтобы получить тождественую или модальную единицу. При доопределении иметь в виду, что из частной посылки должно следовать частное заключение. Перед доопределением в одной строке КК(m или m') должно быть не менее 2-х, а после доопределения не менее 3-х целых единиц. Доопределяемое заключение должно содержать минимально необходимое количество единиц. Функция доопределения является искомым заключением. Если в доопределяемой строке КК имеется 2 полных единицы и 2 значения j, то доопределение невозможно.

4.Если вышеуказанное доопределение невозможно, то из данных посылок нельзя вывести никакого заключения.

Синтез посылок от синтеза заключений отличается лишь тем, что доопределение КК выполняется в этом случае для отрицания посылки.

Аналитические методы на основе алгоритмов "Осташ-Т" и "Осташ-С" дополняются графическим методом на базе скалярных диаграмм. Алгоритм ТВАТ (Тушинский вечерний авиационный техникум) прост и нагляден.

4.2. Алгоритм «ТВАТ»

(графический синтез силлогизмов).

1.Изобразить все возможные ситуации для исходных посылок с помощью скалярных диаграмм.

2.Занести в таблицу истинности все значения f(x,y) для входных наборов xy: 00,01,10,11.

3.Выполнить минимизацию логической функции заключения f(x,y) в четырёхзначной комплементарной логике.

4.Полученный результат представить в виде силлогистического функтора в соответствии с известным базисом.

4.3. Алгоритм «РЕДАН»

(синтез недостающей посылки).

1.Изобразить все возможные ситуации для исходной посылки и заключения с помощью скалярных диаграмм.

2.Занести в таблицу истинности все значения f(m,y) для входных наборов my: 00,01,10,11.

3.Выполнить минимизацию логической функции заключения f(m,y) в четырёхзначной комплементарной логике.

4.Полученный результат представить в виде силлогистического функтора в соответствии с известным базисом.

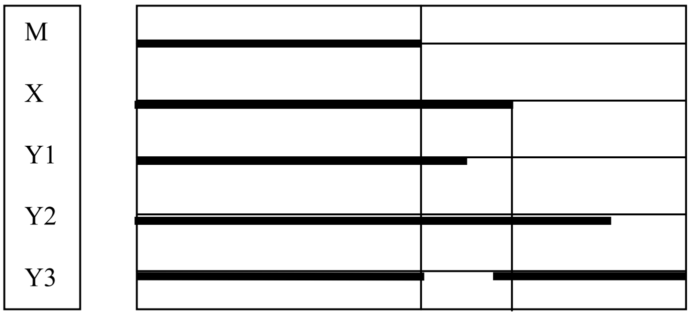
Пример.
Найти недостающую посылку в силлогизме
Amx & f(m,y) $\rightarrow$ Ixy(3).

my	f(m,y)
00	1
01	1
10	i
11	1

F(m,y) = m’ + y + i = Im’y(2)

Из диаграммы видно, что заключение описывается формулой

Fz(x,y) = xy + i = Ixy(3), т.е. все условия задачи соблюдены. Однако это не единственное решение.



Во второй скалярной диаграмме заключение также описывается формулой Fz(x,y) = xy + i = Ixy(3), но вторая посылка выглядит иначе.

my	f(m,y)
00	1
01	1
10	0
11	1

F(m,y) = m’ + y = Amy

Простота графического алгоритма анализа и синтеза силлогизмов наводит на мысль о том, что и скалярные диаграммы, и алгоритм могли быть открыты 24 века назад Аристотелем. Во всяком случае, скаляры были известны Евклиду, современнику Аристотеля.

Алгоритмы «Осташ» и «ТВАТ» дают одинаковые по полноте и корректности результаты. Существует более простой и эффективный аналитический метод, позволяющий получать корректные, но для некоторых частных силлогизмов не всегда полные результаты. Этот метод оформлен автором в виде алгоритма «ИЭИ» (Ивановский энергетический институт). Предпочтительная область применения данного алгоритма - силлогистика здравого смысла, т.е. русская и общеразговорная. Кроме того, алгоритм «ИЭИ» незаменим при аналитическом синтезе соритов (многопосылочных силлогизмов).

4.4. Алгоритм "ИЭИ "(синтез заключения)

1. Заменить посылки выражениями в соответствии с формулами для функторов A,E,I,O.

2. Получить выражение для полной единицы M системы в виде конъюнкции всех посылок.

3. Получить из M функцию M(x,y), заменив средний член m или m' на 1. Если средний член m/m' входит в силлогизм автономно, то заменить его на i. Полученная функция M(x,y) является заключением силлогизма. Если в M встречается терм im или im', то заключения не существует.

Алгоритм «ИЭИ» можно считать частным случаем алгоритма «Селигер» для решения логических уравнений.

Пример.

Ни один x не есть m

Некоторые m суть y

Найти f(x,y)

Решение.

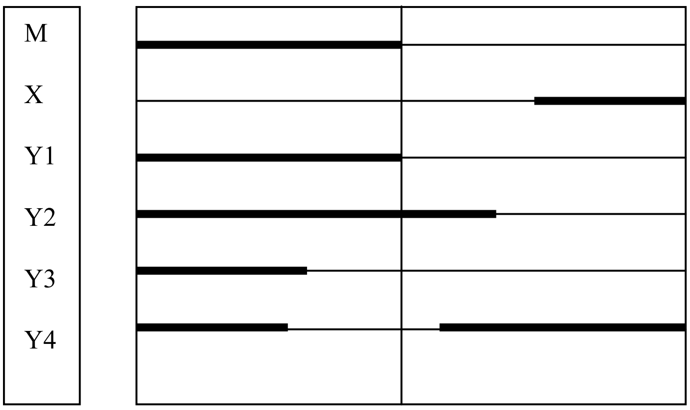
По алгоритму ИЭИ получим:

$M = ExmImy(3) = (x'+m')(my+im'+iy') = mx'y+im'x'+im'+ix'y'+im'y' =$

$= mx'y+im'+ix'y'$

$F(x,y) = x'y+i = Ix'y(3)$

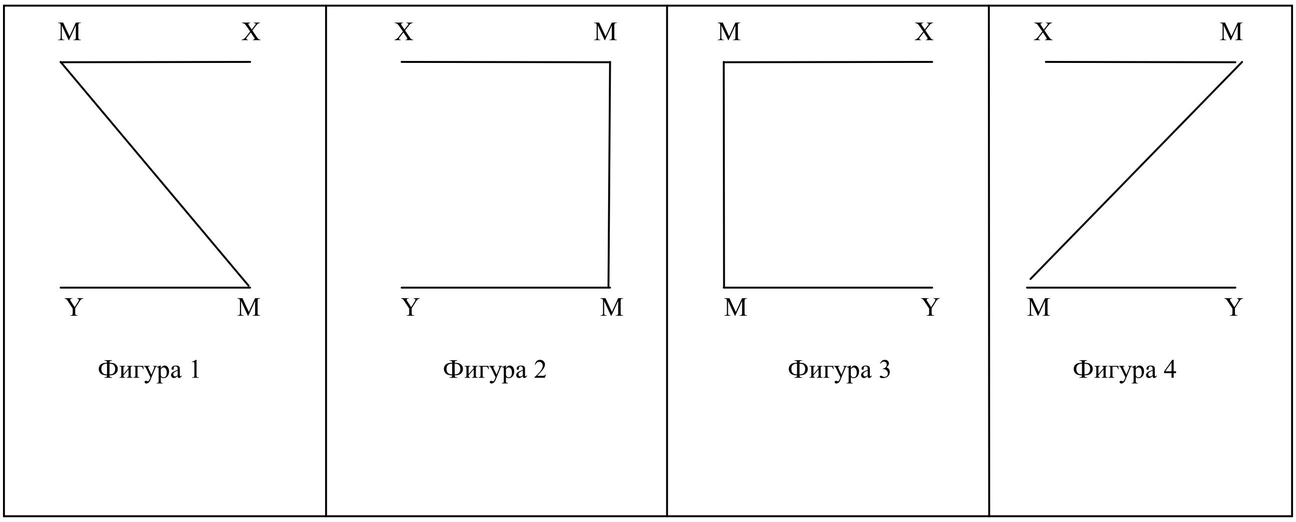
По алгоритму ТВАТ получим:



Xy	f(x,y)
00	i
01	1
10	i
11	i

$F(x,y) = x'y+i = Ix'y(3)$.

В классической логике[9] при синтезе заключений для конкретного силлогизма в качестве шаблона используются фигуры(1 – 4), представленные на рисунке, и модусы. Считается, что с помощью таких шаблонов-ходуль для инвалидного мышления можно придти к правильным выводам.



Приведём так называемые «правильные» модусы[9].

Фигура 1: AAA, EAE, AII, EIO.

Фигура 2: EAE, AEE, EIO, AOO.

Фигура 3: AAI, IAI, AII, EAO, OAO, EIO.

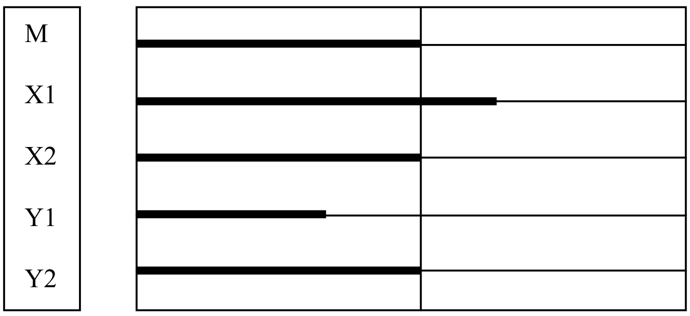
Фигура 4: AAI, AEE, IAI, EAO, EIO.

Развёрнутая запись модуса AAA для первой фигуры, например, выглядит так: AmxAym $\rightarrow$ Aym.

Используя приведённые методы, проверим некоторые модусы для 4-х фигур категорического силлогизма в базисе Аристотеля - Жергонна. Синтез силлогизмов проведём графическим методом в связи с его простотой и наглядностью. В результате получим следующие заключения. Здесь и далее под обозначением N.n понимается номер фигуры и номер модуса в данной фигуре. Например, 1.6 означает 6-й модус первой фигуры.

Фигура 1.

1.1. AmxAym -> f(x,y) = mx'+jm'x+m'y+jmy'+f(x,y) = 1



xy	f(x,y)
00	1

01	0
10	i
11	1

Алгоритм «ТВАТ» и алгоритм "Осташ-С" дали одинаковый результат:f(x,y) = xy+x'y'+ixy' = Ayx.

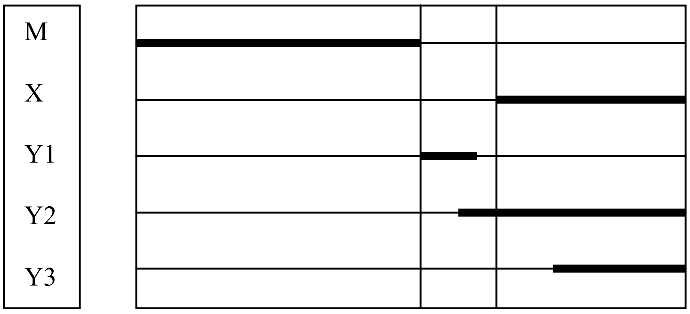
Для алгоритма «ИЭИ» получим:

M = AmxAym = (m’x’+mx+im’x)(y’m’+ym+iy’m) = m’x’y’+ixy’+mxy

M(x,y) = x’y’+xy+iy’x = Ayx

Таким образом, все три алгоритма дали одинаковый результат, который совпал с «правильным» модусом AAA. В дальнейшем синтез силлогизмов будем выполнять по самым простым и прозрачным алгоритмам ИЭИ и ТВАТ.

1.6. EmxEym -> f(x,y).



xy	f(x,y)
00	1
01	i
10	i
11	i

f(x,y) = x'y'+i = Ix'y'.

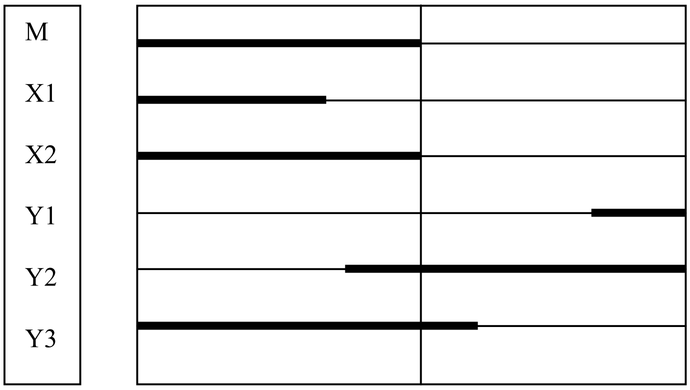
По алгоритму «ИЭИ»

M = EmxEym = (m’+x’)(y’+m’) = m’+x’y’

M(x,y) = x’y’+i = Ix’y’.

Фигура 2.

2.4. AxmOym -> f(x,y) = m'x+jmx'+j(m'y)'+f(x,y) = 1(i)



xy	f(x,y)
00	i
01	1
10	i
11	i

f(x,y) = Ix'y.

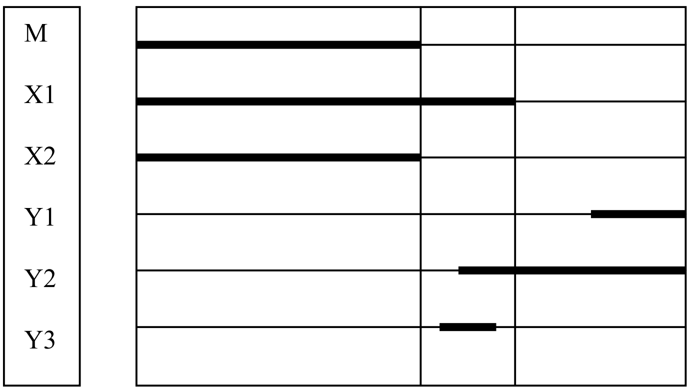
По алгоритму «ИЭИ»

M = AxmOym = (x’m’+xm+ix’m)(ym’+iy’+im) = m’x’y+im+ix’y’

M(x,y) = x’y+i = Ix’y

Фигура 3.

3.2. AmxEmy -> f(x,y) = mx'+jm'x+my+f(x,y) = 1(i)

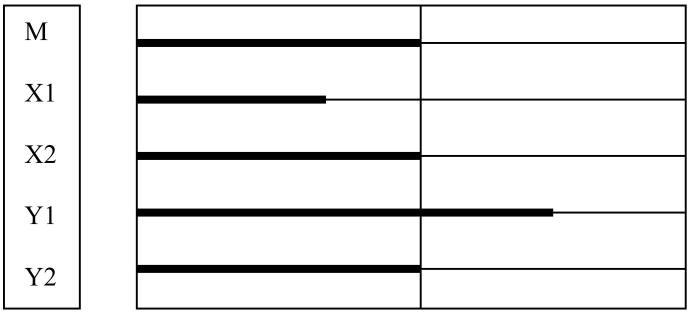


xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	i

f(x,y) = xy'+i(xy')' = Ixy'.

Фигура 4.

4.1.AxmAmy -> f(x,y) = m’x+jmx’+my’+jm’y+f(x,y) = 1

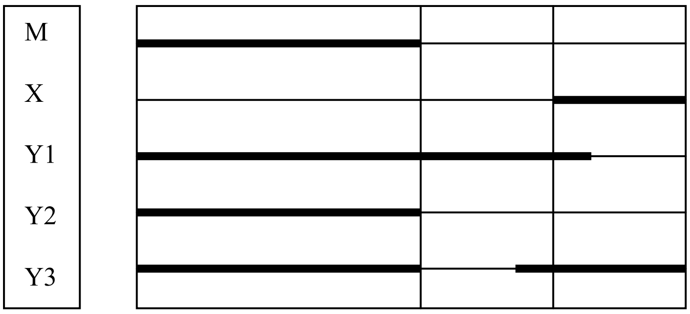


Xy	f(x,y)
00	1
01	i
10	0
11	1

f(x,y) = xy+x’y’+ixy’ = Axy.

У Аристотеля этому модусу соответствует заключение Ixy, что не согласуется ни со здравым смыслом, ни с формальным выводом. Кроме того, из анализа фигур 1 и 4 видно, что они идентичны, а следовательно должны давать одинаковые модусы. Например, модусу AII 1-й фигуры должен соответствовать модус IAI 4-й фигуры, модусу EIO 1-й фигуры – модус IEO 4-й фигуры. Таких несоответствий между модусами 1-й и 4-й фигур насчитывается не менее четырёх. Указанные несоответствия можно было бы заметить 24 века назад, поскольку для этого не требуется ничего, кроме начального образования.

4.5. ExmAmy -> f(x,y) = mx+my'+jm'y+f(x,y) = 1(i)



xy	f(x,y)
00	i
01	1
10	i
11	i

f(x,y) = Ix'y.

В результате полной проверки традиционных 64-х силлогизмов получим следующие правильные модусы:

1-я фигура: AAA,AEO,AII,EAE,EEI,EII,IEO,OEI.

2-я фигура: AAI,AEE,AOI,EAE,EEI,EII,IEI,OAI.

3-я фигура: AAI, AEI, AII, AOI, EAI, EEI, EII,EOI,IAI,IEI,OAI,OEI.

4-я фигура: AAA, AEE, EAO, EEI, EIO, EOI, IAI, IEI.

Кстати, на самом деле проверять нужно было бы 256 модусов даже для случая двухфункторной (A,I) силлогистики.

Полученные результаты очевидны, однако в большей своей части данные модусы являются абсолютно новыми для аристотелевой силлогистики[14].Кроме того, аристотелевский модус AAI в 4-й фигуре является некорректным.

Проверим теперь традиционную логику[14] с помощью алгоритмов «Осташ». Её базис явно отличается от базиса Аристотеля-Жергонна. Попробуем описать этот базис аналитически. Из логического квадрата[14] следуют традиционные соотношения:

Axy = (Oxy)',Exy = (Ixy)'.

Поскольку Axy = (xy')',то Oxy = xy'.Для Ixy определяем формулу,исходя из того, что Exy = (xy)'.Откуда получаем Ixy = xy.

Разумеется, подобный базис никакого отношения к здравому смыслу не имеет. Тем не менее проверим на основе этого базиса некоторые традиционные "правильные" модусы. Проверку проведем в соответствии с алгоритмом "Осташ-Т".

1-я фигура

EIO: $(mx)'my \to xy' = mx+m'+y'+xy' \neq 1$

2-я фигура

EIO: $(mx)'ym \to xy' = mx + m'+y'+xy' \neq 1$

3-я фигура

EAO: $(mx)'(my')' \to xy' = mx+my'+xy' \neq 1$

OAO: $mx'(my')' \to xy' = m'+x+my'+xy' \neq 1$

EIO: $(mx)'my \to xy' = mx + m'+y'+xy' \neq 1$

4-я фигура

AAI: $(xm')'(my')' \to xy = xm'+my'+xy \neq 1$

EAO: $(xm)'(my')' \to xy' = mx+my'+xy' \neq 1$

Аналитическая и графическая проверки выбранных "правильных" модусов выявили некорректность последних. Соотношения (1) - (4) описывают аристотелевскую логику, которая не соответствует требованиям, предъявленным русским ученым Васильевым Н.А.[8] к частным суждениям с научной точки зрения и с позиции логики здравого смысла.

Автор с глубочайшим уважением относится к Аристотелю, впервые в истории человечества предложившему формальные методы анализа и синтеза силлогизмов. Однако нельзя признать, что логика Аристотеля является логикой здравого смысла, а его «правильные» модусы исчерпывают все достоверные ситуации силлогистики. Поэтому логика Аристотеля-Жергонна представляет интерес с чисто научно-исторической точки зрения.

Проиллюстрируем применение алгоритма «Редан» на простом примере. Пусть задан тривиальный силлогизм:

Все люди(m) талантливы(x).

Все студенты(y) – люди(m).

Все студенты(y) талантливы(x).

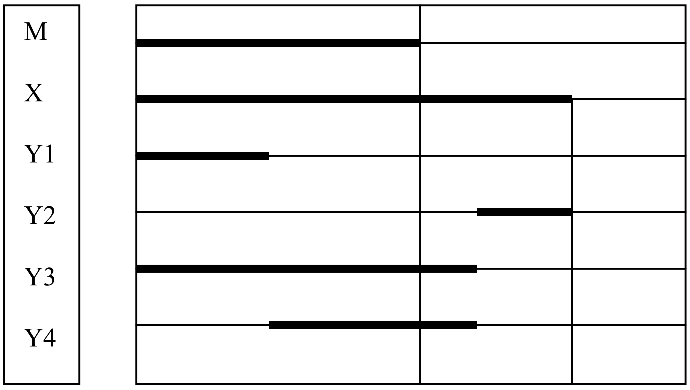
Казалось бы, если нам известны первая посылка и заключение, то мы легко найдём вторую посылку, и она будет иметь вид Aym, т.е. “Все студенты – люди. Проверим наши рассуждения с помощью алгоритма «Редан».

Все люди(m) талантливы(x).
F(m,y) = ?

Все студенты(y) талантливы(x).

Решение.

Для универсума «живые существа» получим такие диаграммы.



my	f(m,y)
00	1
01	i
10	I
11	i

f(m,y) = m’y’+i = Im’y’(3), т.е. «Некоторые животные не-студенты».

Наряду с этим необходимо подчеркнуть пассивную роль кванторного исчисления, предназначенного, казалось бы для защиты аристотелевой силлогистики. В [29] приводится пример элегантного доказательства достоверности первого модуса первой фигуры (AmxAym -> Ayx) с применением кванторного исчисления. Однако этот модус самый примитивный из всех, и легко доказывается даже в обычной двоичной логике без привлечения кванторов («лишних сущностей» по Оккаму). Кванторный механизм создавался, в первую очередь, для того, чтобы проверить силлогистику Аристотеля. Однако до сих пор такой проверки не произошло. Отсюда можно сделать следующий вывод: либо кванторным исчислением матлогики не владеют настолько, чтобы доказать или опровергнуть правоту Аристотеля, либо само кванторное исчисление является ущербным. Автор склоняется ко второму выводу, поскольку кванторное исчисление – примитивная мнемоника и ничего более.

Некоторые дополнительные аспекты проблем современной силлогистики изложены в [20].

4. Ошибки Аристотеля.

Важнейшим разделом классической логики является силлогистика, основные положения которой были разработаны Аристотелем. Решение задач силлогистики опирается на аристотелевы фигуры, модусы и 4 основных правила посылок[9].

Задача 1.

Проверить корректность 1-го правила посылок классической силлогистики.

Решение.

Это правило формулируется так [9, стр.133]: «Хотя бы одна из посылок должна быть утвердительным суждением. Из двух отрицательных посылок заключение с необходимостью не следует». Подберём контр-пример на 1-е правило посылок.

Ни один человек(m) не является бессмертным(x).

Ни один человек(m) не является счастливым(y).

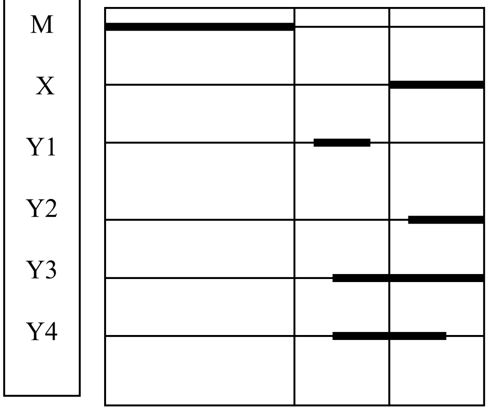
F(x,y) = ?

В данном силлогизме универсумом(U) является множество существ. По алгоритму ИЭИ получим следующий результат.

M = EmxEmy = (m’+x’)(m’+y’) = x’y’+m

F(x,y) = x’y’+i = Ix’y’(3), т.е. “Некоторые смертные несчастливы”.

По алгоритму ТВАТ[16] получим графическое решение. Здесь Y1 – Y4 – различные ситуации распределения множеств счастливых существ. Предполагается, что Боги тоже могут быть несчастны.



Xy	f(x,y)
00	1
01	i
10	i
11	i

F(x,y) = x’y’+i = Ix’y’(3), т.е. результаты аналитического и графического синтеза заключения совпали со здравым смыслом и опровергли 1-е правило посылок. Здесь и далее апостроф обозначает инверсию, а цифра в скобках – номер базиса.

Задача 2.

Проверить корректность 2-го правила посылок классической силлогистики.

Решение.

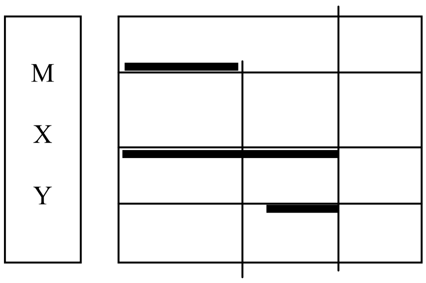
Это правило формулируется так [9, стр.134]: «Если одна из посылок – отрицательное суждение, то и заключение должно быть отрицательным». Контр-пример для этого случая может быть таким.

Все люди(m) – животные(x).

Ни один человек(m) не имеет хвоста(y).

F(x,y) = ?

В качестве универсума(U) примем множество существ, в том числе и Богов (бесхвостых). Наиболее наглядным является графическое решение по алгоритму TBAT[16].



Из скалярных диаграмм видно, что заключение является общеутвердительным: «Все хвостатые существа – животные», что опровергает 2-е правило посылок.

Задача 3.

Проверить корректность 3-го правила посылок классической силлогистики[9, стр.134].

Решение.

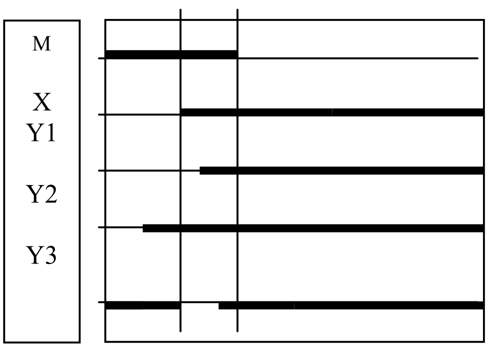
Это правило формулируется так: «Хотя бы одна из посылок должна быть общим суждением. Из двух частных посылок заключение с необходимостью не следует». Рассмотрим контр-пример:

Некоторые люди (m) неграмотны (x).

Некоторые люди (m) бескультурны (y).

F(x,y) = ?

Пусть U – множество животных. Предположим, что культурным (вежливым, например) может быть и неграмотный. Животные по определению не могут быть ни культурными, ни грамотными. Вновь воспользуемся алгоритмом TBAT.



Xy	f(x,y)

00	i
01	i
10	i
11	1

F(x,y) = xy+i = Ixy(3), т.е. «Некоторые неграмотные бескультурны». Это соответствует математике и здравому смыслу, что ставит под сомнение корректность 3-го правила посылок.

Задача 4.

Проверить 4-е правило посылок на примере синтеза силлогизма:

Все люди (m) смертны (x)

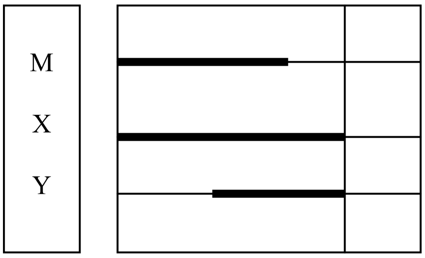
Некоторые люди (m) неграмотны (y)

----

f(x,y) = ?

Решение.

Пусть в универсум входят люди, животные и боги. Богов будем считать грамотными, а животных - неграмотными. Построим заключение по алгоритму ТВАТ.



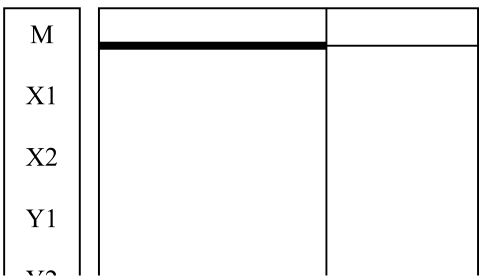
x y	f(x,y)
0 0	1
0 1	0
1 0	1
1 1	1

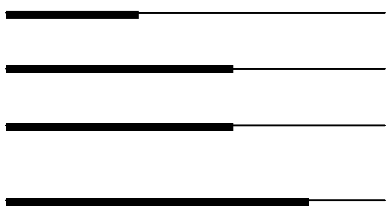
f(x,y) = y'+x = Ayx, т.е. «Все неграмотные смертны».

Такое заключение перечёркивает 4-е правило посылок[9,стр.135]:" Если одна из посылок – частное суждение, то и заключение должно быть частным".

Итак, мы убедились, что все правила силлогистики некорректны. Рассматривать после этого "правильные" модусы Аристотеля уже не имеет смысла. Наиболее очевидная ошибка Аристотеля связана с первым модусом 4-й фигуры. Здравый смысл и убеждают нас в том, что от перестановки посылок заключение не изменяется. Однако все логики вслед за Аристотелем повторяют, что 1-й фигуре соответствует модус AAA, а 4-й – AAI. Приведём результаты синтеза этого модуса в базисе Аристотеля по алгоритму ТВАТ:

M = Axm(3)Amy(3)





xy	f(x,y)
00	1
01	i
10	0
11	1

f(x,y) = xy+x’y’+ix’y = Axy(3).

Мы доказали, что первые модусы 1-й и 4-й фигуры ничем не отличаются друг от друга, т.е. строго математически подтвердили правоту здравого смысла. Вообще модусы и правила посылок силлогистики – это чрезвычайно хрупкие костыли для интеллектуальных инвалидов. Наиболее грубая, невежественная ошибка Аристотеля заключается в том, что он в своих модусах не учитывает ни объёмы терминов, ни объём универсума. Это невежество тиражируется мировой наукой, преподаванием безграмотной болтологики в средних и высших учебных заведениях России. Невежество современных математиков заключается не только в том, что они проигнорировали предостережение Ф. Бэкона, который ещё в 1620г. заявил о бесполезности и даже вредности логики Аристотеля, но и в том, что эти «так называемые логики» (по выражению Кэрролла) не сумели за 120 лет освоить трудов выдающихся математиков П.С. Порецкого и Л. Кэрролла. Аналитическое представление кванторов Axy и Exy впервые разработал в 1881 г. гениальный русский логик П.С. Порецкий, а спустя 15 лет к таким же результатам пришёл талантливый английский писатель и учёный Л. Кэрролл. До сих пор ни в одном учебнике по математической логике вы не встретите этих формул, однако будете всюду натыкаться на кванторное исчисление, которое ничего не исчисляет, поскольку является просто мнемоникой.

Заключение

1.Предложены простые и надежные способы графической и аналитической проверки силлогизмов и синтеза заключений или посылок для любых базисов.

2.Применение предложенных методов избавляет от необходимости запоминания множества логических правил и законов.

3.Предложенные методы ставят под сомнение всё исчисление предикатов, кванторный аппарат которого не справился с задачами анализа и синтеза силлогизмов.

4.Впервые аналитически описан базис логики Аристотеля-Жергонна.

5.Впервые на основе базиса Аристотеля-Жергонна разработана силлогистика, существенно отличающаяся от классической.

6.Впервые проверены все 64 модуса силлогистики Аристотеля-Жергонна. Доказано, что аристотелев модус AAI в 4-й фигуре не является правильным.

7.Впервые доказано, что ни силлогистика Аристотеля-Жергонна, ни классическая силлогистика не укладываются в прокрустово ложе 19 «правильных» модусов.

8.Доказано, что ни классическая силлогистика, ни силлогистика Аристотеля-Жергонна не имеют никакого отношения к логике здравого смысла.

9. Доказано, что все 4 правила посылок некорректны.

Глава пятая

Атомарная силлогистика.

Внимательный анализ силлогизмов приводит к выводу о том, что даже базисы логики здравого смысла не всегда корректно выражают содержание посылок. Проиллюстрируем это следующим силлогизмом (см. пример 5).

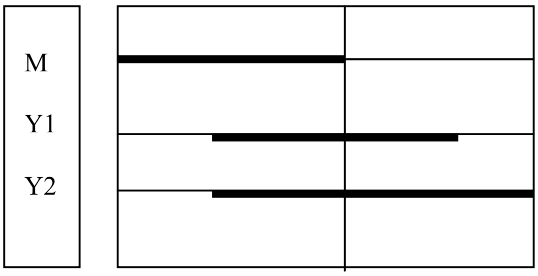
Все солдаты (x) храбрые(m)

Некоторые англичане(y) храбрые(m)

Некоторые англичане – солдаты

Решение.

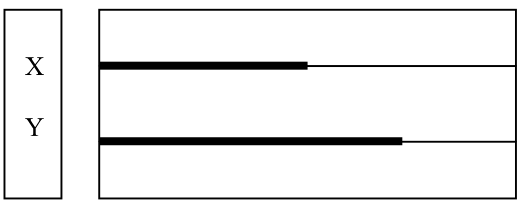
Представим 2-ю посылку в русском базисе.



Правомерно ли использование во второй посылке русского базиса[16]? По меньшей мере, допущена некорректность по отношению к англичанам и нарушена достоверность посылки. Исходя из скалярной диаграммы для Imy(2) и полагая универсумом все человечество, приходим к выводу, что возможны ситуации, когда все трусы - англичане. Это несправедливо. Правильным в этом случае будет использование базиса Васильева. Рассмотрим посылку, которая не вписывается ни в один из базисов. Суждение "Все люди (x) смертны (y)" при условии, что универсумом являются живые существа, описывается следующей формулой: Axy = y. Посылка "Ни один живой человек(x) не есть труп(y)" также имеет нестандартное аналитическое представление: Exy = xy'+x'y. Многообразие базисов приводит к мысли о том, что разумнее иметь некий элементарный базис, на основе которого можно как из кирпичиков (атомов) строить описание любой посылки. Автор предлагает следующий "атомарный" базис.

Все X суть Y.

а)

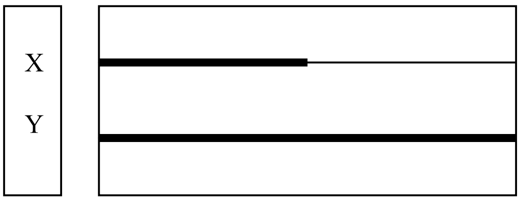


xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	0
11	1

Axy(a) = x'+y

Иллюстрация: "Все квадраты(x) суть прямоугольники(y)".В данном случае универсум - параллелограммы.

b)



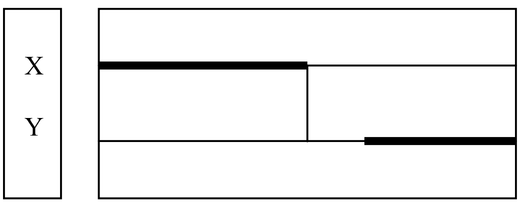
xy	f(x,y)
00	**0**
01	**1**
10	**0**
11	**1**

Axy(b) = y

Иллюстрация: "Все люди(x) смертны(y)" при условии, что универсум – смертные существа.

Ни один X не есть Y.

a)

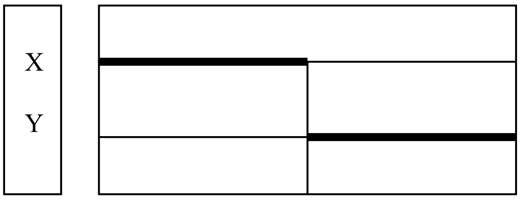


xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	1
11	0

$Exy(a) = (xy)' = x'+y'$

Иллюстрация: "Ни один круг(x) не есть квадрат(y)"(универсум - геометрические фигуры).

b)



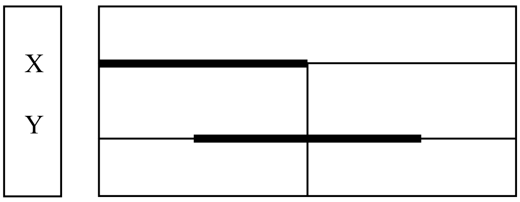
xy	f(x,y)
00	0
01	1
10	1
11	0

$Exy(b) = xy'+x'y$

Иллюстрация: "Ни один живой (x) не есть труп (y)"

Некоторые X суть Y.

a)

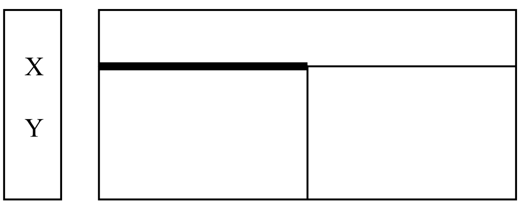


xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	1
11	1

$Ixy(a) = x+y+x'y' = 1$

Иллюстрация: " Некоторые студенты (x) отличники (y)". Универсум учащиеся.

b)



xy	f(x,y)
00	0
01	1
10	1
11	1

Ixy(b) = x+y

Иллюстрация: "Некоторые люди (x) неграмотны (y)". Универсум – смертные существа.

На основе атомарного базиса может быть построен любой другой. Например, функтор Ixy(2) представляет собой объединение Ixy(a),Ixy(b).Функтор Axy(3) является комбинацией функторов Axy(a),Axy(c).Все эти объединения легко выполняются с помощью скалярных диаграмм. Для фиксации и компактного описания введем операцию сцепления (конкатенации) функторов, обозначив ее символом ||. Тогда вышеприведенные словесные описания могут быть представлены в виде следующих выражений.

Ixy(2) = Ixy(a) || Ixy(b)

Axy(3) = Axy(a) || Axy(c)

Можно ли сделать атомарный базис более компактным, более элементарным? Да, безусловно. Необходимо произвести следующие замены.

Axy(b) = Axy(a)Ax'y(a);

Axy(c) = (y=x) - равнозначность;

Exy(a) = Axy'(a);

Exy(b) = (y=x') - неравнозначность;

Ixy(b) = Ax'y(a).

Таким образом, элементарный атомарный базис в качестве фундамента имеет всего лишь два силлогистических функтора:

Axy = x'+y,

Ixy = x+y+x'y' = 1

Опишем на основе этих формул все базисы здравого смысла и базис Аристотеля.

Русский базис.

Axy(2) = Axy = x'+y

Exy(2) = Axy' = x'+y'

Ixy(2) = Ixy || Ax'y = x+y+ixy'

Базис Васильева.

Axy(8) = Axy = x'+y

Exy(8) = Axy' = x'+y'

Ixy(8) = Ixy = x+y+x'y' = 1

Базис Аристотеля-Жергонна.

Axy(3) = Axy || (x=y) = xy+x'y'+ix'y

Exy(3) = Axy' = x'+y'

Ixy(3) = Ixy || Ax'y || Axy || Ayx || (x=y) = xy+i(x'+y')

Oxy(3) = Ixy || Ax'y || Axy' || Ayx = xy'+i(x'+y) = Ixy'(3)

Для синтеза силлогизмов в атомарном базисе пригодны все разработанные автором алгоритмы: "Осташ", "ИЭИ", "ТВАТ" .

Пример 1.

Все люди(m) смертны (x)

Некоторые люди(m) неграмотны (y)

Найти f(x,y)

Решение.

В данном случае универсум - существа.

M = Amx(b)Imy(b) = x(m+y) = xm+xy

f(x,y) = xy+x = x = Ayx(b)

Число в скобках (индекс) указывает вариант базиса. Базис заключения может быть не только атомарным, но и смешанным (русский, общеразговорный, Аристотеля и т.д.). Базис посылок, как правило, должен быть атомарным. Рассмотрим синтез соритов, т.е. многопосылочных силлогизмов. Никаких проблем здесь не существует, если логик хорошо знает карту Карно или метод обобщенных кодов для минимизации логических функций[11,12].При числе посылок более 10 разумнее использовать программы минимизации для любого ПК.

Пример 2.

Пусть в атомарном базисе в варианте "a" задан сорит из 6 посылок:

M = AabAbcAcdAdeAexExy = (ab')'(bc')'(cd')'(de')'(ex')'(xy)'.Найти заключения для различных комбинаций аргументов.

Решение.

Перемножать все эти функторы слишком утомительно. Инженерная логика в таких ситуациях использует формулу Моргана и работает с M'.

M' = ab'+bc'+cd'+de'+ex'+xy.

Заполнив карту Карно для M', сразу из нее получим выражение для M:

M = a'b'c'd'(e'x'+xy') + dexy'(a'b'+bc).

Отсюда можем получить заключение для любых аргументов. Вся операция занимает не более 5 мин при условии, что под рукой бланки карт Карно на 6-8 переменных.

f(a,y) = a'+a'y'+y'a'+y' = a'+y' = Eay

f1(a,x) = a'x'+a'x+xa'+x = a'+x = Aax

f2(b,d) = b'd'+db'+db = b'+d = Abd и т.д.

Все заключения получены в атомарном базисе (вариант "a").

Пример 3.

Пусть первые 5 посылок сорита заданы в атомарном базисе, а шестая - в русском.

M = AabAbcAcdAdeAexIxy

Найти заключение f(a,y).

Решение.

Используя решение предыдущего примера для f1(a,x),получим:

$M = AabAbcAcdAdeAexExy = AaxIxy = (a'+x)(x+y+ix'y') = x+a'y+ia'x'y'$
$f(a,y) = a'y+i = Ia'y(3)$.
Заключение получено в 3-м (Аристотелевом) базисе. Скалярные диаграммы подтверждают полученные результаты.

Пример 4.
Все добрые люди – честные
Все недобрые люди – агрессивные

Найти заключение $f(x,y)$.
Решение.
Добрые люди – m.
Честные люди – x.
Агрессивные люди – y.
Люди – универсум U.
По алгоритму «ИЭИ»
$M = AmxAm'y = (m'+x)(m+y) = mx+m'y$.
$F(x,y) = x+y = Ixy(6) = Ax'y = Ay'x$.

xy	f(x,y)
00	0
01	1
10	1
11	1

$F(x,y) = x+y = Ixy(6) = Ax'y = Ay'x$, т.е. результаты всех методов синтеза совпали.

7.1. Практикум по силлогистике.

В своей книге “Логика для студентов” О. А. Солодухин приводит большое количество задач.Это первый гуманитарий, который пытается привлечь математику для анализа силлогизмов. Проверим эти задачи алгоритмами ИЭИ и ТВАТ.

В дальнейшем все примеры будут построены на базисе Васильева,поскольку именно он более всего отражает логику здравого смысла. Напомним, что этот базис имеет следующее аналитическое представление:
$Axy = x'+y = (xy')'$
$Exy = x'+y' = (xy)'$
$Ixy(8) = x+y+x'y' = 1$, где в скобках указан номер базиса для частно-утвердительного суждения, а апостроф означает отрицание.

Для частно-утвердительного суждения были получены следующие выражения:
1. $Ixy = x$

2. $Ixy = x+y+ix'y'$ – русский базис
3. $Ixy = xy + i(x'+y')$ – базис Аристотеля
4. $Ixy = x+y'+ ix'y$
5. $Ixy = x+ix'$
6. $Ixy = x+y$
7. $Ixy = y+iy'$
8. $Ixy = x+y+x'y' = 1$ – базис Васильева

Пример[1,стр.150]

Только философы эгоисты.

Нет циника, который не был бы эгоистом.

Следовательно, все циники – философы.

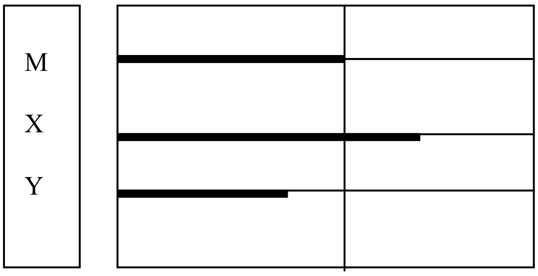
Решение.

Пусть x – философы, y – циники, m – эгоисты. Универсум – люди. Тогда по алгоритму ИЭИ получим:

$M = AmxAym = (m'+x)(y'+m) = m'y'+xy'+mx$

$F(x,y) = y'+x = Ayx$, т.е. наш результат подтвердил истинность заключения.

Проверим решение по алгоритму ТВАТ.



xy	f(x,y)
00	1
01	0
10	1
11	1

$F(x,y) = y'+x = Ayx$, т.е. результаты по алгоритмам ИЭИ и ТВАТ совпали.

Задача 2[1,стр.150]

Лишь глупые люди верят в конец света.

Тот, кто верит в гармонию мира, не верит в конец света.

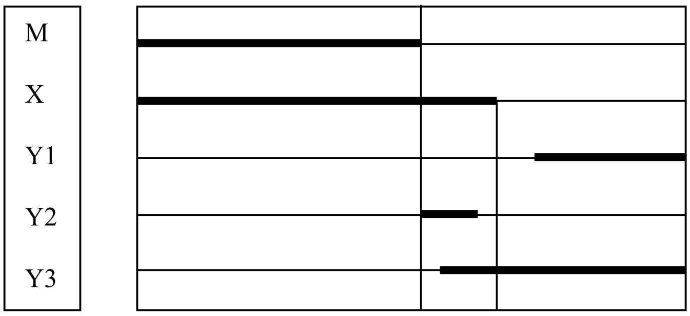
Всегда найдётся глупец, который не верит в гармонию мира.

Решение.

Пусть x – глупые люди, m – верящие в конец света, y – верящие в гармонию мира. Универсум – люди.

$M = AmxEym = (m'+x)(y'+m') = m'+xy'$

$f(x,y) = xy'+i = Ixy'(3)$



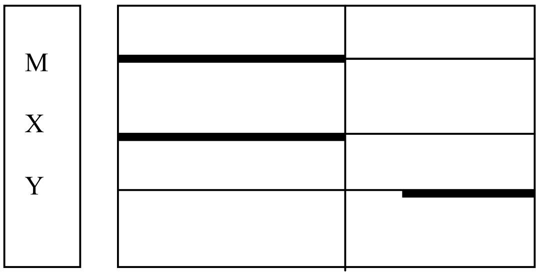
Xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	i

F(x,y) = xy'+i = Ixy'(3).
Если трактовать заключение как “Все глупцы не верят в гармонию мира”, то такой вывод ошибочен.

Задача 3[1,стр.150]

Каждого, кто верит в себя, можно считать Человеком.
Никто, ни один Человек не верит политикам.

Все, кто верит политикам, не верит в себя.
Решение.
Пусть x – кто верит в себя, m – Человек, y – кто верит политикам. Универсум – люди.
M = (x ≈ m)Emy = (xm+x'm')(m'+y') = x'm'+xmy'
f(x,y) = x'+y' = Exy.



Xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	1
11	0

F(x,y) = x'+y' = Exy = Ayx' = Axy'.

Задача 5[1,стр.151]

Нет таких членов парламента, которые не участвовали бы в законотворчестве.
Только 12% членов парламента составляют юристы.

Не все, кто создают законы, являются юристами.
Решение.
Пусть x – законотворцы, m – члены парламента, y – юристы. Универсум – люди.
M = AmxImy(8) = (m’+x)&1 = m’+x
F(x,y) = x+i = Ixy(5).

xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	1

F(x,y) = x+i = Ixy(5), т.е. алгоритмы ИЭИ и ТВАТ дали одинаковые результаты,формально не подтверждающие заключение, поскольку в нём не указан базис.

Задача 7[1,стр.151]

Среди юристов имеются профессиональные бизнесмены.
Настоящий бизнесмен не боится инфляции.

Некоторые юристы не опасаются инфляции.
Решение.
Пусть x – юристы, m – бизнесмены, y – не боящиеся инфляции предприниматели. Универсум – люди.
M = IxmAmy = 1*(m’+y) = m’+y
F(x,y) = x+i = Ixy(7).

xy	f(x,y)
00	i
01	1
10	i
11	1

F(x,y) = y+i = Ixy(7).

Опять формальное несовпадение исходного заключения с полученными результатами, поскольку в заключении не указан базис.

Задача 8[1,стр.151]

Только политики верят в пользу насилия.

Не всякий любитель насилия любит собственных детей.

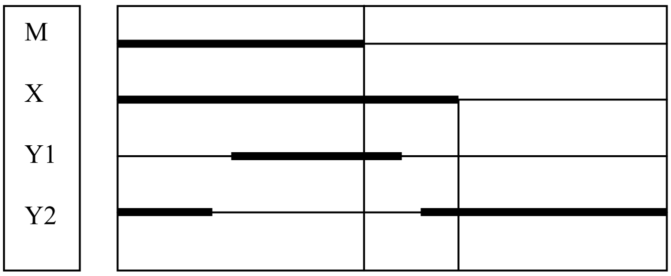
Некоторые политики не любят своих детей.

Решение.

Пусть x – политики, m – любители насилия, y – не любящие своих детей родители.Универсум – люди.

M = AmxImy(8) = (m’+x)&1 = m’+x

F(x,y) = x+i = Ixy(5)



xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	1

F(x,y) = x+i = Ixy(5)

Опять формальное несовпадение результатов с исходным заключением.

Задача 9[1,стр.151]

Только в споре рождается истина.

Никто не станет спорить, кроме глупца или мошенника.

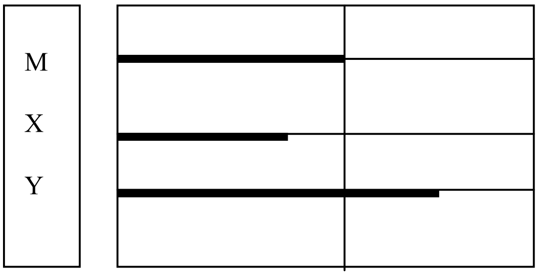
Лишь глупец или мошенник могут достичь истины.

Решение.

Пусть x – “родители истины”, m – спорщики, y – глупец или мошенник. Универсум – люди.

M = AxmAmy = (x’+m)(m’+y) = m’x’+x’y+my

F(x,y) = x’+y = Axy.



xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	0
11	1

$F(x,y) = x'+y = Axy$.

Задача 12[1,стр.151]

Боязливый к прекрасному полу – боязлив и в жизни.

Тот, кто знает логику, не боится женщин.

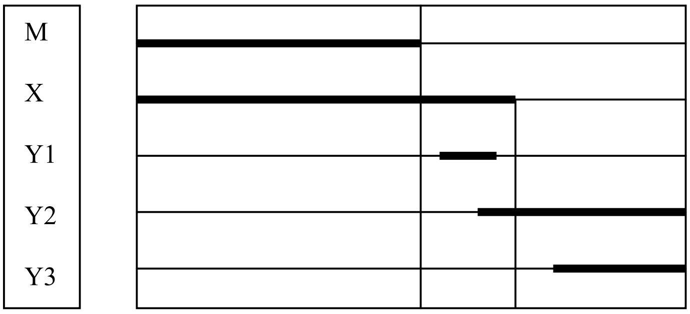
Трус не разбирается в логике.

Решение.

Пусть x – боязливый в жизни, m – боящийся женщин, y – знающий логику. Универсум – мужчины.

$M = AmxEym = (m'+x)(y'+m') = m'+xy'$,

$F(x,y) = xy'+i = Ixy'(3)$.



xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	i

$F(x,y) = xy'+i = Ixy'(3)$.

В данном случае исходное заключение кардинально ошибочно.

Задача 13[1,стр.152]

Среди болтунов нет логиков.

Только болтун может стать политиком.

Ни один логик не станет политиком.

Решение.

Пусть x – логик, m – болтун, y – политик. Универсум – люди.

$M = EmxAym = (m'+x')(y'+m) = m'y'+x'y'+mx'$

F(x,y) = x’+y’ = Exy.

Xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	1
11	0

F(x,y) = x’+y’ = Exy.

Задача 14[1,стр.152]

Иногда проходимец может оказаться ясновидцем.

Если ты ясновидец, то не должен лгать.

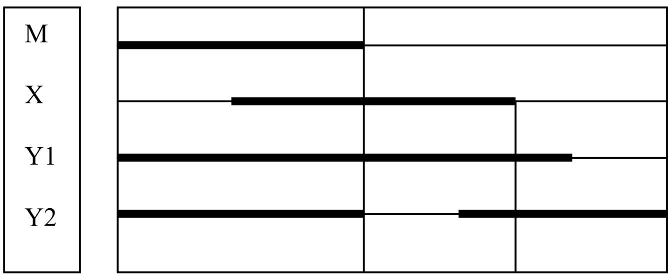
Существуют проходимцы, которые обязаны говорить правду.

Решение.

Пусть x – проходимец, m – ясновидец, y – честный. Универсум – люди.

M = IxmAmy = 1&(m’+y) = m’+y

F(x,y) = y+i = Ixy(7)



xy	f(x,y)
00	I
01	1
10	I
11	1

F(x,y) = y+i = Ixy(7)

Задача 15[1,стр.152]

Лишь двоечник по убеждению – лентяй.

Ни один студент не любит получать двойки.

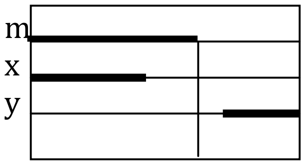
Значит, среди студентов нет лентяев.

Решение.

Пусть x – лентяй, m – двоечник, y – студент.Универсум – учащиеся.

M = AxmEym = (x’+m)(y’+m’) = x’y’+my’+m’x’

F(x,y) = x’+y’ = Exy.

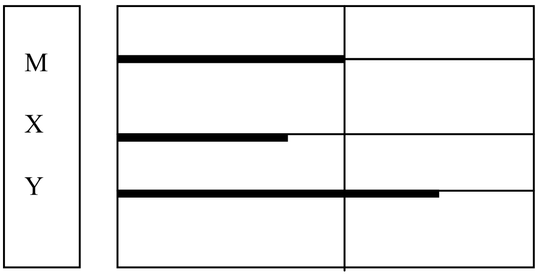


xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	1
11	0

F(x,y) = x’+y’ = Exy.

Задача 16[1,стр.152]
Лишь в правовом государстве реализуются права граждан.
Только демократическое государство может быть правовым.

Права граждан могут быть реализованы лишь в демократическом государстве.
Решение.
Пусть x – реализующее права граждан государство, m – правовое государство, y – демократическое государство. Универсум – государство.
M = AxmAmy = (x’+m)(m’+y) = m’x’+x’y+my = m’x’+my
F(x,y) = x’+y = Axy.



xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	0
11	1

F(x,y) = x’+y = Axy.

Особый класс рассуждений составляют логические конструкции, в которых вместо связки «есть»(«суть») используется любой другой глагол. В книге Вагина В.Н. «Дедукция и обобщение в системах принятия решений» – М.: Наука, 1988 на стр.44 приводится пример 2.18:

Некоторые студенты(m) любят(z) всех преподавателей(x).
Ни один студент(m) не любит(z) ни одного невежду(y).

Следовательно, ни один преподаватель не является невеждой.
Этот силлогизм(?!) якобы анализируется с помощью “кванторного исчисле-

ния”, которое ничего кроме мнемоники из себя не представляет. На двух страницах приводится “доказательство” истинности заключения. Однако 5 минут здравого размышления дают совершенно иной ответ. Поэтому проверим результат с позиций Русской логики.

Вариант 1.

Не очень обоснованно, но будем считать глагол “любить” эквивалентом обычной связки “есть”. Тогда по алгоритму ИЭИ получим:

M = ImxEmy = m’+y’.

F(x,y) = y’+i = Ixy’(7).

Поскольку обоснованность замены глагола “любить” связкой “есть” весьма сомнительна, то проверим заключение по варианту 2.

Вариант 2.

Учтём глагол «любить» как ещё одну логическую переменную z. Тогда по алгоритму ИЭИ получим:

M = Im(zx)Em(zy) = m’+(zy)’ = m’+z’+y’.

F(x,y) = i+i+y’ = y’+i = Ixy’(7), т.е. “Некоторые преподаватели – не невежды”, что и требовалось доказать.

7.2. Практикум по решению соритов.

Сорит – это умозаключение, в котором из нескольких посылок выводится, как правило, одно заключение. Посылки в сорите, за редчайшим исключением, являются общеутвердительными или общеотрицательными. На самом деле реально посылки могут быть как общего, так и частного характера. Но самое главное, что заключений в сорите может быть огромное количество. Оно определяется как число сочетаний из числа посылок по 2, т.е.

K = C(n, 2) = n(n-1)/2, где

K – число заключений, n – число терминов в посылках. Количество абсолютно новых заключений меньше K на число исходных посылок. Если же рассматривать искомые заключения, как функции от трёх и более переменных, то K значительно возрастает. Однако при этом теряется прозрачность полученных результатов. Алгоритм «Осташков» для решения соритов достаточно прост. Он является следствием из алгоритмов «ИЭИ» (синтез силлогизмов) и «Селигер»(решение логических уравнений) [1–7]. Аббревиатуры СДНФ (совершенная дизъюнктивная нормальная форма) и МДНФ (минимальная дизъюнктивная нормальная форма) являются традиционными в классической логике, поэтому не требуют пояснений.

Алгоритм «Осташков»

1. Привести систему уравнений к нулевому виду (исходная система).

2. Заполнить карту Карно нулями в соответствии с термами левых частей исходной системы уравнений, а в оставшиеся клетки вписать единицы. Эти еди-

ничные термы представляют собой СДНФ полной единицы системы М.

3. Произвести минимизацию совокупности единичных термов. Полученное соотношение представляет МДНФ уравнения полной единицы системы М.

4. Получить из М все заключения сорита как функции от двух заданных переменных, заменяя на 1 все «лишние» переменные.

5. Представить результаты в виде скалярных диаграмм.

Пример 1.

«Энциклопедия - Россия-Он-Лайн» излагает пример решения сорита классическим методом. Далее это решение приводится в виде текста, выделенного курсивом.

Алгебра множеств является подразделом булевых алгебр,
впервые возникших в трудах Дж.Буля (1815–1864). В аксиомах булевой алгебры
отражена аналогия между понятиями «множества», «событие» и «высказывания».
Логические высказывания можно записать с помощью множеств и
проанализировать с помощью булевой алгебры.
Даже не вдаваясь в детальное изучение законов булевой алгебры, мы можем
получить представление о том, как она используется на примере одной из
логических задач Льюиса Кэрролла. Пусть у нас имеется некоторый набор
утверждений:
1. Не бывает котенка, который любит рыбу и которого нельзя научить всяким
забавным штукам;
2. Не бывает котенка без хвоста, который будет играть с гориллой;
3. Котята с усами всегда любят рыбу;
4. Не бывает котенка с зелеными глазами, которого можно научить забавным
штукам;
5. Не бывает котят с хвостами, но без усов.
Какое заключение можно вывести из этих утверждений?
Рассмотрим следующие множества (универсальное множество I включает в себя
всех котят): A – котята, любящие рыбу; B – котята, обучаемые забавным
штукам; D – котята с хвостами; E – котята, которые будут играть с
гориллой; F – котята с зелеными глазами и G – котята с усами. Первое
утверждение гласит, что множество котят, которые любят рыбу, и дополнение
множества котят, обучаемых забавным штукам, не имеют общих элементов.
Символически это записывается как
1. AC(B) = O.

Аналогичным образом остальные утверждения можно записать так:
2. C(D)E = O;
3. G M A;
4. BF = O;
5. D M G.
Принимая во внимание теоретико-множественный смысл символов (или воспользовавшись законами булевой алгебры), мы можем переписать утверждения 1, 2 и 4 в виде
1. A M B;
2. E M D;
4. B M C(F).
Таким образом, мы переформулировали исходные утверждения в следующие:
1. Котят, которые любят рыбу, можно обучить забавным штукам;
2. У котят, которые будут играть с гориллой, есть хвосты;
4. У котят, которых можно обучить забавным штукам, глаза не зеленые;
Теперь можно расположить символические записи утверждений в таком порядке,
чтобы последний символ предыдущего утверждения совпадал с первым символом
следующего (этому условию удовлетворяет расположение утверждений в порядке
2, 5, 3, 1, 4). Возникает цепочка включений E M D M G M A M B M C(F), из которой можно сделать вывод, что E M C(F) или «Не бывает котенка с зелеными глазами, который будет играть с гориллой». Такое заключение едва
ли очевидно, если рассматривать пять исходных утверждений в их словесной
формулировке.

Как несложно убедиться, классическая логика при синтезе соритов громоздка и однобока (даёт одно единственное заключение). Решим этот сорит в соответствии с алгоритмом «Осташков». Используем все обозначения и универсум из цитируемой энциклопедии.

Тогда наши посылки будут описаны с помощью силлогистических функторов следующим образом:

1. Aab.
2. Aed.
3. Aga.
4. Ebf.
5. Adg.

Для перевода мнемонических записей на язык математики воспользуемся Руской логикой[5,6]: $Axy = x'+y$; $Exy = x'+y'$; $Ixy(8) = 1$. Здесь и далее во всех аналитических выражениях апостроф представляет инверсию аргумента или функции. Переходим к выполнению алгоритма "Осташков". Вначале находим полную единицу системы M как логическое произведение всех исходных посылок.

1. $M = AabAedAgaEbfAdg = (a'+b)(e'+d)(g'+a)(b'+f')(d'+g)$.

Поскольку перемножать 5 двучленов утомительно, то переходим к M' с помощью правила Де Моргана:

$$M' = ab'+d'e+a'g+bf+dg'$$

2 и 3. После заполнения карты Карно и проведения минимизации[3] получим:

$$M = a'b'd'e'g'+bd'e'f'g'+abd'e'f'+abdf'g$$

4. Перебирая все комбинации из шести переменных по 2 получим 15 заключений:

$f1(a,b) = a'b'+b+ab+ab = a'+b = Aab$;(Все котята-"рыболюбы" обучаются забавным штукам)

$f2(a,d) = a'd'+d'+ad'+ad = a+d' = Ada$;(Все котята с хвостами любят рыбу)

$f3(a,e) = a'e'+e'+ae'+a = a+e' = Aea$;(Все играющие с гориллой любят рыбу)

$f4(a,f) = a'+f'+af'+af' = a'+f' = Eaf$;(Все зеленоглазые не любят рыбу)

$f5(a,g) = a'g'+g'+a+ag = a+g' = Aga$;(Все усатые любят рыбу)

$f6(b,d) = b+d' = Adb$;(Все хвостатые обучаются забавным штукам)

$f7(b,e) = b+e' = Aeb$;(Все играющие с гориллой обучаются забавным штукам)

$f8(b,f) = b'+f' = Ebf$;(Зеленоглазые не обучаются забавным штукам)

$f9(b,g) = b+g' = Agb$;(Все усатые обучаются забавным штукам)

$f10(d,e) = e'+d = Aed$;(Все играющие с гориллой имеют хвосты)

$f11(d,f) = d'+f' = Edf$;(Все зеленоглазые – бесхвостые)

$f12(d,g) = d'+g = Adg$;(Все хвостатые – с усами)

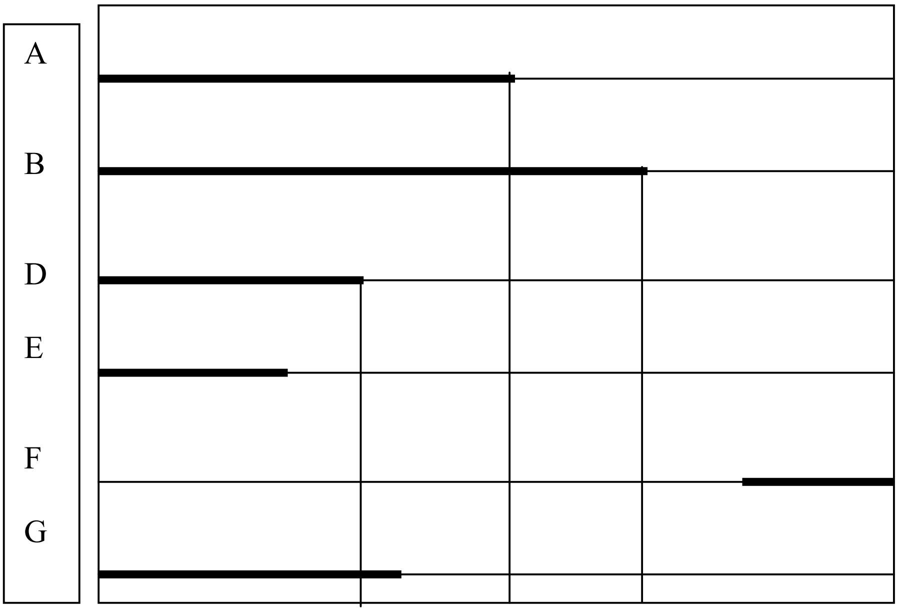
$f13(e,f) = e'+f' = Eef$;(Зеленоглазые не будут играть с гориллой)

$f14(e,g) = e'+g = Aeg$;(Все играющие с гориллой имеют усы)

$f15(f,g) = g'+f' = Efg$.(Зеленоглазые – без усов).

Поскольку универсум – котята, то во всех заключениях речь идёт только о них.

Отобразим исходные посылки на скалярных диаграммах в таком порядке: AabAgaAdgAedEbf. Из диаграмм легко получаются все 15 заключений.



Для разнообразия построим ещё одно заключение в виде функции от трёх переменных.

f16(a,b,d) = a'b'd'+bd'+abd'+abd = a'd'+ab =(a+d)'+ab = A(a+d)(ab), т.е. "Все рыболюбы или обучаемые забавным штукам суть хвостатые рыболюбы". Такое заключение подтверждается и скалярными диаграммами. Кстати, диаграммы дают более разнообразные заключения. Кроме полученного из M аналитически f16(a,b,d) из диаграмм можно вывести заключение f17(a,b,d) = A(ad)b и т.д.

Из анализа результатов можно сделать следующие выводы:

1. Полученные функции f1(a, b),f5(a, g),f8(b, f),f10(d, e),f12(d, g) соответствуют исходным посылкам 1,3,4,2,5, что подтверждает правильность результатов синтеза.

2. Даже все синтезированные заключения не дают наглядного представления о взаимном соотношении множеств a,b,d,e,f,g. С этой задачей могут справиться лишь скалярные диаграммы.

Рассмотренный пример чрезвычайно прост. Такой примитивностью грешат все сориты (по определению), поскольку они представляют «цепочки» вложенных друг в друга посылок, когда из одной посылки легко выводится другая.

Попробуем решить более сложную задачу, когда посылки не укладываются в прокрустово ложе традиционного сорита.

Пример 2.

Пусть заданы 4 суждения: Aa'c, Aa'd, Ab'c, Ab'd. Если исходные посылки из предыдущего примера можно было сразу представить в виде скалярных диаграмм и тем самым получить готовое решение сорита, то в данном примере так не получится. Решение по алгоритму «Осташков» выглядит следующим образом.

M = Aa'c Aa'd Ab'c Ab'd = (a+c)(a+d)(b+c)(b+d).

M' = a'c'+a'd'+b'c'+b'd'.

После занесения в карту Карно и минимизации получим:

M = ab+cd.

f1(a,b) = ab+1 = 1 = Iab(8);

f2(a,c) = a+c = Aa'c;

f3(a,d) = a+d = Aa'd;

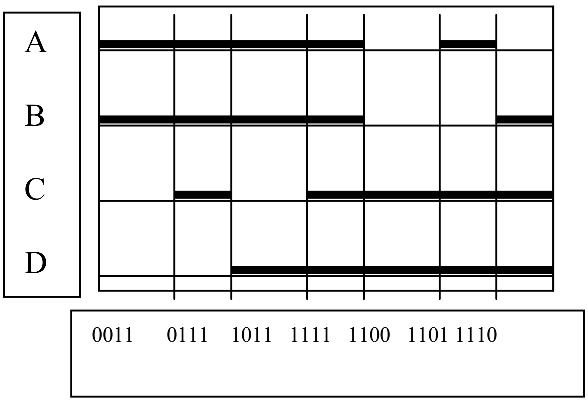
f4(b,c) = b+c = Ab'c;

f5(b,d) = b+d = Ab'd;

f6(c,d) = 1+cd = 1 = Icd(8).

Полученные функции f2 – f5 совпали с исходными посылками, что подтвердило корректность синтеза, но впредь лишнюю работу делать не обязательно: можно было построить лишь f1, f6. Пример 2 впервые показывает, что заключение сорита может быть частно-утвердительным. По результатам синтеза построим скалярные диаграммы. Поскольку такой процесс эвристического построения несколько затруднителен, то предлагается использовать с этой целью сокращённую таблицу истинности для M и формализовать синтез скалярных диаграмм.

dcba	M
0011	1
0111	1
1011	1
1111	1
1100	1
1101	1
1110	1



Как несложно догадаться, скалярные диаграммы представляют собой двоичные коды рабочих наборов полной единицы системы M.

Иногда возникает задача восстановить по известной полной единице системы M исходные посылки. Алгоритм разложения логического уравнения на исходные посылки прост.

Алгоритм графического нахождения исходных посылок.
1. Построить сокращённую таблицу истинности для M.
2. По сокращённой таблице истинности построить скалярные диаграммы.
3. Из скалярных диаграмм выбрать C(N,2) логических функций от двух переменных, где N – число аргументов, а C(N,2) – число сочетаний из N по 2.

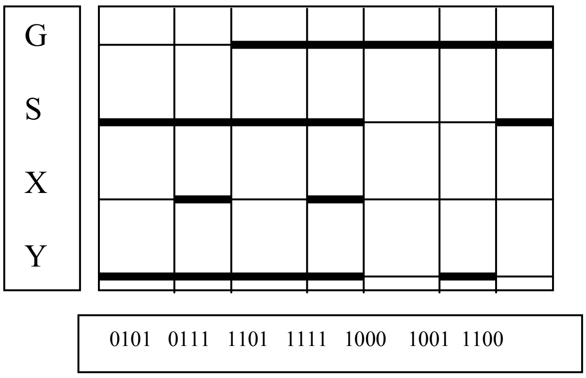
Пример 3.

В задаче Порецкого о птицах получена полная единица системы: M = sy+gx’. Найти минимальное количество возможных посылок.

Построим сокращённую таблицу истинности для M.

gsxy	m
0101	1
0111	1
1101	1
1111	1
1000	1
1001	1
1100	1

По полученной таблице истинности нарисуем скалярные диаграммы.



По скалярным диаграммам выберем наиболее простые логические функции от двух переменных:
f1(g,s) = g+s = Ag’s;
f2(g,y) = g+y = Ag’y;
f3(s,x) = s+x’ = Axs;
f4(y,x) = x’+y = Axy.

После перемножения полученных посылок определим M:
M = (g+s)(g+y)(x’+s)(x’+y) = (g+sy)(x’+sy) = sy+gx’, что совпадает с исходными данными. Кстати, у Порецкого вместо 4-х посылок использованы 5. Т.е. для описания логической системы от n переменных достаточно n двухаргументных посылок. Однако это одно из возможных решений задачи: в результате мы можем получить f5(g,x) = Egx. Поэтому правильным решением будет полный перебор всех двухаргументных посылок. Из M следует, что f5(g,x) = 1 = Ixy(8), но никак не Egx.

Алгоритм аналитического отыскания исходных посылок.

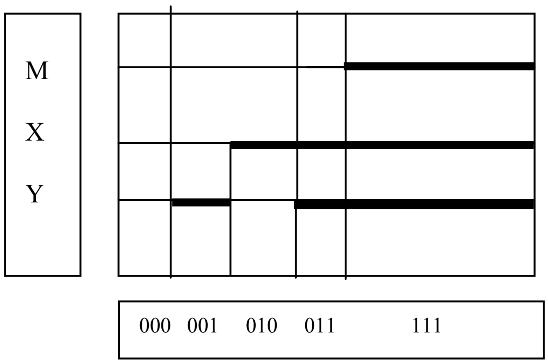
По заданной полной единице системы построить C(N,2) посылок сорита как функций от двух переменных, заменяя на 1 все «лишние» переменные. Здесь N – число аргументов.
Проверить полученные результаты логическим перемножением посылок и сравнением
с заданной полной единицей системы.

Пример 4.

Пусть задано M = m'+xy. Найти исходные посылки.
f1(m, x) = m'+x = Amx;
f2(m, y) = m'+y = Amy.
M = (m'+x)(m'+y) = m'+xy, что и требовалось доказать. Однако данный пример не так прост, как кажется на первый взгляд. Здесь кроется подвох, связанный с отысканием f3(x,y). Поэтому из M находим третью посылку f3(x,y) = 1 = Ixy(8). Именно эти три посылки однозначно определяют всю систему M.

При графическом методе по заданной M нужно построить таблицу истинности, а по ней нарисовать скалярные диаграммы.

mxy	f(x,y)
000	1
001	1
010	1
011	1
111	1



Из скалярной диаграммы видно, что на самом деле M = AmxAmyIxy(8). Если не использовать графический алгоритм поиска посылок, то можно было бы получить f3(x,y) = Axy, f4(x,y) = Ayx и т.д.

Задача 5

Если Бог существует, то он всемогущ и всеблаг. Бог или бессилен предотвратить зло, или он не желает предотвращать его(зло существует на Земле). Если Бог всемогущ, то неверно, что он бессилен предотвратить зло. Если Бог всеблаг, то неверно, что он не желает предотвращать зло. Вывести все возможные заключения.

Решение.

X – Бог всемогущ,

Y – Бог всеблаг,
Z – Бог существует,
U – зло существует,
V – Бог бессилен против зла,
W – Бог желает предотвратить зло.

Рассматривая эту задачу в разделе «Логика суждений», мы пришли к выводу о невозможности существования Бога(при условии, что все посылки корректны). Однако, этот вывод далеко не единственный из заданных посылок. Чтобы найти все 15 двуаргументных заключения, необходимо вначале получить полную единицу системы:

$M = (z \rightarrow xy)u(u \rightarrow (v+w'))(x \rightarrow v')(y \rightarrow w) =$
$= (z'+xy)u(u'+v+w')(x'+v')(y'+w)$.

Чтобы не перемножать все посылки, воспользуемся формулой де Моргана.

$M' = z(x'+y')+u'+uv'w+xv+yw'$.

После занесения нулей в карту Карно в соответствии с M' и заполнения оставшихся пустыми клеток карты Карно единицами получим в результате минимизации:

$M = x'y'z'uv + y'z'uv'w' + x'z'uvw$.

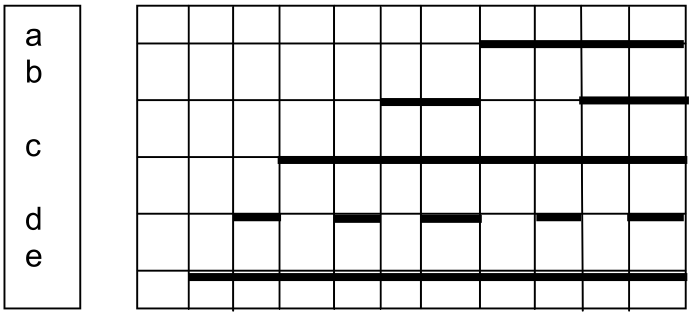
Из M выведем все двуаргументные заключения:

$F1(x,y) = x'y'+y'+x' = x'+y' = Exy$;
$F2(x,z) = x'z'+z' = z'$;
$F3((x,u) = x'u+u = u$;
$F4(x,v) = x'v+v' = x'+v' = Exv$;
$F5(x,w) = x'+w+x'w = x'+w' = Exw$;
$F6(y,z) = z'$;
$F7(y,u) = y'u+u = u$;
$F8(y,v) = y'v+y'v'+v = y'+v = Ayv$;
$F9(y,w) = y'+y'w'+w\ y'+w\ Ayw$;
$F10(z,u) = z'u = (Auz)'$, т.е. «Неверно, что всё зло от Бога»;
$F11(z,v) = z'v+z'v'+z'v = z'$;
$F12(z,w) = z'+z'w'+z'w = z'$;
$F13(u,v) = uv+uv'+uv = u$;
$F14(u,w) = u+uw'+uw = u$;
$F15(v,w) = v+v'w'+vw = v+w' = Awv$.

Задача 6.
Дано: $M = A(a+b)c\ \&\ A(c+d)e$.
Найти все незаданные логические функции от двух переменных.
Решение.
$M = A(a+b)c\ \&\ A(c+d)e = (a'b'+c)(c'd'+e) = a'b'c'd'+a'b'e+ce$.
Отсюда легко могут быть получены все функции от двух переменных (см.алгоритм «Осташков» и работу Порецкого [34]). Однако в таком решении нет наглядности, оно непрозрачно. Поэтому построим таблицу истинности, а по ней – мои скалярные диаграммы.

abcde	M
00000	1
00001	1

00011	1
00101	1
00111	1
01101	1
01111	1
10101	1
10111	1
11101	1
11111	1



Из диаграмм видны все соотношения между множествами (логическими переменными a – e).

Выводы.

1. Анализ силлогистик здравого смысла (русской и общеразговорной) привел к выводу о том, что наряду с использованием этих силлогистик необходимо построение атомарной силлогистики.
2. Впервые разработана атомарная силлогистика и даны методы синтеза атомарных силлогизмов и примеры их использования для решения конкретных задач.
3. Впервые представлены методы синтеза соритов.
4. Показано, что для каждой содержательной посылки нужно использовать свой конкретный базис.

Глава шестая

Естественный вывод и кванторы.

В главе под таким названием в [29] излагается вывод умозаключений из нескольких посылок. Это может быть непосредственное умозаключение, простой категорический силлогизм или сорит. Но суть не в названии, а в методах получения результатов. В [29] для анализа умозаключений (доказательства корректности формулы) применяются кванторы. Автор при доказательстве применяет вспомогательные выводы с достаточно обременительными правилами. Приведём пример одного такого доказательства[26,стр.299].Необходимо проверить формулу:

$\forall x(A(x) \Rightarrow B(x))\ \&\ \exists x\, A(x) \Rightarrow \exists x\, B(x)$

Цепочка вспомогательных выводов выглядит следующим образом.

$\forall x(A(x) \Rightarrow B(x))\ \&\ \exists x\, A(x)$

$A(c_1)$

$A(c_1) \Rightarrow B(c_1)$

$B(c_1)$

$\exists x\, B(x)$

$\forall x(A(x) \Rightarrow B(x))\ \&\ \exists x\, A(x) \Rightarrow \exists x\, B(x)$

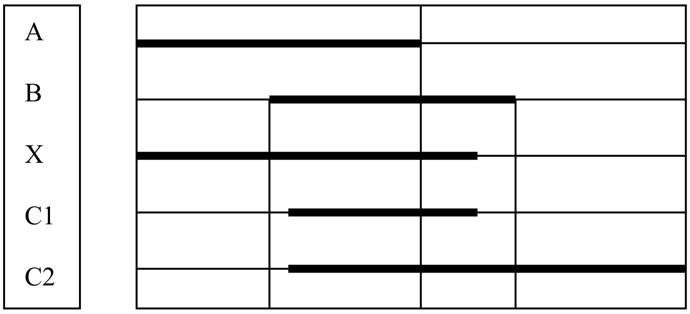
Во-первых, сложно, а во-вторых не очевидно. Поскольку здесь налицо простой категорический силлогизм (две посылки и одно заключение), то можно применить алгоритм «Осташ-Т». Для экономии заменим A(x) на a и B(x) на b. Не применяя кванторов, получим в русском базисе следующее выражение.

$Ax(a \to b)Ixa \to Ixb = x(a \to b)' + jx'a' + x + b + ix'b' = 1(i)$, что доказывает истинность исходной формулы. Более очевидным является доказательство в обычной логике суждений.

$M = (a \to b)\ \&\ ia \to ib = (a'+b)ia \to ib = iab \to ib = (iab)' + ib = a'+b'+jab+ib = 1$

Без кванторов также можно анализировать сориты, т.е. умозаключения с тремя и более посылками. Из [32,стр.301] позаимствуем для доказательства формулу, которая без кванторов примет вид:

$Ax(a+b)Ix(a \to c)Ax(b \to c) \to Ixc = x(a+b)'+jx'(a'+c)'+x(b'+c)'+x+c+ix'c' =$
$= x+c+x'ac'+ix'ac' = 1(i).$

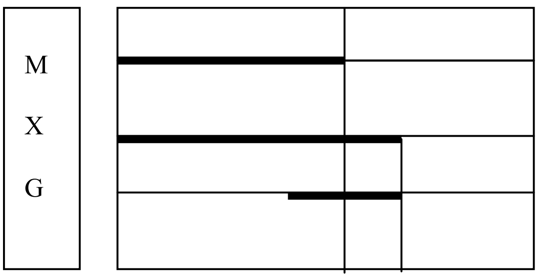


xc	f(x,c)
00	i
01	1
10	1
11	1

f(a,c) = x+c+ix'c'= Ixc (2)

Полученные по алгоритмам «Осташ-Т» и «ТВАТ» результаты подтверждают достоверность анализируемого сорита. Поскольку каждый сорит, в конце концов, приводится к силлогизму, то анализ и синтез соритов можно проводить по алгоритмам «Осташ», »ИЭИ» и «ТВАТ». В данном сорите после приведения его к силлогизму средним термином является переменная a.

Доказательство ложности непосредственного умозаключения «поскольку все люди - мужчины или женщины, то все люди - мужчины или все люди - женщины» сопровождается в [26,стр.300] сложными вспомогательными выводами и пространными рассуждениями, что отнюдь не делает доказательство убедительным. Более того, подобные попытки обречены на неудачу, поскольку в данной ситуации требуется не двоичная, а комплементарная логика. Словесная формулировка данного умозаключения чрезвычайно аморфна. Это неотъемлемая черта любого естественного языка, с которой приходится мириться. Поэтому для анализа умозаключения прежде всего необходимо корректно аналитически представить посылку и заключение, для чего изобразим посылку на скалярной диаграмме. Здесь x - люди, m - мужчины, g - женщины.



xmg	f(x,m,g)
000	1
101	1
110	1
111	j
100	j
001	j
010	j
011	j

Дело в том, что в посылке на основе здравого смысла предполагается исключение ситуации, когда человек является одновременно и мужчиной и женщиной (гермафродит). Кроме того, человек не может быть одновременно не мужчиной и не женщиной. И уж тем более не может быть никогда(j) мужчины или женщины не-человека. Поэтому в таблице истинности данные ситуации отмечены как невозможные. Отсюда получаем выражение для посылки f:

$f = x(mg'+m'g)+x'm'g'+j(x'm+x'g+mg+xm'g')$

Для заключения никаких ограничений не введено, поэтому не будем их придумывать. Исходя из этих соображений, получим формулу для заключения z:

$z = xmg'+x'm'g'+xm'g+x'm'g' = xmg'+xm'g+x'm'g'$

По алгоритму «Осташ-Т» получим:

$f \to z = f'+z = i(x'm+x'g+mg+xm'g')+xmg'+xm'g+x'm'g' \neq 1$, что и требовалось доказать.

По алгоритму «ИЭИ» получим:

$AmxAgx \to Axm + Axg = mx'+gx'+x'+m+x'+g \neq 1$, что подтверждает предыдущий результат.

На самом деле в этой задаче условие и доказательство должны были выглядеть так:$AmxAgx \to Amx+Agx = (Amx)'+(Agx)'+Amx+Agx = 1$

В примере 11.2.3.4[32, стр.301] требуется доказать кванторное соотношение:

$\forall x(A(x) + B(x))\ \&\ \exists x\ (A(x) \Rightarrow C(x))\ \&\forall x(B(x) \Rightarrow C(x)) \Rightarrow \exists x\ C(x)$.

На основе русской силлогистики получим следующее доказательство:

$A(a+b)x\ Ix(a\to c)\ A(b\to c)x \to Ixc = (a+b)x'+jx'ac'+(b'+c)x'+x+c+i = x'+x+c+i = 1$

На основе инженерной логики суждений доказательство выглядит ещё проще:

$(a+b)\ i(a\to c)\ (b\to c) \to ic = a'b'+ac'+j(a'+c)+bc'+ic = 1$.

В примере 11.2.3.1[32, стр.301] заменим кванторное выражение

$\exists x\ (A(x)B(x)) \Rightarrow \exists x\ (A(x))\ \exists x\ (B(x))$ на бескванторное и проведём доказательство:

$iab \to ia\ ib = iab \to iab = 1$.

Проведём аналогичные замены в примерах 11.2.3.2 – 11.2.3.6[32]. Получим следующие доказательства.

11.2.3.2. $\forall x(A(x) + B(x))\ \&\ \exists x(A(x))' \Rightarrow \exists xB(x)$

$(a+b)\ ia' \to ib = a'b'+a+ja'+ib = 1$.

11.2.3.3. $\exists x\ (A(x) + B(x))\ \&\ \forall x(A(x))' \Rightarrow \forall xB(x)$

$i(a+b)\ a' \to b = (i(a+b))'+a+b = a'b'+j(a+b)+a+b = 1$.

11.2.3.5. $\forall x(A(x) + B(x))\ \&\ \forall x(A(x) \Rightarrow C(x))\ \&\ \forall x(B(x) \Rightarrow D(x)) \Rightarrow \forall x(C(x)+D(x))$.

$(a+b)(a\to c)(b\to d) \to (c+d) = a'b'+ac'+bd'+c+d = 1$.

11.2.3.6. $\exists xA(x)+\exists xB(x) \Rightarrow \exists x\ (A(x)+B(x))$

$ia+ib \to i(a+b) = i(a+b) \to i(a+b) = 1$.

В книге В. Ф. Беркова “Логика: задачи и упражнения” (М. : 1998, стр. 122) приведена задача из логики отношений, которую предлагается решать с помощью многоместных предикатов. Попытаемся её решить без привлечения кванторного исчисления.

Задача 86.

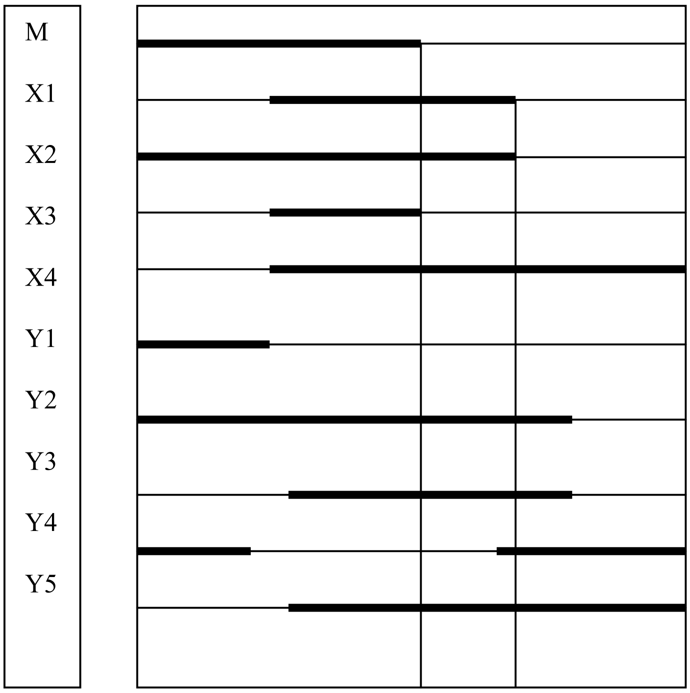
Выведите заключение из следующих посылок:

Иван дружит с Марьей, Марья дружит с Петром.

Решение.

Примем в качестве универсума множество дружественных отношений(круг друзей). Введём следующие обозначения: m – множество друзей Марьи, x – множество друзей Ивана, y – множество друзей Петра.

Тогда по алгоритму ТВАТ получим следующие скалярные диаграммы.



xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	i
11	i

f(x,y) = i.

Кстати, по алгоритму ИЭИ мы получим такой же результат.

M = Ixm(3)Imy(3) = (mx+im’+ix’)(my+im’+iy’) = mxy+im’+ix’y’

f(x,y) = i.

Следовательно, никакого заключения из этих посылок сделать невозможно. На скалярных диаграммах изображены не все возможные «дружественные» ситуации, но даже представленных скаляров хватило для корректного решения задачи.

Заключение.

Автор не считает предложенные методы, алгоритмы и полученные по ним результаты истиной в последней инстанции. Однако эти результаты хорошо согласуются со здравым смыслом. Автор видит пути ревизии изложенных методов и собирается критически переосмыслить их при более благоприятных обстоятельствах. Но некоторые итоги не вызывают сомнения:

- силлогистика Аристотеля не является полной;

- некоторые «правильные» модусы Аристотеля ошибочны (наиболее очевидная ошибка - модус AAI 4-й фигуры);
- правила посылок некорректны;
- модусы не имеют смысла, поскольку не учитывают универсум и конкретное содержание посылок;
- исчерпывающее решение логических уравнений возможно только на основе 4-значной комплементарной логики;
- аналитическое представление силлогистических функторов Axy,Exy впервые дано русским логиком П. С. Порецким;
- кванторы не решают проблем анализа и синтеза силлогизмов;
- общеразговорная логика не является двоичной.

Глава седьмая

Логика П.С.Порецкого.

Платон Сергеевич Порецкий родился 3 октября 1846 г. в Елизаветграде Херсонской губернии в семье военного врача[36]. В 1870 г. закончил физматфак Харьковского университета. Был оставлен прфессорским стипендиатом на кафедре астрономии. С 1876 г. избирается астрономом-наблюдателем Казанского университета. За 1876-79 гг. Порецкий опубликовал 2 тома наблюдений на меридианном круге. Несмотря на слабое здоровье участвует в общественной жизни университета, являясь секретарем секции физматнаук, казначеем, а затем и пожизненным членом. Редактирует либеральную газету "Телеграф".

За астрономические исследования в 1886 г. ему присуждается ученая степень доктора астрономии и звание приват-доцента.

Принимал заочное участие в ряде международных научных конгрессов, вел активную переписку как с русскими, так и иностранными учеными.

П.С.Порецкий умер 9 августа 1907 г. в с.Жоведь Гродненского уезда Черниговской губернии, куда переехал из Казани в 1889 г., будучи уже тяжелобольным. Смерть застала его за неоконченной статьей по логике.

Логикой занимается с 1880 г. В 1881 г. выходит его работа "Изложение основных начал мат.логики ...". В 1881 г. издает свой большой труд "О способах решения логических равенств и об обратном способе математической логики"[34], где излагает теорию логических равенств, закон форм посылок, закон замещения системы посылок одной посылкою, закон разложения посылок на элементы, закон исключения терминов из посылок, закон умозаключений(синтез), закон причин. Порецкий далёк от претензии построить универсальное логическое исчисление. В предисловии к [34] он чётко заявляет, что развиваемое им исчисление пригодно лишь для «качественных» умозаключений(«качество» в понимании Порецкого соответствует одноместному предикату). В логических равенствах Порецкий использует суждения только общего характера(утвердительные или отрицательные). Более того, можно утверждать, что в случае получения частного заключения эти методы не работают

Работа П.С.Порецкого "Из области математической логики"(1902) является обобщением классической силлогистики. Синтезируется несколько заключений из заданных посылок(элиминация), что даёт возможность доказать отсутствие каких-либо других следствий, помимо следствий искомого вида. Элиминацию до сих пор не освоила современная логика.

Аксиоматика Порецкого.

В [36] утверждается, что аксиоматика Порецкого имеет вид:

$a \to a$,

$((a \to b)(b \to c)) \to (a \to c)$,

$(ab) \to a$,

$(ab) \to b$,

$((a \to b)(a \to c)) \to (a \to (bc))$,

$((a \to b)(b \to a)) \to (a = b)$,

$(a = b) \to (a \to b)$,

$(a = b) \to (b \to a)$.

Непонятно, почему все эти соотношения называются аксиомами, поскольку они легко и просто доказываются с помощью алгоритма «Импульс».

Воспользуемся алгоритмом «Импульс» для доказательства того, что все аксиомы Порецкого являются теоремами:

1) $a \to a = a' + a = 1$,

2) $((a \to b)(b \to c)) \to (a \to c)=((a'+b)(b'+c)) \to (a'+c)=ab'+bc'+a'+c = 1$,

3) $(ab) \to a = a'+b'+a = 1$,

4) $(ab) \to b = a'+b'+b = 1$,

5) $((a \to b)(a \to c))\to(a \to (bc)) = ((a'+b)(a'+c)) \to (a'+bc) = ab'+ac'+a'+bc = 1$,

6) $((a \to b)(b \to a)) \to (a=b)=((a'+b)(b'+a)) \to (a=b)=ab'+ba'+ab+a'b'=1$,

7) $(a = b) \to (a \to b) = ab'+ba'+a'+b = 1$,

8) $(a = b) \to (b \to a) = ab'+ba'+b'+a = 1$.

Стяжкин Н.И.[36] приводит исчисление Порецкого в виде длинного списка из более чем 20 аксиом и правил:

(1А) $e = e$ – принцип тождества;

(2П) $(e=c) \to (c=e)$ – симметричность равенства;

(3П) $((e=c)\&(c=b)) \to (e=b)$ – транзитивность равенства;

(4А) $ee = e$ – идемпотентность умножения;

(4*А) $e+e = e$ – идемпотентность сложения;

(5А) $ec = ce$ – коммутативность умножения;

(5*А) $e+c = c+e$ – коммутативность сложения;

(6А) $(ec)b = e(cb)$ – ассоциативность умножения;

(6*А) $(e+c)+b = e+(c+b)$ – ассоциативность сложения;

(7А) $e(e+c) = e$ – принцип поглощения;

(7*А) $e+ec = e$ – принцип поглощения;

(9П) $(e=c) \to (e+b=c+b)$;

(9*П) $(e=c) \to (eb=cb)$;

(10А) $e(c+b) = ec+eb$;

(11А) $e+e' = 1$;

(11*А)$e\&e' = 0$;

(12A) $e\&0 = 0$;

(12*A) $e\&1 = e$.

Нет нужды доказывать, что весь этот набор аксиом и правил на самом деле является набором теорем, которые легко выводятся по алгоритму «Импульс». Более того, на стр.377 [36] долго и многословно поясняется, как с помощью аксиом и правил можно доказать одну из теорем логических следствий Порецкого. Покажем, как просто это делается по алгоритму «Импульс»(здесь переменная e_1 заменена на c):

$(e=ec) \rightarrow (e=e(c+x)) = e(ec)'+e'ec+ec+ex+e'(e'+c'x') = ec'+ec+ex+e' = e+e' = 1.$

Главные задачи Порецкого рассмотрены в разделе, посвящённом решению логических уравнений. Здесь лишь необходимо подчеркнуть, что аналитическое описание силлогистических функторов Axy, Exy впервые в мире ввёл Платон Сергеевич Порецкий, а через 15 лет после него к таким же результатам пришёл Л.Кэрролл. Современная логика до сих пор об этом не догадывается.

Если внимательно изучать его работу[34], то становится очевидным, что функтор Axy Порецкий воспринимал как пересечение множеств X и Y. Таким образом по-Порецкому имеем:

$Axy \equiv (x\sim xy) = xy + x'(x'+y') = xy+x' = x'+ y.$

$Ayx \equiv (y\sim xy) = xy + y'(x'+y') = xy+y' = y'+x.$

$Exy \equiv (x\sim xy') = xy' + x'(x'+y) = xy'+x' = x'+y'.$

Таким образом, вышеприведённые аналитические представления общеутвердительного и общеотрицательного функторов были получены гениальным русским логиком сто двадцать лет назад, а мировая беспомощная наука до сих прозябает в невежестве.

Глава восьмая

Логика Л.Кэрролла.

Прошло более 100 лет после выхода в свет математических трудов великого английского математика и писателя Льюиса Кэрролла. В предисловии к «Истории с узелками» [11] проф. Я.А. Смородинский отмечает многогранность таланта этого учёного. Анализируя книги и статьи о Л. Кэрролле, он замечает, что одни авторы склонны видеть в нём лишь поэта, автора детских сказок об Алисе, другие – посредственного математика, не разобравшегося с традиционной логикой. В конце концов историки науки признали, что логические работы Кэрролла намного опережали своё время [11]. Но в это признание трудно поверить: в прекрасном учебнике «История логики» под редакцией добротного педагога В.Ф. Беркова нет ни слова о великом логике. Молчит о нём и английская наука: нет пророка в своём отечестве. В наше время ни один логик не рискнёт признаться в незнании его работ. Однако мало прочесть работы Кэрролла, их нужно ещё и понять. А вот с этой задачей не справился ни один учёный. Таким образом, великий логик опередил не только своё время, но и наше. Саркастическое отношение Кэрролла к этим «так называемым логикам» можно распространить и на наших современников.

В предисловии Ю. Данилова к книге Л.Кэрролла «Логическая игра» высказывается мысль об искусстве правильного (логичного) рассуждения, об умении получать правильные заключения даже из несколько необычных суждений. «Например, из странных посылок

Ни одно ископаемое животное не может быть несчастно в любви.

Устрица может быть несчастна в любви.

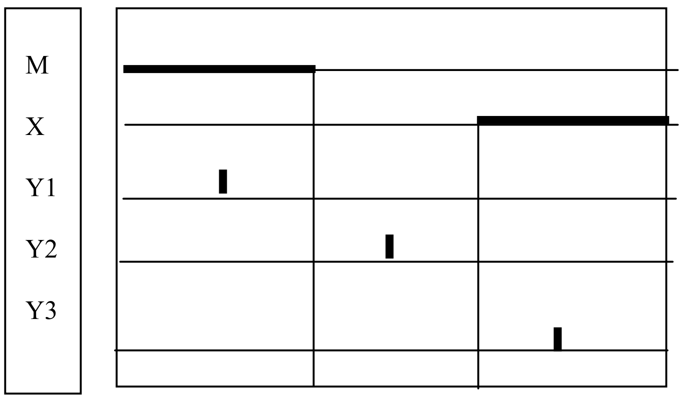
следует вполне здравое, и, что самое главное, правильное, заключение: «Устрица – не ископаемое животное», - утверждает Ю. Данилов [3]. Однако это далеко не так. Проведём синтез заданного силлогизма по алгоритму ТВАТ [28]. Вторая посылка модальна, следовательно устрица может быть как несчастной в любви, так и счастливой. Поэтому появляются три ситуации, представленные скалярами Y1, Y2, Y3. Введём следующие обозначения:

U - универсум, состоящий из живых существ.

M – несчастные в любви существа.

X – ископаемые животные.

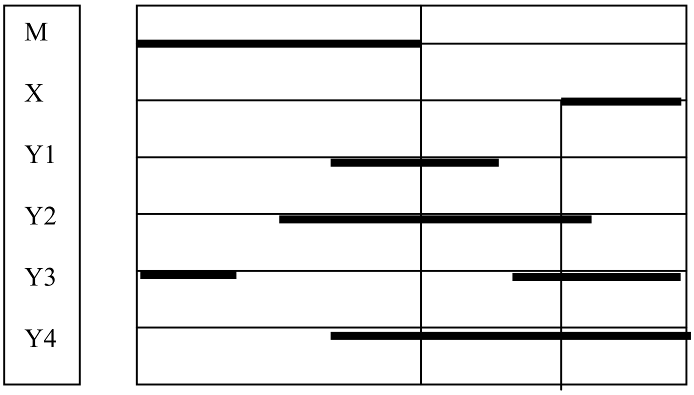
Y – устрица.



xy	f(x,y)
00	1
01	i
10	1
11	i

F(x,y) = y’+i = Ixy’(7), т.е. «Некоторые ископаемые животные – не устрицы». Мы получили частно-утвердительное заключение в 7-ом базисе [28]. Здесь и далее апостроф обозначает отрицание. Это так называемая интегрированная, обобщённая оценка. В жизни не может быть ситуаций Y1 – Y3 одновременно: не может быть одна и та же устрица ископаемой и неископаемой. Поэтому действительное заключение выглядит так: «Вероятно, устрица – неископаемое животное». Судя по скалярным диаграммам эта вероятность составляет 2/3. Величина вероятности определяется объёмами множеств-терминов U,m,x,y.

У Кэрролла есть одна слабость: он любит формулировать посылки как-нибудь поизощрённее, считая, что такие задачи представляют повышенную сложность для «нервически припадочных логиков». Ничего подобного нет на самом деле: просто в результате подобных изысков зачастую чрезвычайно некорректно формулируется условие задачи. Постановка задачи должна быть абсолютно прозрачной, всегда нужно стремиться к предельной простоте посылок. Не нужно пугаться отрицательных форм суждений, но заменять утвердительную форму на отрицательную просто по прихоти – дурной тон в математике. Во-первых, в данном силлогизме во второй посылке нужно убрать модальность. Во-вторых, в этой же посылке выбрать один из вариантов: либо «Всякая устрица несчастна в любви», либо «Некоторые устрицы несчастны в любви». В первом случае заключение будет простым: «Устрица – не ископаемое животное». Во втором по алгоритму ТВАТ получим следующий результат.



xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	i
11	i

F(x,y) = x'+i = Ix'y(5), т.е. «Некоторые неископаемые животные – устрицы». Заключение получено в 5-ом базисе. Как видно из данного примера, посылки могут быть предельно простыми и прозрачными, а синтез заключения оказывается сложным. Неинтегрированное заключение выглядит так: «Вероятнее всего устрица – неископаемое животное». Для M = 0,5U, x = 0,25U эта вероятность составит 0,75. Возможно, вычисление вероятности окажется более сложным процессом, учитывающим распределение всех ситуаций Y1 – Y4, но для школьников можно воспользоваться приблизительным методом оценки. Главное, чтобы студенты и учащиеся могли находить все значимые ситуации при синтезе силлогизма. Кстати, вовсе не обязательно давать интегрированные заключения, поэтому школьники могут обходиться без таблиц истинности и трёхзначной логики. Останется, как и просил Лейбниц, одна прозрачная геометрия с арифметикой.

Кэрролл прекрасно понимал, что фигуры и модусы Аристотеля не справляются ни с анализом, ни с синтезом силлогизмов. К тому же он, возможно, читал Ф. Бекона, утверждавшего, что логика Аристотеля вредна. Поэтому талантливый мыслитель искал инструмент для решения поставленных логических задач. И такой инструмент был им создан: это диаграммы Кэрролла. С помощью диаграмм [11] он сумел реализовать синтез огромного массива силлогизмов, не прибегая к бесполезным терминам субъекта и предиката, большей и меньшей посылки, к традиционным некорректным правилам, фигурам и модусам. Однако не все силлогизмы поддавались анализу и синтезу с помощью диаграмм Кэрролла. В связи с этим в его работе [11] появилась глава, посвящённая логическим ошибкам. На основе своих диаграмм Кэрролл приходит к выводу, что существуют посылки, которые не ведут ни к какому логическому заключению, тем самым как бы подтверждая мысль Аристотеля в отношении неправильных модусов. Для иллюстрации этого утверждения он приводит следующий силлогизм [11]:

Все солдаты (x) храбрые (m).

Некоторые англичане (y) храбрые (m).

Некоторые англичане – солдаты.

«Выглядит это весьма похоже на силлогизм, и менее опытный логик вполне мог бы принять такое рассуждение за силлогизм», - заявляет Кэрролл. Однако проведём синтез по алгоритму ТВАТ и докажем, что это силлогизм. Изобразим на диаграмме все значимые ситуации. Универсум – множество людей.

xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	i
11	i

$F(x,y) = x'+i = Ix'y$(5), т.е. «Некоторые не-солдаты – англичане». Это интегрированное заключение отнюдь не противоречит здравому смыслу. Раздельный анализ изображённых на диаграмме ситуаций даст следующие заключения: «Некоторые солдаты – англичане» (8-й базис), «Все солдаты – англичане» и «Ни один солдат – не англичанин». Второе и третье заключения противоречат действительности, поскольку армии имеются во всех странах мира, в том числе и в Англии. Следовательно, остаётся лишь одно заключение «Некоторые солдаты – англичане», что совпадает с гипотетическим заключением Л.Кэрролла, поскольку частноутвердительный функтор в 8-ом базисе симметричен. Как видим, интегрированное заключение отличается от неинтегрированного, но последнее было получено с использованием дополнительной информации об армиях государств. Тем не менее триада Кэрролла является силлогизмом без всяких ошибок.

Льюис Кэрролл видел недостатки своих диаграмм, поэтому он продолжал поиски формальных методов анализа и синтеза силлогизмов и соритов. В результате этих поисков был создан «метод индексов»[11, с.262], который является ничем иным как обычной математической логикой. Впервые в западной логике появляется аналитическое описание общеутвердительного и общеотрицательного функторов [11, с.263]:

$Axy = (xy')' = x'+y$;

$Exy = (xy)' = x'+y'$.

Неважно, что эти соотношения были представлены «карточной» символикой, важно, что именно с них начинается истинно математическая силлогистика Европы. За 15 лет до Кэрролла (в 1881г.) точно такие же результаты были получены гениальным русским логиком Платоном Сергеевичем Порецким [34]. Это нисколько не умаляет заслуг Кэрролла, поскольку он был самоучкой и безусловно не знал о работах русского учёного, который тоже не оказался пророком в своём отечестве. Мировая математическая силлогистика, конечно же, начинается с П.С.Порецкого. Однако до сих пор ни в одном учебнике по логике вы не найдёте этих основополагающих формул.

Сделав такой выдающийся шаг в формализации логики, Кэрролл тут же совершает ряд ошибок. «Теперь я возьму три различные формы, которые могут принимать пары силлогизмов, и с помощью диаграмм раз и навсегда выведу из них заключения…», - заявляет великий логик [11, с.265]. Здесь он повторяет заблуждения Аристотеля, считавшего, что заключение силлогизма не зависит от объёма терминов [1].

В переводе на современную символику эти три фигуры Кэрролла описываются соотношениями:

1. ExmAym $\rightarrow$ Exy
2. AmxIym $\rightarrow$ Ixy
3. AmxAmy $\rightarrow$ Ixy.

Бесспорной здесь является лишь 1-я фигура. Для 2-й фигуры заключением является Ixy(2), для 3-й – Ixy(3), т.е. совершенно разные формы частноутвердительного функтора.

Однако никто не заметил, что на стр.265 своих «Узелков» выдающийся логик Запада вслед за Порецким напрочь отметает все бесполезные термины вроде субъекта, предиката, большей и меньшей посылок и прочей наукообразной чепухи.

Что касается соритов, то здесь достижения Кэрролла более чем скромны. Он выбирает самые простые сориты для синтеза всего лишь одного-единственного заключения, тогда как П.С.Порецкий решает сложные сориты с выводом многих заключений [34].

Глава девятая

Вероятностная логика.

При синтезе заключений зачастую имеют место несколько вариантов решений. Рассмотрим следующий силлогизм.

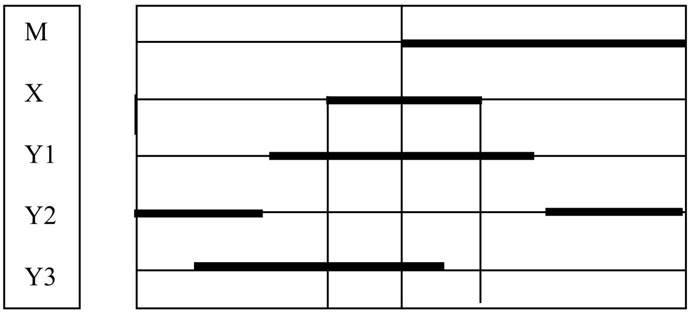
Некоторые студенты (m) – отличники (x).

Некоторые студенты (m)– блондины (y).

Найти f(x,y), если известно, что студенты составляют 20% от числа учащихся страны, отличники – тоже 20%, а блондины – 40%.

Решение.

Классическая логика однозначно утверждает, что заключения не существует. Однако в Русской логике эта задача легко решается. Примем в качестве универсума (U) множество всех учащихся, тогда получим решение, представленное на скалярной диаграмме.



xy	Ixy
00	1
01	1
10	i
11	i

Из таблицы истинности выведем соотношение: Ixy = x'+i= Ix'y(5), т.е. «Некоторые не-отличники – блондины». Такое интегрированное заключение не противоречит здравому смыслу, но не имеет количественной оценки. Необходимо оценить вероятность возникновения сиеуаций Y1, Y2, Y3, т.е. P(Axy), P(Exy), P(Ixy). Для «лобового» решения задачи была написана программа ruslogvr.pas. Результаты моделирования показали, что для больших чисел, а число учащихся в нашей стране пока ещё не маленькое, P(Axy) = P(Exy) = 0. Таким образом, правильное заключение данного силлогизма Ixy(8), т.е. «Некоторые отличники – блондины».

Обозначим количество элементов множества X через nx, количество элементов множества Y – через ny, для множества M – через nm, а для универсума - через n. Тогда получим следующие соотношения:

P(Axy) = C(n-nx, ny-nx) / C(n, ny) = {(n-nx)! / [(ny-nx)!(n-ny)!]} / {n! / [ny!(n-ny)!]} =

= [ny!(n-nx)!] / [n!(ny-nx)!]

для nx ≤ ny, ny < n.

P(Exy) = C(n-nx, ny) / C(n,ny) = [(n-nx)!(n-ny)!] / [n!(n-nx-ny)!]

для n ≥ (nx+ny), (nm+ny) < n.

Здесь выражение вида C(m,n) обозначает количество сочетаний из m элементов по n и вычисляется по формуле:

C(m,n) = m! / [n!(m-n)!] .

Для n = 1000, nm = 200, nx = 200, ny = 400 определим вероятности на основе полученных формул.

P(Axy) = C(800,200) / C(1000,400) = 400!800! / 1000!200! = 0.

P(Exy) = C(800,400) / C(1000,400) = 80!60! / 1000!400! = 0.

P(Ixy) = 1.

Полученные при моделировании по программе ruslogvr.pas результаты соответствуют выведенным формулам.

```
program ruslogvr;
uses crt;
type vect=array[0..10000] of word;
var
```

```
    n,nm,nx,ny,i,j,neq,k,ka,ke,ki :word;
    {n  - к-во элементов в универсуме,
     nm - к-во элементов в среднем термине M[],
     nx - к-во элементов в крайнем термине X[],
     ny - к-во элементов в крайнем термине Y[],
     k  - к-во экспериментов,
     ka - к-во кванторов Axy,
     ke - к-во кванторов Exy,
     ki - кол-во кванторов Ixy.
    }
    m,x,y :vect;
{-------------------------------------------------------}
procedure compare(x,y:vect;nx,ny:word;var neq:word);
var i,j:word;
  begin
    neq:=0;
    for i:=0 to (nx-1) do
      begin
        j:=0;
        repeat
          if x[i]=y[j] then
            begin
              inc(neq);
              j:=ny-1;
            end;
          inc(j);
        until (j=ny);
      end;
  end;
{=======================================================}
begin
  clrscr;
  writeln('╔══════════════════════════════════════════════╗');
  writeln('║    Статистическок моделирование силлогизма     ║');
  writeln('║      с частно-утвердительными посылками.       ║');
  writeln('║        n - к-во элементов в универсуме         ║');
  writeln('║        Лобанов В.И.   20-11-2004               ║');
  writeln('╚══════════════════════════════════════════════╝');
  writeln;
  write('Введите k<=10000,n<=10000,nx,ny ');
  readln(k,n,nx,ny);
  randomize;
  ka:=0;ke:=0;ki:=0;
  for j:=1 to k do
    begin
      for i:=0 to (nx-1) do x[i]:=random(n-1);
      for i:=0 to (ny-1) do y[i]:=random(n-1);
{     for i:=0 to (nx-1) do write(x[i]:4);
      writeln;
```

```
      for i:=0 to (ny-1) do write(y[i]:4);
      writeln;}
      compare(x,y,nx,ny,neq);
      if neq=nx then inc(ka)
        else if neq=0 then inc(ke)
          else inc(ki);
      writeln('ka= ',ka:4,' ke= ',ke:4,' ki= ',ki:4,' neq= ',neq:4);
    end;
  writeln('Нажмите ENTER');
  readln;
{  clrscr;}
end.
```

Глава десятая

Дисциплина мышления.

Человеческое мышление по своей природе хаотично, неорганизованно, аморфно, недисциплинированно. Автор не является исключением из общего правила. Стоит ли огорчаться по данному поводу? Вероятно, с этим нужно смириться как с неизбежностью. Ведь мы не бьём тревогу относительно того, что не в силах состязаться с ЭВМ в шахматах и прочих рутинных вычислительных операциях. Человек – это изумительное по совершенству создание, его предназначение состоит в решении творческих, эвристических задач, где «неорганизованность» мышления, возможно, играет главную роль. Заставлять человека играть в шахматы – это то же самое, что забивать микроскопом гвозди. Однако вооружить человека инструментом, дисциплинирующим мышление, можно и нужно. Эта задача значительно сложнее и важнее повальной компьютеризации. Зачастую компьютеризация превращает нас в «мартышек с арифмометром», а дисциплинирование мышления такой катастрофой не грозит. К тому же если «знание – это сила», то «мышление – это могущество». Поэтому игра стоит свеч. В качестве такого «мыслительного инструмента» выступает Русская логика.

Проиллюстрируем её возможности на конкретном примере. Бертран Рассел в своей работе «История западной философии» (М.:2000 –768с.) на стр.194 приводит силлогизм:

Все люди разумны.
Некоторые животные – люди.

Некоторые животные – разумны.

Покажем на этом примере недостатки мышления Б.Рассела. Во-первых, отсутствие дисциплины мышления проявляется в отсутствии универсума, хотя даже 100 лет назад Льюис Кэрролл[16] не позволял себе такого невежества. Определим, например, в качестве универсума весь животный и растительный мир. Во-вторых, последняя посылка с позиции русской логики просто безграмотна: в силу симметрии частно-утвердительного функтора мы должны считать, что некоторые люди – животные, а остальные - растения, минералы или ещё что-нибудь неодушевлённое. В соответствии с русской логикой и здравым смыслом вторую посылку необходимо заменить суждением «Все люди – животные». В-третьих, по теории великого русского физиолога И.П. Павлова разумными могут быть люди и только люди, т.е. «люди» и «разумные существа» – эквивалентные понятия.. Следовательно, и первая посылка некорректна. Отредактировав Б.Рассела, получим следующие посылки.

Все люди(m) и только люди разумны(x).

Все люди(m) – животные(y).

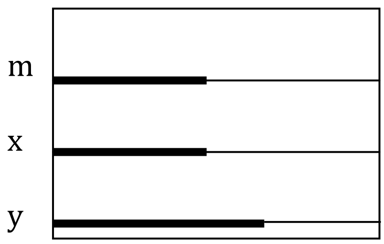
F(x,y) = ?

Решение.

Пусть x – разумные существа, m – люди, y – животные. Универсум – животный и растительный мир.

$M = (x \approx m)Amy = (xm+x'm')(m'+y) = m'x'+xmy+x'm'y = m'x'+xmy$

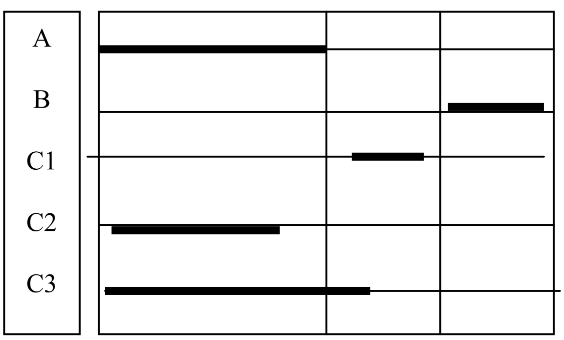
$F(x,y) = x'+y = Axy$.



xy	f(x,y)
00	1
01	1
10	0
11	1

$F(x,y) = x'+y = Axy$.

Таким образом мы получили правильное заключение «Все разумные – животные», что вполне согласуется со здравым смыслом. Б.Рассел в монографии «Искусство мыслить»(М.:1999) на с. 38 приводит такой силлогизм: «Если A находится вне B и B находится вне C, то A находится вне C». Данный силлогизм – образец вопиющей безграмотности. По алгоритму ТВАТ построим диаграммы.



ac	f(a,c)
00	1
01	i
10	i
11	i

$F(a,c) = a'c' + i = Ia'c'(3)$.

Кстати, вся аморфность мышления Б. Рассела, как и любого другого «мыслителя», сразу проявляется при прорисовке скалярных диаграмм. Именно они принудительно дисциплинируют мышление. Рассмотрим ещё один силлогизм:

Все животные (m) смертны(x).

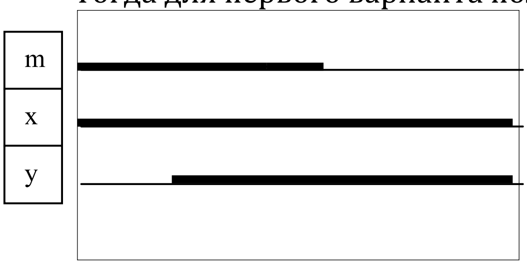
Некоторые животные(m) неграмотны(y).

$F(x,y) = ?$

В этом случае могут быть несколько вариантов универсума:

1. U = животные + растения.
2. U = животные + растения + неживая природа(НП).
3. U = животные + растения + неживая природа+боги.

Тогда для первого варианта получим следующие скалярные диаграммы:



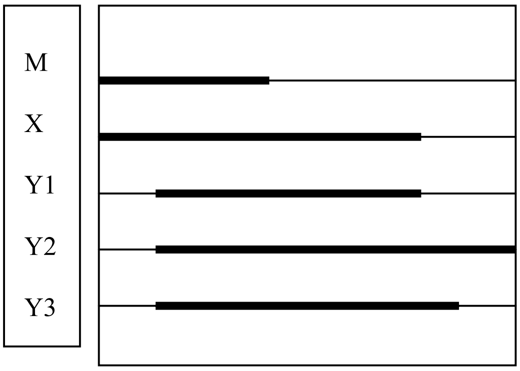
Из скалярных диаграмм видно, что $f(x,y) = x = Ayx \& Ay'x$, т.е. “Все неграмотные и все грамотные смертны”.

Скалярные диаграмы для второго варианта универсума имеют вид:

Заключение в этом случае получается совершенно иным:
$F(x,y) = x+y = Ax'y \& Ay'x$, т.е. “Все бессмертные неграмотны, а все грамотные смертны".

Все эти результаты не соответствуют ни одному классическому модусу и нарушают главный закон силлогистики о частной посылке и частном заключении, однако вполне согласуются со здравым смыслом.

Для третьего универсума диаграммы выглядят иначе:



xy	f(x,y)
00	i
01	i
10	1
11	1

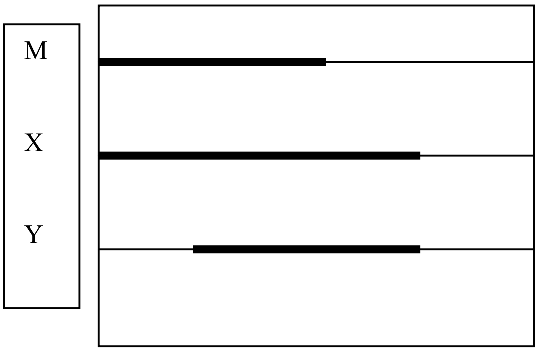
Из таблицы истинности получаем третье заключение, также противоречащее классическим модусам (результат в 5-м базисе, а не в базисе Аристотеля):

F(x,y) = x+ix’ = Ixy(5).

Однако исходя из здравого смысла, боги не могут быть одновременно грамотными, неграмотными и “полуграмотными”, как это представлено на скалярных диаграммах для 3-го универсума. Следовательно, силлогизм для этого универсума должен быть построен для трёх случаев:

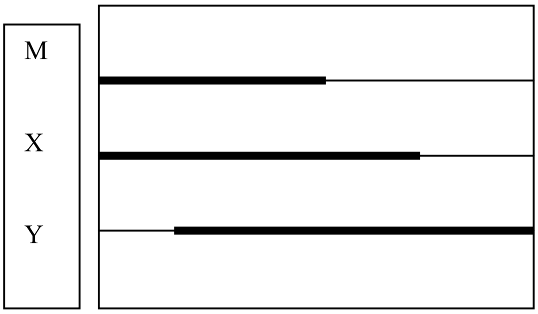
- боги грамотные;
- боги неграмотные;
- некоторые боги неграмотные.

Для грамотных богов решение выглядит так:



Из диаграмм видно, что f(x,y) = Ayx, т.е. «Все неграмотные – смертны».

Для варианта с неграмотными богами имеем:



Заключение в этом случае имеет вид f(x,y) = x+y = Ax’yAy’x, т.е. «Все бессмертные неграмотны, а все грамотные смертны».

Построим скалярные диаграммы для «полуграмотных» богов.

Для этого варианта заключение выглядит так: f(x,y) = 1 = Ixy(8), т.е. в базисе Васильева «Некоторые смертные неграмотны». В силу симметричности и обратимости частно-утвердительного функтора Васильева имеем: Ixy = Ixy’ = Ix’y = Ix’y’. Следовательно, одновременно можно утверждать, что «Некоторые смертные грамотны», «Некоторые бессмертные неграмотны», «Некоторые бессмертные грамотны».

Силлогизмы подобного типа не могут быть решены без скалярных диаграмм, конкретизации универсума и содержания посылок. Автор и сам без скалярных диаграмм и русской логики становится беспомощным при анализе и синтезе сложных силлогизмов. Таким образом, логика дисциплинирует мышление, тренирует ум. Это вполне согласуется с мыслью Демокрита о том, что надо воспитывать в себе «многомыслие», а не «многознание.

В «Диалогах» Платона [, стр.117] встречается такой вопрос: “ Скажи мне, Клиний, те из людей, кто идёт в обучение, - они мудрецы или невежды?» И далее утверждается, что любой ответ будет неверным. Это яркий пример терминологической путаницы: мудрец – не всезнайка, а просто умный человек. Если бы Клиний и его оппоненты определили содержание термина, то никакого диспута не возникло бы.

Заключение.

Подводя итог вышеизложенному, необходимо отметить следующее. Никакое образование немыслимо без изучения логики. Этот предмет в качестве основного впервые ввёл в гимназиях и Академии великий русский учёный М.В. Ломоносов. С тех пор логику в обязательном порядке изучали в гимназиях России и по указанию Сталина в 1946-1953 гг. в школах СССР. В связи с этим удивляют безграмотность и бестолковость современной математики:

- «изобретено» кванторное исчисление, которое ничего не исчисляет;
- «придумана» алгебра множеств, задачи которой решает алгебра логики;
- доктора физматнаук не знают математической логики,

- 120 лет матлогики не могут освоить результатов П.С. Порецкого и Л. Кэрролла;
- математики не умеют мыслить.

Перечислим основные недостатки классической логики.

1. Классическая логика не использует минимизацию логических функций с помощью карт Карно в том числе и в связи с незнанием алгоритмов, разработанных автором. Карты Карно – необходимейший и обязательный инструмент логика.
2. Классическая логика проявляет невежество при доказательстве законов логики суждений, поскольку не применяет аналитических методов, что катастрофически сужает круг рассматриваемых задач.
3. Отсутствие аналитического представления силлогистических функторов лишает фундамента логику предикатов.
4. Все законы и правила силлогистики либо некорректны, либо никчёмны по своей сути, поскольку в них не учитывается влияние универсума и конкретного содержания терминов.
5. Все фигуры и модусы силлогистики никчёмны, поскольку нельзя анализировать и синтезировать силлогизмы в общем виде без рассмотрения конкретного базиса, универсума и содержания каждого термина.
6. Классическая силлогистика оперирует лишь функторами Axy, Exy, Ixy, Oxy и не охватывает подавляющее большинство суждений любого другого типа.
7. Функтор Oxy является не только лишним, но и некорректным.
8. В классической логике до сих пор не решена проблема единичного множества.
9. Нет окончательного результата в проблеме решения логических уравнений и в синтезе обратных логических функций.
10. Искореняется всякое мышление.
11. В связи с вышеперечисленным студенты и преподаватели обречены на унылую бестолковую зубрёжку и не умеют решать серьёзные задачи логики.

Приведу основные результаты, полученные при создании Русской логики.

1. Создана графическая алгебра логики.
2. Разработаны графические методы минимизации логических функций для большого числа аргументов с помощью карт Карно(алгоритм «НИИРТА»).
3. Создана 4-значная комплементарная логика и её алгебра с методами минимизации комплементарных функций.
4. Разработаны простые методы решения логических уравнений (алгоритм «Селигер») на основе комплементарной логики.
5. Применение метода при выводе обратных логических функций показало, что однозначное решение для двоичных аргументов может быть получено лишь в комплементарной логике.
6. Впервые получены все 16 обратных логических функций для двух аргументов, в том числе функции логического вычитания и деления.
7. Комплементарная логика при аппаратной реализации позволяет значительно упростить решение проблемы самодиагностирования вычислительной техники: например появление j на любом выходе может свидетельствовать о сбое или отказе.
8. Синтезированы методы нахождения парных термов для равносильных преобразований логических равенств.
9. Предложен простой математический метод анализа и синтеза законов логики суждений (алгоритм «Импульс»).

10. Предложены скалярные диаграммы, позволившие формализовать силлогистику и дать графическую интерпретацию алгебры логики.
11. Впервые создан аналитический базис силлогистики и определены его разновидности: русский, аристотелевский, базис Васильева и т.д.
12. Впервые показано, что даже общие суждения имеют неоднозначную структуру и аналитическое описание.
13. Впервые представлено все многообразие базиса частноутвердительного суждения и дано его аналитическое представление.
14. Впервые найдены аналитические выражения для всех частноутвердительных суждений, удовлетворяющих критерию Васильева.
15. Предложен простой и надежный способ графической и аналитической проверки силлогизмов и синтеза заключений для любых базисов (алгоритмы «Осташ», «ИЭИ» и «ТВАТ»).
16. Применение предложенного метода избавляет от необходимости запоминания множества логических правил и законов.
17. Руская логика оперирует не только функторами Axy, Exy, Ixy, но и суждениями любого типа.
18. Впервые аналитически описан базис логики Аристотеля-Жергонна. Впервые на основе базиса Аристотеля-Жергонна разработана силлогистика, существенно отличающаяся от классической.
19. Впервые проверены все 64 модуса силлогистики Аристотеля-Жергонна. Доказано, что многие «правильные» модусы Аристотеля, в том числе и модус AAI 4-й фигуры, не корректны.
20. Впервые доказано, что силлогистика Аристотеля-Жергонна не укладывается в прокрустово ложе 19 «правильных» модусов.
21. Разработаны графоаналитический алгоритм «Осташков» синтеза полисиллогизмов и графический алгоритм «Суздаль» синтеза соритов.
22. Разработан графический алгоритм «Редан» синтеза недостающей посылки.
23. Доказано, что ни силлогистика Аристотеля, ни силлогистика Аристотеля-Жергонна не имеют никакого отношения к логике здравого смысла.
24. Впервые обнаружена и учтена при синтезе силлогизмов зависимость заключения от объёма универсума и содержания терминов.
25. Впервые решена проблема единичного множества в силлогистике.
26. Доказано, что все 4 классических правила посылок ошибочны.
27. Показано, что фигуры и модусы не имеют смысла, поскольку не учитывают универсум и конкретное содержание посылок.
28. Отмечено, что аналитическое представление силлогистических функторов Axy, Exy впервые дано русским логиком П. С. Порецким, чего до сих пор не поняла отечественная наука.
29. Показано, что общеразговорная логика не является двоичной.

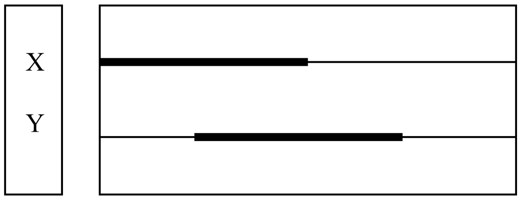
Подводя итог вышеизложенному, нельзя не придти к выводу, что впервые в мире создана истинно математическая логика, не противоречащая здравому смыслу. Фактически родилась совершенно новая наука, сделан первый шаг в осуществлении именно научной, а не просто очередной научно-технической революции, поскольку созданы предпосылки для рационализации труда учёных. Впервые в мире реализованы мечты Аристотеля и Лейбница. Их чаяния воплощены в России.

Требуется скорейшее внедрение русской логики в школьное и вузовское преподавание для искоренения недостатков и ошибок классической логики, а также в связи с тем, что логика составляет фундамент искусственного интеллекта, главного научного направления 3-го тысячелетия, по уровню развития которого судят о научном потенциале державы.

Краткий справочник по русской логике.

Варианты силлогистического функтора Ixy.

1.Ixy = Ixy || Ayx || Axy = xy+x'y'+i(xy'+x'y)
(Ixy)' = j(xy'+x'y)
2.Ixy = Ixy || Ax'y = x+y+ix'y'
(Ixy)' = jx'y'
3.Ixy = Ixy || Axy || Ayx || Ax'y || (x=y) = xy+i(x'+y')
(Ixy)' = j(x'+y')
4.Ixy = Ixy || Ayx = x+y'+ix'y
(Ixy)' = jx'y
5.Ixy = Ixy || Ayx || Ax'y = x+ix'
(Ixy)' = jx'
6.Ixy = Ax'y = Ay'x = Ex'y' = x+y
(Ixy)' = x'y'
7.Ixy = Ixy || Axy || Ax'y = y+iy'
Oxy = jy'
8.Функтор Васильева изображен на рисунке.



Любой базис может быть представлен с помощью атомарного базиса,состоящего всего из двух функторов:

$Axy = x'+y$,

$Ixy = x+y+x'y' = 1$

Русский базис.

$Axy(2) = Axy = x'+y$

$Exy(2) = Axy' = x'+y'$

$Ixy(2) = Ixy \,||\, Ax'y = x+y+ixy'$

Базис Васильева.

$Axy(8) = Axy = x'+y$

$Exy(8) = Axy' = x'+y'$

$Ixy(8) = Ixy = x+y+x'y' = 1$

Базис Аристотеля-Жергонна.

$Axy(3) = Axy \,||\, (x=y) = xy+x'y'+ix'y$

$Exy(3) = Axy' = x'+y'$

$Ixy(3) = Ixy \,||\, Ax'y \,||\, Axy \,||\, Ayx \,||\, (x=y) = xy+i(x'+y')$

$Oxy(3) = Ixy \,||\, Ax'y \,||\, Axy' \,||\, Ayx = xy'+i(x'+y) = Ixy'(3)$

Алгоритмы.

«Импульс» - анализ законов логики суждений.
«Импульс-С» – синтез законов логики суждений.
«ИЭИ» - аналитический синтез силлогизмов.
«НИИРТА» – минимизация логических функций по картам Карно.
«Осташ» – универсальный синтез силлогизмов.
«Осташков» - синтез полисиллогизмов.
«РЕДАН» – графический синтез недостающей посылки.
«Селигер» – решение логических уравнений.
«Суздаль» – графический синтез соритов.
«ТВАТ» – графический синтез силлогизмов.

Перечень сокращений

БИС - большая интегральная схема
БМОК – база минимального обобщённого кода
ДНФ - дизъюнктивная нормальная форма
ЗОК - запрещённый обобщённый код
ИС - интегральная схема
ИЭИ - Ивановский энергетический институт
КА - конечный автомат
КДУ - контрольно-диагностическое устройство

КК - карта Карно
КС - комбинационная схема
МОК - минимальный обобщённый код
МДНФ – минимальная ДНФ
НИИРТА – НИИ радиотехнической аппаратуры(Москва)
НТР - научно-техническая революция
ПЛИС - программируемая логическая интегральная схема
ПЛМ - програмируемая логическая матрица
ПМЛ - программируемая матричная логика
ППК - предполагаемый прямоугольник Карно
РОК - рабочий обобщённый код
ТВАТ - Тушинский вечерний авиационный техникум(Москва)

Литература

1. Аристотель. Сочинения. В 4-х томах. Т.2- М.: Мысль,1978.
2. Брусенцов Н. П. Диаграммы Льюиса Кэрролла и аристотелева силлогистика. -В кн. Выч. техника и вопросы кибернетики .Вып.13. - М.:МГУ,1977.
3. Брусенцов Н.П. Начала информатики. - М: Фонд "Новое тысячелетие",1994.
4. Брусенцов Н. П. Полная система категорических силлогизмовАристотеля. - В кн. Вычислительная техника и вопросы киберне-тики . Вып.19. - М.: МГУ,1982.
5. Васильев Н.А.О частных суждениях. - Казань:Университет,1910.
6. Войтов А. Г. Самоучитель мышления. – М.: 1999.
7. Гжегорчик А. Популярная логика. - М.:Наука,1979.
8. Катречко С. Л. Введение в логику. – М.: УРАО, 1997.
9. Кириллов В.И. Старченко А.А. Логика. - М.: Юрист,1995.
10. Кулик Б.А. Логические основы здравого смысла. - СПб.:Политехника,1997.
11. Кэрролл Л. История с узелками. - М.:Мир,1973.
12. .Лейбниц Собрание сочинений в 4 томах. Том 3. – М.:1983
13. Лобанов В.И. Инженерные методы разработки цифровых устройств. - М.: НИИРТА,1977.
14. Лобанов В.И. Метод минимизации булевых функций от большого числа переменных с помощью карт Карно. - Инф. Листок N54-87,М: МособлЦНТИ,1987.
15. Лобанов В.И. Отказоустойчивый микроконтроллерный регулятор с программируемой структурой обработки данных. Диссертация на соискание ученой степени канд. техн. наук. - Харьков, ХПИ,1989.
16. Лобанов В.И. Кризис логики суждений и некоторые пути выхода из него.//Современная логика: проблемы теории, истории и применения в науке (Материалы V Общероссийской научной конференции) - СПб: 1998.
17. Лобанов В.И. Решение логических уравнений. //Научно-техническая информация. Сер. 2. N%9, 1998, с. 40 - 46.
18. Лобанов В.И. Силлогистика Аристотеля-Жергонна. //НТИ, сер.2, Информационные процессы и системы, N9, 1999, с. 11 - 27.

19. Лобанов В.И. Базовые проблемы классической логики.//Современная логика:Проблемы теории,истории и применения в науке(Материалы VI Общероссийской научной конференции), СПбГУ, 2000 — с.499 — 504.
20. Лобанов В.И. Синтез и минимизация комбинационных схем//Информатика и образование,N5,2000, стр. 60 – 63.
21. V. I. Lobanov. The solution of logical equations. // Documentation and Mathematical Linguistics, vol. 32, №5,1998, p. 16 – 27 .
22. V. I. Lobanov. Many-valued quantifier-free syllogism (second basis). // Documentation and Mathematical Linguistics, vol. 32, №5,1998, p. 40 – 60 (гонорар выплачен 4.11.2000).
23. Лобанов В.И. Практикум по логике суждений. //Информатика и образование, №2,2001, с. 47-52.
24. Лобанов В.И. Практикум по силлогистике . //Информатика и образование, №5,2001.
25. Лобанов В.И. Решебник по Русской логике. – М.: Компания Спутник+, 2002 – 133с.
26. Лобанов В.И. Азбука разработчика цифровых устройств. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001 – 192с.
27. Лобанов В.И. Русская логика против классической (азбука математический логики). – М.: Компания Спутник+, 2002 – 126с.
28. Лобанов В.И. Русская логика против классической. //Рационализм и культура на пороге третьего тысячелетия(материалы Третьего Российского философского конгресса),том 1, стр.278, г.Ростов-на-Дону, 2002.
29. Лобанов В.И. Математическое мышление и Русская логика. // Научная сессия МИФИ-2003, том 1, стр. 188 – 189.
30. Лобанов В.И. Беспомощность классической логики. // Естественные и технические науки, №3, 2002 г., стр. 22 – 23.
31. Логический подход к искусственному интеллекту. - М.:Мир,1990.
32. Непейвода Н.Н. Прикладная логика. - Ижевск: Удмурт.университет,1997.
33. Платон. Диалоги. – М.: Мысль, 2000.
34. Порецкий П.С. О способах решения логических равенств и об одном обратном способе математической логики. - Казань:1881.
35. Светлов В.А. Практическая логика. - СПб: Изд. Дом »МиМ»,1997.
36. Стяжкин Н.И. Формирование математической логики. - М: 1967.
37. Тейчман Д. , Эванс К. Философия. - М.: Весь Мир,1997.
38. Шачнев В.А. Математическая логика. - М: 1991.

Оглавление

1.11.2004

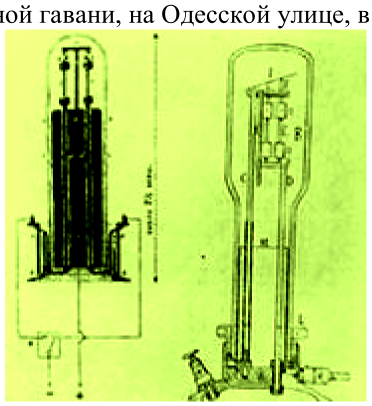
КОНЦЕВЫЕ СНОСКИ

[i] (р. 7 февраля 1925, г. Каменское (ныне Днепродзержинск), Днепропетровская область) — главный конструктор троичной ЭВМ «Сетунь», заслуженный научный сотрудник МГУ. Кандидат технических наук. Родился 7 февраля 1925 в Украине, в городе Каменское (Днепродзержинск). Во время войны с семьёй был в эвакуации.

Поступил в находящуюся в Свердловске Киевскую консерваторию на факультет народных инструментов. В феврале 1943 года призван в армию, направлен на свердловские курсы радистов.
Через полгода направлен радистом в артиллерийский полк, в отделение разведки. В одном из боёв разорвавшийся рядом снаряд убил двоих его товарищей и офицера, сам Н. П. Брусенцов не пострадал. Награждён медалью «За Отвагу» и Орденом Красной Звезды. После войны вернулся в Днепродзержинск, работал на заводе. В 1947 году поступил на радиотехнический факультет Московского энергетического института (МЭИ). На последнем курсе МЭИ составил таблицы дифракции на эллиптическом цилиндре, которые сегодня известны как таблицы Брусенцова. После окончания института в 1953 году был направлен на работу в СКВ МГУ.
В 1956—1958 гг. с группой единомышленников создал в МГУ троичную ЭВМ Сетунь, получившую название по имени протекавшей рядом речки. В 1970 году создал новую машину «Сетунь-70», также имевшую ряд конструктивных новаций.
В настоящее время работает заведующим лабораторией ЭВМ на факультете Вычислительной математики и кибернетики МГУ им. М. В. Ломоносова.
Библиография
- Н. П. Брусенцов, Ю. С. Владимирова «Компьютеризация булевой алгебры», Доклады Академии Наук, 2004 г., т. 395, № 1
- Н. П. Брусенцов, «Логика и интеллект» // Искусственный интеллект, № 2, 2004, Донецк
- Н. П. Брусенцов, «Трёхзначная интерпретация силлогистики Аристотеля», «Историко-математические исследования», Вторая серия, вып. 8 (43), «Янус-К», 2003 г.

Ссылки
сайт Брусенцова Николая Петровича
http://cs.msu.ru/jetspeed/portal/content/view/person/general?id=4053751
другой сайт Брусенцова Николая Петровича
http://ternarycomp.narod.ru/
заметки о трёхзначной логике в Виртуальном компьютерном музее
http://www.computer-museum.ru/histussr/trilog0.htm

[ii] Александр Николаевич Лодыгин родился в селе Стеньшино Тамбовской губернии, Россия. Он происходил из очень старой и знатной дворянской фамилии (его род, как и род Романовых, вел свое происхождение от Андрея Кобылы).
В 1859 году Лодыгин поступает в Тамбовский кадетский корпус Учился на военного инженера в Московском юнкерском училище, которое окончил в 1867 году. В 1870 г. переехал в Санкт-Петербург. Выйдя в отставку, он стал разрабатывать схему лампы накаливания.
Вольнослушателем посещал в Технологическом институте занятия по физике, химии, механике. В 1871—1874 гг. проводил опыты и демонстрации электрического освещения лампами накаливания в Адмиралтействе, Галерной гавани, на Одесской улице, в Технологическом институте. В 1872 г. подал заявку и получил патент.



Первоначально Лодыгин пытался использовать в качестве нити накала железную проволоку. Потерпев неудачу перешел к экспериментам с угольным стержнем, помещённым в стеклянный баллон.

В 1872 году Лодыгин подает заявку на изобретение лампы накаливания, а в 1874 году — получает патент на своё изобретение и Ломоносовскую премию от Петербургской академии наук. Лодыгин патентует своё изобретение во многих странах: Австро-Венгрии, Испании, Португалии, Италии, Бельгии, Франции, Великобритании, Швеции, Саксонии и даже в Индии и Австралии. Лодыгин основывает компанию «Русское товарищество электрического освещения Лодыгин и К°».

В 1870-ых годах Лодыгин сблизился с народниками. 1875—1878 годы он проводит в туапсинской колонии-общине народников. С 1878 года Лодыгин снова в Петербурге, работает на разных заводах, усовершенствует свой водолазный аппарат, трудится над другими изобретениями. За участие в Венской электротехнической выставке Лодыгин был награжден орденом Станислава III-й степени — редкий случай среди российских изобретателей. Почетный инженер-электрик ЭТИ 1899.

Но в 1884 г. начались массовые аресты революционеров. Среди разыскиваемых — знакомые и друзья Лодыгина. Он решает уехать за границу. Расставание с Россией продлилось 23 года. Лодыгин работает во Франции и США, создает новые лампы накаливания, изобретает электропечи, электромобили, строит заводы и метрополитен. Особо надо отметить полученные им в этот период патенты на лампы с нитями из тугоплавких металлов, проданные в 1906 г. «Дженерал электрик компани».

В 1884 г. организовал в Париже производство ламп накаливания и прислал в Санкт-Петербург партию ламп для 3-й электротехнической выставки. В 1893 г. обратился к нити накала из тугоплавких металлов, применявшейся им в Париже для мощных ламп 100…400 свечей. В 1894 г. в Париже организовал ламповую фирму «Лодыгин и де Лиль». В 1900 г. участвовал во Всемирной выставке в Париже. В 1906 г. в США построил и пустил в ход завод по электрохимическому получению вольфрама, хрома, титана. Важное направление изобретательской деятельности — разработка электрических печей сопротивления и индукционных для плавки металлов, меленита, стекла, закалки и отжига стальных изделий, получения фосфора, кремния.

В 1895 Лодыгин женился на журналистке Алме Шмидт, дочери немецкого инженера. У них родилось две дочери, в 1901 — Маргарита, а в 1902 — Вера. Семья Лодыгиных в 1907 переезжает в Россию. Александр Николаевич привозит целую серию изобретений в чертежах и набросках. Способы приготовления сплавов, электропечи, двигатель, электроаппараты для сварки и разрезывания… Лодыгин преподает в Электротехническом институте, работает в строительном управлении Петербургской железной дороги. В 1914 году он командирован Управлением земледелия и землеустройства в Олонецкую и Нижегородскую губернии для выработки предложений об электрификации. Первая мировая война меняет все планы, Лодыгин начинает заниматься летательным аппаратом вертикального взлета. После Февральской революции 1917 г. изобретатель не сработался с новой властью. Материальные трудности заставляют семью Лодыгиных уехать в США. Приглашение вернуться в РСФСР для участия в разработке плана ГОЭЛРО Александр Николаевич из-за болезни вынужден отклонить. В марте 1923 г. Лодыгин умер в Бруклине.

Изобретения

Лампа накаливания

Лампа Лодыгина

У электрической лампочки нет одного-единственного изобретателя. История лампочки представляет собой целую цепь открытий, сделанных разными людьми в разное время. Однако заслуги Лодыгина в создании ламп накаливания особенно велики. Лодыгин первым предложил применять в лампах вольфрамовые нити (в современных электрических лампочках нити накала именно из вольфрама) и закручивать нить накаливания в форме спирали. Также Лодыгин первым стал откачивать из ламп воздух, чем увеличил их срок службы во много раз. Другим изобретением Лодыгина, направленным на увеличение срока службы ламп, было наполнение их инертным газом.

Водолазный аппарат

В 1871 году Лодыгин создал проект автономного водолазного скафандра с использованием газовой смеси, состоящей из кислорода и водорода. Кислород должен был вырабатываться из воды путем электролиза.

Индукционная печь

19 октября 1909 года Лодыгин получил привилегию (патент) на индукционную печь[1].

Ссылки
↑ Дополнительная информация о патенте на индукционную печь:
http://www.tstu.ru/win/kultur/museum/lodygin/lodbio.htm
Описание индукционной печи А.Лодыгина
http://www.prometeus.nsc.ru/patent/privileg/18698.jpg
Описание электрического индукционного прибора для нагревания и плавления металлов и других тел А.Лодыгина
http://www.tambov.org/i/FrontShowPublicationItem/rubric26/id124
Музей А. Н. Лодыгина в Тамбове

[iii] Влади́мир Алекса́ндрович Коте́льников (24 августа (6 сентября) 1908, Казань — 11 февраля 2005, Москва) — выдающийся советский и российский учёный в области радиотехники, радиосвязи и радиоастрономии. Его отец Александр Петрович Котельников — известный русский ученый в области математики и механики — был профессором Казанского университета.

Академик Российской академии наук по Отделению технических наук (радиотехника) с 23 октября 1953 года, вице-президент с 4 марта 1970 года по 27 сентября 1988 года. Состоял в Отделении общей физики и астрономии Российской академии наук.

Научные достижения

Награждён золотой медалью имени А. С. Попова за фундаментальные исследования в области теории связи и радиолокации планет (1974), Большой золотой медалью имени М. В. Ломоносова за выдающиеся достижения в области радиофизики, радиотехники и электроники (1981), золотой медалью имени М. В. Келдыша за цикл работ по исследованию космического пространства (1987).

17 мая 2000 года ему присуждена Золотая медаль имени Александра Грэхема Белла за выдающийся вклад в теорию сигналов. Президент IEEE Брюс Айзенштайн о Котельникове:
«Академик Котельников — выдающийся герой современности. Его заслуги признаются во всем мире. Перед нами гигант радиоинженерной мысли, который внес самый существенный вклад в развитие радиосвязи.»
«Over the years the West had its Shannon; and the East had its Kotelnikov.»

Основные труды посвящены проблемам совершенствования методов радиоприёма, изучению радиопомех и разработке методов борьбы с ними. К его крупнейшим научным достижениям, оказавшими существенное влияние на развитие мировой науки, следует отнести открытие теоремы отсчётов, носящей его имя, создание теории потенциальной помехоустойчивости, давшей ученым и инженерам инструмент для синтеза оптимальных систем обработки сигналов в системах связи, радиолокации, радионавигации и в других системах, а также разработку планетарных радиолокаторов и проведение с их помощью фундаментальных астрономических исследований.

В конце 1940-х годов был научным руководителем шарашки, описанной в романе «В круге первом» А. Солженицына[источник?].

Публикации
Котельников В. А. О пропускной способности эфира и проволоки в электросвязи — Всесоюзный энергетический комитет//Материалы к I Всесоюзному съезду по вопросам технической реконструкции дела связи и развития слаботочной промышленности, 1933.
Котельников В. Теория потенциальной помехоустойчивости. Радио и связь, 1956,??,1998, 152 с.
Kotel'nikov V.A. The Theory of Optimum Noise Immunity. McGraw-Hill Book Co., 1959. — 140pp.

[iv] Александр Степанович Попов родился в 1859 году на Урале в посёлке Турьинские Рудники. В семье его отца, местного священника, кроме Александра было ещё 6 человек детей. Жили более чем скромно. Поэтому Сашу отдали учиться сначала в начальное духовное училище, а затем в духовную семинарию, где детей духовенства обучали бесплатно.

После окончания общеобразовательных классов Пермской духовной семинарии Александр успешно сдал вступительные экзамены на физико-математический факультет Петербургского университета. Годы учения в университете не были для Попова лёгкими. Средств не хватало, и он вынужден был подрабатывать электромонтёром в конторе «Электротехник». В эти годы окончательно сформировались научные взгляды Попова: его особенно привлекали проблемы новейшей физики и электротехники.

Успешно окончив университет в 1882 году, А. С. Попов получил приглашение остаться там для подготовки к профессорской деятельности по кафедре физики. Но молодого учёного больше привлекали экспериментальные исследования в области электричества, и он поступил преподавателем физики и электротехники в Минный офицерский класс в Кронштадте, где имелся хорошо оборудованный физический кабинет. В 1890 году получил приглашение на должность преподавателя физики в Техническое училище Морского ведомства в Кронштадте. В этот период всё своё свободное время Попов посвящает физическим опытам, главным образом, изучению электромагнитных колебаний. В 1901 году Попова назначили профессором Петербургского электротехнического института, а в 1905 году его избрали ректором этого института. Попов был Почётным инженером-электриком (1900) и почётным членом Русского технического общества (1901).

Научные исследования Попова

Грозоотметчик Попова

Телефонный приемник системы Попова по каталогу фирмы Дюкрете, 1902

Прибор Попова возник из установки для учебной демонстрации опытов Герца, построенной Поповым с учебными целями ещё в 1889 году; вибратор Герца служил Попову передатчиком. В начале 1895 года Попов заинтересовался опытами Лоджа[1] (усовершенствовавшего когерер и построившего на его основе радиоприёмник, с помощью которого в августе 1894 года сумел получать радиосигналы с расстояния 40 м), и попытался воспроизвести их, построив собственную модификацию приёмника Лоджа.

Главное отличие приёмника Попова от приёмника Лоджа состояло в следующем. Когерер Бранли — Лоджа представлял собой стеклянную трубку, наполненную металлическими опилками, которые могли резко — в несколько сот раз — менять свою проводимость под воздействием радиосигнала. Для приведения когерера в первоначальное состояние для детектирования новой волны нужно было встряхнуть, чтобы нарушить контакт между опилками. У Лоджа к стеклянной трубке приставлялся автоматический ударник, который бил по ней постоянно; Попов ввёл в схему автоматическую обратную связь: от радиосигнала срабатывало реле, которое включало звонок, и одновременно срабатывал ударник, ударявший по стеклянной трубке с опилками[2]. В своих опытах Попов использовал заземлённую мачтовую антенну, изобретенную в 1893 году Теслой[2].

Впервые он представил своё изобретение 25 апреля (7 мая по новому стилю) 1895 года на заседании Русского физико-химического общества в Петербургском университете. Тема лекции была: «Об отношении металлических порошков к электрическим колебаниям». В опубликованном описании своего прибора, Попов отмечал его пользу для лекционных целей и регистрирования пертурбаций, происходящих в атмосфере; от также выразил надежду, что «мой прибор, при дальнейшем усовершенствовании его, может быть применён к передаче <на деле - к приёму> сигналов на расстояния при помощи быстрых электрических колебаний, как только будет найден источник таких колебаний, обладающий достаточной энергией» (позднее, с 1945 года это событие будет отмечаться в СССР как День радио).

Попов соединил свой прибор с пишущей катушкой братьев Ришар и таким образом получил прибор для регистрации электромагнитных колебаний в атмосфере, названный «грозоотметчик» и использовавшийся в Лесном институте. Однако, когда в печати появились первые сведения об изобретении радиотелеграфа Маркони (продемонстрировал передачу радиограмм на 3 км 2 сентября 1896 г.) — Попов начал делать утверждения, что приоритет в радиотелеграфировани принадлежит ему, и что его прибор идентичен прибору Маркони. Тем не менее 19/31 октября 1897 года Попов говорил в докладе в электротехническом институте: «Здесь собран прибор для телеграфирования. Связной телеграммы мы не сумели послать, потому что у нас не было практики, все детали приборов нужно ещё разработать». 18 декабря 1897 года, Попов передал с помощью телеграфного аппарата, присоединённого к прибору, слова: «Генрих Герц». Приёмник размещался в физической лаборатории Петербургского университета, а передатчик — в здании химической лаборатории на расстоянии 250 м. В литературе, тем не менее, утверждается, что этот опыт был произведён 24 марта 1896 года (то есть до заявки Маркони). Однако в протоколе этого заседания сказано лишь: «… 8. А. С. Попов показывает приборы для лекционного демонстрирования опытов Герца…».[2]

С 1897 года Попов проводил опыты по радиотелеграфированию на кораблях Балтийского флота. Летом 1899 года, когда Попов был в Швейцарии, его ассистенты — П. Н. Рыбкин и Д. С. Троицкий — при проведении работ между двумя кронштадтскими фортами случайно обнаружили, что когерер при уровне сигнала, недостаточном для его возбуждения, преобразует амплитудномодулированный высокочастотный сигнал в низкочастотный, так что его сигналы становится возможным принимать на слух. При известии об этом, Попов модифицировал свой приёмник, поставив вместо чувствительного реле телефонные трубки, и летом 1901 года получил русскую привилегию N 6066, группа XI, с приоритетом 14 (26) июля 1899 года на новый (линейно-амплитудный) тип «телеграфного приёмника депеш, посылаемых с помощью какого-либо источника электромагнитных волн по системе Морзе». После этого фирмой Дюкрете, уже выпускавшей в 1898 году приёмники его конструкции, был налажен выпуск телефонных приёмников.

Вопрос о приоритете Попова в изобретении радио

В России Попов считается изобретателем радио. Это не единственный «национальный» кандидат на это звание: в США таковым считается Никола Тесла, во Франции долгое время считался Эдуард Бранли. Общераспространённое же мнение отдаёт приоритет Гульельмо Маркони.

Сторонники приоритета Попова указывают, что:
Попов первый продемонстрировал практичный радиоприёмник (7 мая 1895)
Попов первый продемонстрировал опыт радиотелеграфии, послав радиограмму (24 марта 1896).
И то и другое произошло до патентной заявки Маркони (2 июня 1896).

На это критики возражают, что:
Первое устройство, которое можно назвать приёмником, создал Генрих Герц в 1888, а приёмник, работающий на когерере, создал Лодж в 1894 г. Приёмник Попова был лишь его модификацией и не содержал ничего принципиально революционного (ибо изменение принципов работы встряхивателя революцией в радиоделе считать нельзя).
Не существует документально подтверждённых данных, что Попов пытался заниматься радиотелеграфией до 1897 г. (то есть до того, как узнал о работах Маркони) и посылал радиотелеграммы до декабря этого года.

Таким образом, по мнению критиков, «отцом» радио в широком смысле слова является Герц, «отцом» же радиотелеграфии — Маркони, который приспособил передатчик Герца и приёмник Попова (со своими усовершенствованиями) к непосредственной практической задаче — передаче и приёму радиотелеграмм, соединив первый с телеграфным ключом, а второй — с печатающим телеграфным аппаратом. Но в целом постановка вопроса об «изобретении радио» вообще (а не радиотелеграфии и других конкретных форм его применения) по мнению Никольского так же нелепа, как постановка вопроса об «изобретении» земного притяжения[2][3][4] . (Об этом см. также: «Борьба за отечественные приоритеты» в науке и технике)

Ссылки:

http://www.oldradioclub.ru/raznoe/hystory/hystory_041.html
http://www.imm.uran.ru/RUS/WIN/PUBLIC/MISC/RADIO/RADIO.HTM
http://www.rustelecom-museum.ru/
http://news.cqham.ru/articles/detail.phtml?id=822
http://jcverdier.museum.online.fr/nouvellepage3.htm