RUDN Journal of Philosophy 2017 Vol. 21 No. 2 199—212
Вестник РУДН. Серия: ФИЛОСОФИЯ http://journals.rudn.ru/philosophy

DOI: 10.22363/2313-2302-2017-21-2-199-212

ЗАВЕРШЕНИЕ ПОВОРОТА К ЯЗЫКУ В ЛОГИЧЕСКОЙ СЕМАНТИКЕ

С.А. Павлов

Институт философии РАН
109240, Москва, Россия, Гончарная ул., д. 12/1

Завершение поворота к языку в логической семантике предлагается рассматривать как расширение области определения операторов истинности и ложности в логической семантике на универсум символьных выражений. Это позволит оперировать логически со всевозможными выражениями языка, включая бессмысленные.

Ключевые слова: истинность, ложность, Тарский, метанаука, символьные выражения

ВВЕДЕНИЕ

С 20-х гг. XX в. в западной философии возник интерес к анализу естественного языка, с целью его улучшить и сделать пригодным для решения философских проблем. Это явление было названо лингвистическим поворотом. Так, Тарский, излагая свою семантическую теории истины, отмечал: «универсализм обыденного языка в сфере семантики является предположительным существенным источником всех так называемых семантических антиномий, таких как антиномия лжеца или антиномия гетерологических выражений» [9]. А.Р. Карнап писал: «Предложения метафизики представляют собой простой набор слов, который только выглядит похожим на осмысленные предложения, но это псевдопредложения. Они могут возникать двумя путями.

1. В них входят слова, являющиеся псевдопонятиями. Псевдопонятия: первопричина, безусловное, абсолют, в-себе-бытие, ничто. Ничто первичнее, чем нет и отрицание. Ничто само себя ничтит.

2. Слова, обладающие значением, соединяются с категориальными нарушениями. Цезарь есть простое число» [3].

Представляет интерес расширение области определения операторов истинности и ложности в логической семантике на универсум символьных выражений, что позволит оперировать логически со всевозможными выражениями языка, включая бессмысленные. В этом и состоит завершение поворота к языку в логической семантике.

1. ЭЛЕМЕНТАРНАЯ ТЕОРИЯ ОПЕРАТОРОВ ИСТИННОСТИ И ЛОЖНОСТИ

Элементарная теория операторов истинности и ложности может рассматриваться как частичная формализация обобщенной на неклассический случай Буль $\cap$ Фреге семантики [6].

Построение элементарной теории операторов истинности и ложности начинается с аксиоматического задания свойств оператора истинности на множестве предложений. Эти предложения *A*, *B* в общем случае необязательно должны быть двузначными, то есть для исходного языка логика необязательно классическая. Высказывания «*A* истинно», «истинно, что *A*», «*A* обозначает истину» рассматриваем как эквивалентные и будем символически записывать их как *TA*, то есть символ *T* употребляется как логический оператор. Аналогично для высказываний «*A* ложно», «ложно, что *A*», «*A* обозначает ложь», *FA* и логического оператора ложности *F*. Для этих высказываний об истинности или ложности предложений *A*, *B*, которые будем символически записывать как *TA*, *FB*, принимается классическая логика высказываний.

Предложения и выражения любого языка принято оценивать не только на истинность, но и на ложность. Учтем при этом, что неистинность предложений в общем случае не всегда означает его ложность. Поэтому операторы истинности *T* и ложности *F* рассматриваем как логически независимые. В область определения операторов истинности и ложности войдут как исходные предложения, так и высказывания об истинности (и ложности) предложений. То есть будем допускать итерацию операторов истинности и ложности.

Представляет интерес представить семантические положения Аристотеля, в которых он использует семантические термины «истинно» и «ложно», соответствующие вышеприведенным положениям, на которых основывается предложенная формализация. Из примера [2]: «ведь то, что Сократ здоров, противоположно тому, что Сократ болен. Но не всегда одно здесь необходимо истинно, а другое ложно. Если Сократ существует, то одно из них будет истинным, другое — ложным, ... если вообще нет самого Сократа, неистинно и то, что Сократ болен, и то, что он здоров», следует, что предложения, к которым применяется оператор истинности, необязательно двузначны. Из положения Аристотеля [2]: «утверждение о том, что истинное утверждение истинно, само истинно, и это может быть продолжено до бесконечности», следует, что допускается итерация оператора истинности. О допустимости итерации оператора ложности можно говорить, ссылаясь на положение Аристотеля [2]: «если все высказывания ложны, то не говорит правду и тот, кто это утверждает, а если все истинны, то и утверждение, что все высказывания ложны, так же не будет ложным».

Приведем формулировку элементарной теории операторов истинности и ложности $_{\mathrm{E}}$**TFT** [7].

Язык $_{\mathrm{E}}$TFT

Алфавит $_{\mathrm{E}}$TFT:

$s, s_1, s_2, \ldots$ сентенциальные переменные;

$\neg$, $\Rightarrow$ логические константы, обозначающие отрицание и импликацию;

T, *F*, логические константы, обозначающие операторы истинности и ложности;

технические символы.

Правила образования

1.1. Если v есть сентенциальная переменная, то (v) есть элементарная формула.

1.2. Если E есть элементарная формула, то E есть правильно построенная формула (ппф).

1.3. Если A есть ппф, то (TA) и (FA) есть ппф.

Из всего множества ппф (это множество называем For) выделим подмножество формул, которые образованы из префиксированных операторами истинности или ложности формул (называемыми в дальнейшем TF-формулами (TF-ф.), а их множество TF-For).

2.1. Если A есть ппф, то (TA) и (FA) есть TF-ф.

2.2. Если P_1, P_2 есть TF-ф., то (TP_1), (FP_1), $(\urcorner P_1)$ и $(P_1 \Rightarrow P_2)$ есть ппф и TF-ф.

3. Ничто иное не является ппф и TF-ф.

Метапеременные: A, B, C, ... для ппф;
$P, P_1, P_2, \ldots$ для TF-ф.

Будет удобно говорить, следуя Бочвару, об элементарных формулах как внутренних формулах и языке, а о TF-ф. как о внешних формулах и языке теории.

Принимаем обычные соглашения насчет опускания скобок.

Определим ряд производных связок на множестве TF-ф. классическим образом.

D1.1. $(P_1 \wedge P_2) =_{df} \urcorner (P_1 \Rightarrow \urcorner P_2)$,

D1.2. $(P_1 \vee P_2) =_{df} (\urcorner P_1 \Rightarrow P_2)$,

D1.3. $(P_1 \veebar P_2) =_{df} ((P_1 \vee P_2) \wedge \urcorner (P_1 \wedge P_2))$,

D1.4. $(P_1 \Leftrightarrow P_2) =_{df} ((P_1 \Rightarrow P_2) \wedge (P_2 \Rightarrow P_1))$.

Определим оператор строгой истинности $\ulcorner$:

D2.1. $\ulcorner A =_{df} (TA \wedge \urcorner FA)$.

A.1. Схемы аксиом для логики CL_2(TF-For, $\urcorner$, $\Rightarrow$))

К этим схемам аксиом классической двузначной логики высказываний добавим аксиомы редукции, которые выражают условия истинности и ложности для TF-формул.

A2.1. $TP \Leftrightarrow P$

A2.2. $FP \Leftrightarrow \urcorner P$

Правила вывода

$$R1.\ \frac{P_1, (P_1 \Rightarrow P_2)}{P_2}\ \text{MP}$$

Правила введения и удаления оператора строгой истинности $\ulcorner$:

$$\text{R2.1.}\ \frac{A}{\ulcorner A} \qquad \text{R2.2.}\ \frac{\ulcorner A}{A}$$

Завершена формулировка элементарной теории операторов истинности и ложности $_{\mathbf{E}}$**TFT**.

Понятие вывода из гипотез определяется и обозначается стандартно.

Выводом из гипотез называется всякая последовательность формул $A_1, A_2, ..., A_n$ такая, что для любого i ($1 \leq i \leq n$) формула A_i является либо посылкой, либо аксиомой, либо непосредственным следствием одной из предшествующих формул. Вывод из гипотез Г формулы А обозначается (Г $\vdash$ А).

МТ1. Если $\Gamma, P_1 \vdash P_2$, то $\Gamma \vdash (P_1 \Rightarrow P_2)$.

Теоремы

Теорема проекции

Т1. $(TA \Leftrightarrow TTA)$.

У Аристотеля [2]: «утверждение о том, что истинное утверждение истинно, само истинно, и это может быть продолжено до бесконечности».

Т2.1. $(TA \veebar ⌝ TA)$.

У Аристотеля [2]: «можно сказать (αν), что это истинно и не может в то же время быть неистинным».

Т2.2. $(FA \veebar ⌝ FA)$.

Из вышеприведенных дилеммы истинности и дилеммы ложности следует тетралемма истинности и ложности.

Определим n-местную исключающую дизъюнкцию $\veebar$:

D3. $\veebar(P_1, P_2, P_3, ..., P_n) \equiv_{df} (P_1 \wedge ⌝ P_2 \wedge ⌝ P_3 \wedge ... ⌝ P_n) \vee$
$\vee (⌝ P_1 \wedge P_2 \wedge ⌝ P_3 \wedge ... ⌝ P_n) \vee$
$\vee ... \vee (⌝ P_1 \wedge ⌝ P_2 \wedge ⌝ P_3 \wedge ... \wedge P_n)$.

Тогда имеем

Т3. $\veebar(TA \wedge ⌝ FA, ⌝ TA \wedge FA, TA \wedge FA, ⌝ TA \wedge ⌝ FA)$.

Содержательно формула звучит так: всякое предложение либо истинно и не ложно, либо ложно и не истинно, либо истинно и ложно, либо не истинно и не ложно.

Отметим, что оператор строгой истинности $\ulcorner$ соответствует первому члену тетралеммы.

Определим импликацию $\supset$, которую назовем D-импликацией, так как именно она фигурирует в еще одной теореме дедукции.

D4.1. $(A \supset B) =_{df} (\ulcorner A \Rightarrow \ulcorner B)$

Имеем еще одну метатеорему дедукции:

МТ2. $\Gamma, A \vdash B \Rightarrow \Gamma \vdash (A \supset B)$

То есть имеем метатеорему дедукции для D-импликации для любых формул, а не только для TF-формул как в теореме **МТ1**.

Определим D-отрицание:

D4.2. $\neg A =_{df} ⌝ \ulcorner A$

Содержательная интерпретация D-отрицания — не истинно или ложно, что А, или не строго истинно А.

Теперь можно построить классическую по форме логику со связками $\neg$ и $\supset$, которую обозначим $\mathbf{CL}_4$(For, $\neg$, $\supset$). Отметим, что она имеет четырехзначную, а не двухзначную, интерпретацию, то есть не главную (по Черчу [10]).

Существенной особенностью логики $\mathbf{CL}_4$(For, $\neg$, $\supset$) является то, что она может рассматриваться только в рамках теории TFT(Σ,^,$\forall$), то есть она неотделима от теории и вне последней теряет свой смысл.

Интерпретация

Имеем четырехзначную интерпретацию с логическими значениями: T, F, B, N.

Выделенное значение — T.

Таблицы значений для исходных и производных связок и операторов:

P	⌐P
T	F
F	T

$\Rightarrow$	T	F
T	T	F
F	T	T

A	*T*A	*F*A	⌈A
T	T	F	T
F	F	T	F
B	T	T	F
N	F	F	F

A	$\neg$A
T	F
F	T
B	T
N	T

$\supset$	T	F	B	N
T	T	F	F	F
F	T	T	T	T
B	T	T	T	T
N	T	T	T	T

2. РАСШИРЕНИЕ ОБЛАСТИ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ОПЕРАТОРОВ ИСТИННОСТИ И ЛОЖНОСТИ НА УНИВЕРСУМ СИМВОЛЬНЫХ ВЫРАЖЕНИЙ

В семантической теории истины Тарский с самого начала применяет логические связки к выражениям языка и лишь позже к частным случаям предложений.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 2. x *является отрицанием выражения* y — *символически* x = $\overline{\text{y}}$ — тогда *и только тогда, когда* x = ng$\wedge$y.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 3. x *является логической суммой* (*альтернативой, дизъюнкцией) выражений* x *и* y — *символически* x = y + z — *тогда и только тогда, когда* x = (sm$\wedge$y)$\wedge$z» [9].

Поэтому область определения операторов истинности и ложности расширяем на универсум символьных выражений (см. [11]).

Под символьным выражением (словом или строкой в алфавите A) понимают конечную линейную последовательность символов некоторого языка. Пусть A_Σ есть множество констант c, c_1, ... и переменных w, w_1, ... для символьных выражений, то есть $A_\Sigma = \{c, c_1, ..., c_k, w, w_1, ..., w_n\}$. Отметим, что предложения некоторого языка являются частным случаем выражений этого языка.

В алфавите $_{\mathbf{E}}$**TFT** сентенциальные переменные заменяем на: $w, w_1, w_2, ...$ переменные для символьных выражений. Получаем алфавит и язык теории $_{\mathbf{E}}$**TFT**(Σ).

В правилах образования $_{\mathbf{E}}$**TFT** изменяется только первый пункт 1.1.

1.1*. Если v есть переменная для символьных выражений, то (v) есть элементарная формула (сокр. Е-ф.).

Остальные правила, аксиомы и правила вывода аналогичны тем, которые имеются в $_{\mathbf{E}}$**TFT**.

Таким образом, получаем формулировку метатеории, которую будем называть элементарной теорией операторов истинности и ложности над универсумом символьных выражений (сокращенно $_{\mathbf{E}}$**TFT(Σ)**). Расширение области определения операторов истинности и ложности на универсум символьных выражений будем рассматривать как продолжение лингвистического поворота в логической семантике.

Предложения в языке строятся по правилам грамматики этого языка. В настоящее время имеется множество языков и соответствующих им грамматик. Однако найти такую грамматику естественного языка, с помощью которой удалось бы отделить осмысленные предложения от бессмысленных, еще не получилось. Тарский писал об этом так: «Мы не знаем в точности, какие выражения являются предложениями» [8]. Также и А.М. Анисов пишет: возможность отождествления текста T и множества его предложений $S(T)$, к сожалению, должна быть отклонена ввиду *неоднозначности* процедуры формирования множества $S(T)$. Неоднозначность вызвана глобальной невозможностью дать точное определение понятию правильно построенного предложения для всех естественных и многих искусственных языков, за исключением так называемых формальных языков [1]. В то же время все предложения являются выражениями языка, которые являются конструктивными объектами и точно определенными. Поэтому имеет смысл иметь дело именно с выражениями, расширив область определения операторов истинности и ложности на универсум символьных выражений языка (см. рис.).

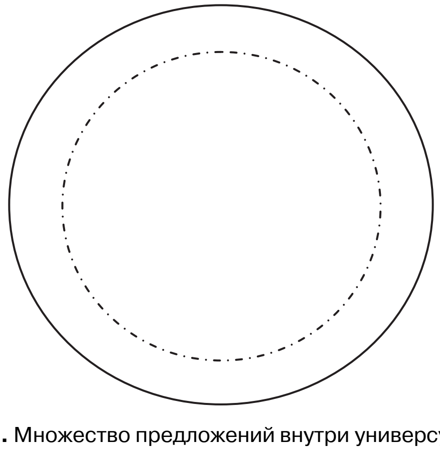


Рис. Множество предложений внутри универсума символьных выражений языка

При этом выражения, не являющиеся предложениями, будут все не истинными и не ложными. Это положение не влияет на остальные положения логической семантики, лишь расширяя ее язык.

С использованием термина «выражение» языка теории Мендельсон определяет формальную теорию [5]: «Формальная (аксиоматическая) теория считается определенной, если выполнены следующие условия:

(1) Задано некоторое счетное множество символов теории *T*. Конечные последовательности символов теории *T* называется выражением теории *T*.

(2) Имеется подмножество выражений теории *T*, называемых формулами».

Рассматриваемая метатеория логической семантики основывается на тезисе о единственности денотата *истина* и формулируется как теория операторов истинности и ложности над универсумом символьных выражений. Можно сравнить с афоризмом У. Куайна: я рассматриваю логику как результирующую двух компонент — истины и грамматики [4].

Теория конкатенации Тарского и специальные аксиомы метанауки

В своей семантической теории истины Тарский, прежде всего, строит метанауку и лишь затем переходит к построению определений истинных предложений. Он пишет: переходя к списку аксиом метанауки, я прежде всего замечу, что в соответствии с двумя категориями выражений метанауки этот список охватывает два целиком разных вида предложений: с одной стороны, *общелогические аксиомы*, достаточные для построения достаточно обширной системы математической логики, с другой же стороны, *специальные аксиомы метанауки*, устанавливающие некоторые элементарные и согласные с интуицией свойства выше оговоренных структурно-описательных понятий [9].

Специальные аксиомы метанауки являются аксиомами теории конкатенации **Cn** ($\wedge$ — операция конкатенации). Это специфические аксиомы метаязыка, которые описывают некоторые элементарные свойства используемых им структурно-дескриптивных понятий. У Тарского они приведены в полуформальном виде.

Аксиома 1. ng, sm, qu *и* in *являются выражениями; никакие из этих четырех выражений не тождественны.*

Аксиома 2. v_k *являются выражением тогда и только тогда, когда* k *есть натуральное число, отличное от* 0; v_k *отличается от выражений* ng, sm, qu, in, *а также от каждого из выражений* v_1, *если только* $k \neq 1$.

Аксиома 3. $\mathrm{x}\wedge\mathrm{y}$ *есть выражение тогда и только тогда, когда* x *и* y *есть выражения;* $\mathrm{x}\wedge\mathrm{y}$ *отличается от выражений* ng, sm, qu, in, *и от каждого выражения* v_k.

Аксиома 4. *Если* x, y, t, z — *выражения, то* $\mathrm{x}\wedge\mathrm{y} = \mathrm{z}\wedge\mathrm{t}$ *тогда и только тогда, когда выполнено одно из следующих условий:*

(α) $\mathrm{x} = \mathrm{z}$ *и* $\mathrm{y} = \mathrm{t}$;

(β) *существует такое выражение* u, *что* $\mathrm{x} = \mathrm{z}\wedge\mathrm{u}$ *и* $\mathrm{t} = \mathrm{u}\wedge\mathrm{y}$;

(γ) *существует такое выражение* u, *что* $\mathrm{z} = \mathrm{x}\wedge\mathrm{u}$ *и* $\mathrm{y} = \mathrm{u}\wedge\mathrm{t}$.

Аксиома 5 (принцип полной индукции). *Если класс X выполняет следующие условия:* (α) ng ∈ X, sm ∈ X, qu ∈ X, in ∈ X; (β) *если k является натуральным числом, отличным от* 0, *то* $v_k \in X$; (γ) *если* x ∈ X *и* y ∈ X, *то* x^y ∈ X — *тогда каждое выражение принадлежит к классу* X.

Эта метанаука не вызывает никаких сомнений и полностью совместима с метатеорией $_{\mathrm{E}}$**TFT**.

3. НЕЭЛЕМЕНТАРНАЯ ТЕОРИЯ ОПЕРАТОРОВ ИСТИННОСТИ И ЛОЖНОСТИ НАД УНИВЕРСУМОМ СИМВОЛЬНЫХ ВЫРАЖЕНИЙ

Обогащение языка $_{\mathrm{E}}$TFT(Σ) операцией конкатенации

Имеет смысл рассмотреть операции со сложными символьными выражениями. Роль связок при этом будет играть операция конкатенации ∧ (сочленения). Тем самым в этих случаях будут рассматриваться неэлементарные формулы, в которые будут входить сложные символьные выражения. Тогда теория операторов истинности и ложности перестает быть элементарной. Сформулируем неэлементарную теорию операторов истинности и ложности над универсумом символьных выражений с операцией конкатенации (сокр. **TFT(Σ**, ∧**)**).

Язык TFT(Σ, ∧)

Алфавит TFT(Σ, ∧)

c, c_1, c_2, ... символьные константы;
w, w_1, w_2, ... переменные для символьных выражений;
∧ операция конкатенации;
¬ , ⇒ логические константы, обозначающие отрицание и импликацию;
T, *F*, логические константы, обозначающие операторы истинности и ложности;
), (технические символы.

Правила образования

В правилах образования $_{\mathrm{E}}$**TFT** изменяется только первый пункт 1.

1.1.1. Если W есть константа или переменная для символьных выражений, то W есть символьное выражение (S-выражение).

1.1.2. Если W_1, W_2 есть S-выражения, то $W_1 \wedge W_2$ есть S-выражение.

1.2*. Если W есть S-выражение, то (W) есть ппф.

Таким образом, получаем формулировку метатеории, которую будем называть теорией операторов истинности и ложности с операцией конкатенации над универсумом символьных выражений **TFT(Σ, ∧)**.

Обогащение языка TFT(Σ) кванторами

Следующий шаг в построении теории операторов истинности и ложности над универсумом символьных выражений состоит во введении кванторов в язык **TFT(Σ**, ∧**)**). По сути дела кванторы употребляются в полуформальной теории конкатенации. Далее обогатим язык теории **TFT(Σ**, ∧**)** квантором всеобщности (1).

К правилам образования, аксиомам и правилам вывода **TFT(Σ, ∧)** добавляем правило образования квантифицированных формул, правило вывода для квантора всеобщности и аксиомы для квантора всеобщности. Получаем квантифицированную теорию операторов истинности и ложности и операции конкатенации над универсумом символьных выражений (сокращенно **TFT(Σ, ∧, ∀)**).

На этом шаге завершаем построение теории операторов истинности и ложности над универсумом символьных выражений. Поэтому приведем ее формулировку полностью.

Язык TFT(Σ, ∧, ∀)

Алфавит TFT(Σ, ∧, ∀)

c, c_1, c_2, ... символьные константы;
w, w_1, w_2, ... переменные для символьных выражений;
∧ операция конкатенации;
⌉ , ⇒ логические константы, обозначающие отрицание и импликацию;
∀ квантор всеобщности;
T, *F*, логические константы, обозначающие операторы истинности и ложности;
), (технические символы.

Правила образования

1.1.1. Если W есть константа или переменная для символьных выражений, то W есть символьное выражение (S-выражение).
1.1.2. Если W_1, W_2 есть S-выражения, то W_1^W_2 есть S-выражение.
1.2*. Если W есть S-выражение, то (W) есть ппф.
1.3. Если A есть ппф, то (*T*A) и (*F*A) есть ппф.

Из всего множества ппф (это множество называем For) выделим подмножество формул, которые образованы из префиксированных операторами истинности или ложности формул (называемыми в дальнейшем TF-формулами (TF-ф.), а их множество TF-For).

2.1. Если A есть ппф, то (*T*A) и (*F*A) есть TF-ф.
2.2. Если P_1, P_2 есть TF-ф., то (*T*P_1), (*F*P_1), (⌉ P_1) и ($P_1 \Rightarrow P_2$) есть ппф и TF-ф.
2.3. Если *v* есть переменная и P есть TF-ф., то ∀*v* P есть TF-ф.
3. Ничто иное не является ппф и TF-ф.

Метапеременные: *v* для переменных;
A, B, C, ... для ппф;
P, P_1, P_2, ... для TF-ф.
W, W_1, W_2 ... для символьных выражений.

Множество символьных выражений W-For. Пусть ForW $=_{df}$ (W-For ∪ TF-For).

Принимаем обычные соглашения насчет опускания скобок.

Определим ряд производных связок на множестве TF-ф. классическим образом.

D1.1. $(P_1 \wedge P_2) =_{df}$ ⌉ ($P_1 \Rightarrow$ ⌉ P_2),
D1.2. $(P_1 \vee P_2) =_{df}$ (⌉ $P_1 \Rightarrow P_2$),

D1.3. $(P_1 \veebar P_2) =_{df} ((P_1 \vee P_2) \wedge ⌐ (P_1 \wedge P_2))$,
D1.4. $(P_1 \Leftrightarrow P_2) =_{df} ((P_1 \Rightarrow P_2) \wedge (P_2 \Rightarrow P_1))$.

Определим оператор строгой истинности $\ulcorner$:
D2.1. $\ulcorner A =_{df} (TA \wedge ⌐ FA)$,

Схемы аксиом для логики CL_2(TF-For, ⌐ , ⇒))
A1.1. $(P_1 \Rightarrow (P_2 \Rightarrow P_1))$
A1.2. $(P_1 \Rightarrow (P_2 \Rightarrow P_3)) \Rightarrow ((P_1 \Rightarrow P_2) \Rightarrow (P_1 \Rightarrow P_3))$
A1.3. $((⌐ P_1 \Rightarrow ⌐ P_2) \Rightarrow (P_2 \supset P_1))$

Аксиомы для квантора всеобщности
A1.4. $\forall v\, P(v) \supset P(A)$, если A свободно для v в P(A).
A1.5. $\forall v\, (P_1 \supset P_2) \supset (P_1 \supset \forall v\, P_2))$, если P_1 не содержит свободных вхождений v.

Аксиомы редукции, которые выражают условия истинности и ложности для TF-формул.
A2.1. $TP \Leftrightarrow P$
A2.2. $FP \Leftrightarrow ⌐ P$

Правила вывода

$$R1.\quad \frac{P_1, (P_1 \Rightarrow P_2)}{P_2}\ \text{MP}$$

Правила введения и удаления оператора строгой истинности $\ulcorner$:

$$\text{R2.1.}\quad \frac{A}{\ulcorner A} \qquad \text{R2.2.}\quad \frac{\ulcorner A}{A}$$

$$\text{R3.}\quad \frac{P}{\forall v P}\ \text{Gen}$$

Таким образом, получаем формулировку метатеории, которую будем называть квантифицированной теорией операторов истинности и ложности с операцией конкатенации над универсумом символьных выражений (сокращенно **TFT(Σ, ∧, ∀)**).

Приведем еще ряд теорем.

Квантор существования определяется стандартно:
D3.1. $\exists v\, P =_{df} ⌐ \forall v\, ⌐ P$.

Необходимо заметить, что для кванторов имеет смысл принять подстановочную интерпретацию.

Теоремы независимости операторов истинности и ложности
T4.1. $\exists v\, (TA \wedge ⌐ FA)$,
T4.2. $\exists v\, (⌐ TA \wedge FA)$,
T4.3. $\exists v\, (TA \wedge FA)$,
T4.4. $\exists v\, (⌐ TA \wedge ⌐ FA)$.

Выделим подтеорию теории **TFT(Σ, ∧, ∀)**, в алфавите которой будут вышеопределенные связки $\neg, \supset$ и определяемый ниже как сокращение квантор всеобщности A.

D4. $Av\, W \equiv_{df} \forall v \ulcorner W$

Эта подтеория может рассматриваться как логическое исчисление L(ForW, ¬, ⊃, A) (*с отрицанием* ¬*, импликацией* ⊃ *и квантором всеобщности* A).

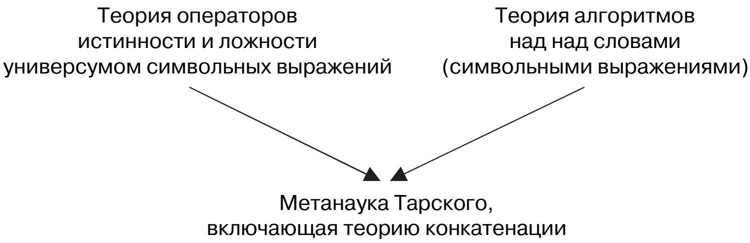
Тогда имеем метатеорему:

MT9. Для формул языка TFT(Σ, ∧, ∀) имеет место логика L(ForW, ¬, ⊃, A).

Отметим, что логика L(ForW, ¬, ⊃, A), которую будем называть логикой символьных выражений, может рассматриваться только в рамках теории TFT(Σ, ∧, ∀), то есть она неотделима от теории и вне последней теряет свой смысл.

О логике L(ForW, ¬, ⊃, A) можно говорить как о чистом исчислении символьных выражений в том смысле, что символьные выражения еще не подразделены по каким-либо категориям, сортам, типам, порядкам, уровням или на множества индивидов и предикатов, а следовательно, свободны от соответствующих экзистенциальных допущений.

В полученной метатеории степень абстракции такая же, как и в теории алгоритмов. Соотношение метанауки Тарского, теории операторов истинности и ложности, область определения которых расширена на универсум символьных выражений и теории алгоритмов, представим на следующей схеме.



Возможность расширения области определения логических связок и логических операторов на универсум символьных выражений позволяет задать вопрос: для каких еще связок и отношений имеет смысл расширить их области определения на универсум символьных выражений?

4. РАСШИРЕНИЕ ОБЛАСТИ ОПРЕДЕЛЕНИЯ СВЯЗКИ «ЕСТЬ» ОНТОЛОГИИ ЛЕСНЕВСКОГО НА УНИВЕРСУМ СИМВОЛЬНЫХ ВЫРАЖЕНИЙ

В онтологии Лесневского [12] отношение между именами x и y описывается термином ε, который Лесневский считает соответствующим связке «есть» польского языка. Он считает, что предложение «x есть y» (символически x ε y) имеет смысл для любых имен x, y: пустых, единичных, общих.

Принимается, что предложение x ε y истинно, если и только если имя x единично, и его объем включается в объем имени y.

Исходя из этого утверждения, Лесневский вводит аксиому своей онтологии.

A1. $x\varepsilon y \equiv \exists x\ x\varepsilon y \wedge \forall x_3 \forall x_4\ ((x_3\varepsilon x \wedge x_4\varepsilon x \supset x_3\varepsilon x_4) \wedge \forall x\ (x\varepsilon x \supset x\varepsilon y)$.

являющаяся единственной аксиомой элементарной онтологии Лесневского.

Элементарную онтологию Лесневского сопоставляют с атомной алгеброй классов. Формула x ε x является условием атомности.

Также истинность формулы x ε x является условием того, что x есть единичное имя.

Алгебра имен Лесневского имеет ту особенность, что в ней возможны креативные определения. Для обеспечения некреативности определений Иванусь добавил к аксиоме Лесневского еще две аксиомы.

A2.1. $\forall x\,(x\ \varepsilon\ /y) \equiv ((x\ \varepsilon\ x) \wedge \neg(x\ \varepsilon\ y))$

A2.2. $\forall x\,(x\ \varepsilon\ (y_1 \cap y_2)) \equiv ((x\ \varepsilon\ y_1) \wedge (x\ \varepsilon\ y_2))$

Онтологию Лесневского также называют исчислением имен. Исходя из того, что все имена в языке являются символьными выражениями этого языка, а также из того, что в онтологии Лесневского допустимы любые имена: пустые, единичные, общие возможно расширение области определения связки «есть» онтологии Лесневского на универсум символьных выражений.

При таком расширении области определения связки «есть» производится замена индивидных переменных для имен на индивидные переменные для символьных выражений. Все же формулировки аксиом останутся такими же по форме.

Важным же выводом из такой формулировки онтологии Лесневского будет наличие критерия наличия единичных имен в языке со столь абстрактным синтаксисом.

Определение единичного имени:

D1. $\mathrm{Ind}(n) =_{df} n\ \varepsilon\ n$

T1. $\exists x\ x\ \varepsilon\ x$,

Эта теорема показывает, что среди выражений языка онтологии Лесневского с расширенной областью определения связки «есть» на универсум символьных выражений имеются единичные имена, то есть имена собственные. Рассмотрение единичных имен с необходимостью требует рассмотрения семантики, онтологии и предметной области их денотатов, то есть выхода за пределы абстрактного синтаксиса.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Таким образом, завершение поворота к языку в логической семантике состоит в расширении области определения операторов истинности и ложности в логической семантике на универсум символьных выражений, что позволяет оперировать логически со всевозможными выражениями языка, включая бессмысленные.

ПРИМЕЧАНИЯ

(1) У Аристотеля [2]: «невозможно, чтобы высказывания были все ложными или все истинными.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Анисов А.М. Теории, полу теории и псевдо теории // Логико-философские исследования. Вып. 7. М., 2016. С. 5—31.

[2] Аристотель Метафизика // Сочинения в четырех томах. Т. 1. М., 1976. С. 63—368.

[3] Карнап Р. Преодоление метафизики логическим анализом языка // Вестник МГУ Сер. «Философия». 1993. № 6. С. 11—26.
[4] Куайн У. Философия логики. М., 2008.
[5] Мендельсон Э. Введение в математическую логику. М., 1971.
[6] Павлов С.А. Онтологический тезис обобщенной Буль $\cap$ Фреге семантики // Вестник РУДН. Серия: Философия. 2016. № 1. С. 58—69.
[7] Павлов С.А. Об исходной теории новой программы построения и онтологического обоснования логики // Логико-философские исследования. Вып. 7. М., 2016. С. 94—120.
[8] Тарский А. Семантическая концепция истины и основания семантики // Аналитическая философия: становление и развитие. М., 1998.
[9] Тарский А. Понятие истины в языках дедуктивных наук // Философия и логика Львовско-Варшавской школы. М., 1999. С. 19—155.
[10] Черч А. Введение в математическую логику. М., 1960.
[11] Pavlov S.A. Extension of Definitional Domain for Truth and Falsehood Operators // XXIII World Congress of Philosophy. Philosophy as Inquiry and Way of Life. Greek, Athens, 2013. P. 552—553.
[12] Slupecki J. St. Lesniewski's Calculus of Names // Studia Logica. Vol. III. Warszawa, 1955. P. 7—76.

Сведения об авторе:
Павлов Сергей Афанасьевич — кандидат философских наук, научный сотрудник отдела теории познания Института философии РАН (e-mail: sergey.aph.pavlov@gmail.com)

DOI: 10.22363/2313-2302-2017-21-2-199-212

CONSUMMATION TURN TO LANGUAGE IN LOGICAL SEMANTICS

S.A. Pavlov

Institute of Philosophy of RAS
12/1, Goncharnaya St., 109240, Moscow, Russian Federation

Abstract. Consummation turn to language in logical semantics is proposed as an extension domain of definition the truth and falsity operation to universe of symbolic expressions in the logical semantics. This makes it possible to operate with all sorts of logical expressions of the language, including meaningless.

Key words: validity, falsehood, Tarsky, metascience, symbolical expressions

REFERENCES

[1] Anisov AM. Teorii, polu teorii i psevdo teorii. *Logiko-filosofskie issledovaniya*. 2016; (7). P. 5—31. (In Russ).
[2] Aristotel'. Metafizika. *Sochineniya v chetyrekh tomah.* Vol. 1. Moscow, 1976. P. 63—368. (In Russ).
[3] Karnap R. Preodolenie metafiziki logicheskim analizom yazyka. *Vestnik MGU*, *Ser. «Filosofiya»*. 1993; (6). P. 11—26. (In Russ).
[4] Kuajn U. *Filosofiya logiki*. Moscow, 2008. (In Russ).
[5] Mendel'son EH. *Vvedenie v matematicheskuyu logiku*. Moscow, 1971. (In Russ).

[6] Pavlov SA. Ontologicheskij tezis obobshchennoj Bul' ∩ Frege semantiki. *RUDN Journal of Philosophy.* 2016; (1). P. 58—69. (In Russ).

[7] Pavlov SA. Ob iskhodnoj teorii novoj programmy postroeniya i ontologicheskogo obosnovaniya logiki . *Logiko-filosofskie issledovaniya*. 2016; (7). P. 94—120. (In Russ).

[8] Tarskij A. Semanticheskaya koncepciya istiny i osnovaniya semantiki. *Analiticheskaya filosofiya: stanovlenie i razvitie.* Moscow, 1998. (In Russ).

[9] Tarskij A. Ponyatie istiny v yazykah deduktivnyh nauk. *Filosofiya i logika L'vovsko-Varshavskoj shkoly*. Moscow, 1999. P. 19—155. (In Russ).

[10] Cherch A. *Vvedenie v matematicheskuyu logiku*. Moscow, 1960. (In Russ).

[11] Pavlov SA. Extension of Definitional Domain for Truth and Falsehood Operators. *XXIII World Congress of Philosophy. Philosophy as Inquiry and Way of Life*, Greek, Athens, 2013. P. 552—553.

[12] Slupecki J. St. Lesniewski's Calculus of Names. *Studia Logica*. Vol.III. Warszawa, 1955. P. 7—76.