ФИЛОСОФСКИЕ ПРОБЛЕМЫ ЛОГИКИ И МАТЕМАТИКИ

АКСИОМАТИЧЕСКАЯ ТЕОРИЯ ОБОЗНАЧЕНИЯ И ОНТОЛОГИЯ ЛЕСНЕВСКОГО

С.А. Павлов

Институт философии РАН
ул. Волхонка, 14, Москва, Россия, 119991

В статье рассматриваются исходные положения и основные аксиомы теории обозначения. Отмечается взаимосвязь отдельных положений теории обозначения с элементарной онтологией Лесневского.

Ключевые слова: логика, Лесневский, «элементарная онтология», аксиомы теории обозначения.

ВВЕДЕНИЕ

Целью этой статьи является построение аксиоматической теории обозначения (именования). Построенная теория обозначения является прикладным исчислением относительного чистого исчисления символьных выражений.

Поэтому начнем с формулировки теория истины с операторами истинности и ложности, в рамках которой формулируется исчисление символьных выражений [4; 5].

1. ТЕОРИЯ ИСТИНЫ С ОПЕРАТОРАМИ ИСТИННОСТИ И ЛОЖНОСТИ TFT(∀, Σ, ^)

Алфавит TFT(∀, Σ, ^):

$s, s_1, s_2, \ldots$ переменные для символьных выражений языка;

$c, c_1, c_2, \ldots$ константы для символьных выражений языка;

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

¬, ⊃ логические константы, обозначающие отрицание и импликацию;

∀ квантор всеобщности;

^ конкатенация (операция сочленения);

), (технические символы.

Язык теории TFT(∀, Σ, ^)

Правила образования

1.1. Если S есть переменная или константа для символьных выражений, то S есть символьное выражение (сокр.: S-выражение).

1.2. Если S_1, S_2 есть S-выражения, то S_1^S_2 есть S-выражение.

1.3. Если S есть S-выражение, то S, T(S), F(S) есть формулы, в которые входят S-выражения (сокр.: S-формулы).

1.4. Если v есть переменная для символьных выражений и S есть S-формула, то $(\forall v\ S)$ есть S-формула.

Из всего класса S-формул выделим подкласс формул, которые образованы из префиксированных операторами истинности или ложности формул (называемыми в дальнейшем TF-формулами (TF-ф.)).

2.1. Если S есть S-формула, то T(S), F(S) есть TF-ф.

2.2. Если P_1, P_2 есть TF-ф., то (TP_1), (FP_1), $(\neg P_1)$ и $(P_1 \supset P_2)$ есть TF-ф.

2.3. Если v есть переменная для символьных выражений и P есть TF-ф., то $(\forall v\ P)$ есть TF-ф.

2.4. Всякая TF-ф. есть S-формула.

3. Ничто иное не является S-формулой и TF-ф.

Метапеременные: S, S_1, S_2, ..., для S-формул;
P, P_1, P_2, ..., для TF-ф.

Определим ряд производных связок классическим образом.

D1.1.1. $(P_1 \wedge P_2) \equiv_{df} \neg (P_1 \supset \neg P_2)$,

D1.1.2. $(P_1 \vee P_2) \equiv_{df} (\neg P_1 \supset P_2)$,

D1.1.3. $(P_1 \veebar P_2) \equiv_{df} ((P_1 \vee P_2) \wedge \neg (P_1 \wedge P_2))$,

D1.1.4. $(P_1 \supset\subset P_2) \equiv_{df} ((P_1 \supset P_2) \wedge (P_2 \supset P_1))$.

Схемы аксиом

A1.1. $(P_1 \supset (P_2 \supset P_1))$

A1.2. $(P_1 \supset (P_2 \supset P_3)) \supset ((P_1 \supset P_2) \supset (P_1 \supset P_3))$

A1.3. $((\neg P_1 \supset \neg P_2) \supset (P_2 \supset P_1))$

A1.4. $\forall s\ P(s) \supset P(S_1)$, если S-выражение S_1 свободно для s в P(s).

A1.5. $\forall s\ (P_1 \supset P_2) \supset (P_1 \supset \forall s\ P_2))$, если P1 не содержит свободных вхождений s.

К этим схемам аксиом добавим аксиомы, которые выражают условия истинности и ложности для TF-формул.

A1.6.1. $TP \supset\subset P$ (Т-эквивалентность для TF-ф.)

A1.6.2. $FP \supset\subset \neg P$

Условия истинности и ложности для кванторов формулируем в виде следующих аксиом.

A1.7.1. $T\forall s\ S \supset\subset \forall s\ TS$

A1.7.2. $F\forall s\ S \supset\subset \exists s\ FS$

A1.7.3. $T\exists s\ S \supset\subset \exists s\ TS$

A1.7.4. $F\exists s\ S \supset\subset \forall s\ FS$

Аксиомы существования.

A1.8.1. $\exists s\,(\neg \mathsf{T}s \wedge \neg \mathsf{F}s)$

A1.8.2. $\exists s\,(\mathsf{T}s \wedge \mathsf{F}s)$

Правило вывода

$$\frac{P_1, (P_1 \supset P_2)}{P_2} \quad \text{MP}$$

Правило вывода

$$\frac{S}{\forall s\, S} \quad \text{Gen}$$

Определим оператор строгой истинности (истинности и не ложности) $\ulcorner$ и введем еще два правила вывода.

D1.2. $\ulcorner S \equiv_{df} (\mathsf{T}S \wedge \neg \mathsf{F}S)$,

Правило введения $\ulcorner$

$$\frac{S}{\ulcorner S}$$

Правило удаления $\ulcorner$

$$\frac{\ulcorner S}{S}$$

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

D1.3.1. $(S_1 \supset^D S_2) =_{df} (\ulcorner S_1 \supset \ulcorner S_2)$

Определим константу «ложь» f и D-отрицание:

D1.3.2. $f =_{df} \mathsf{F}(s \supset^D s)$

D1.3.3. $\neg^D S =_{df} (S \supset^D f)$

Содержательная интерпретация D-отрицания: не истинно или ложно, что S, или не строго истинно S, усматривается из следующих теорем:

T1.1.1. $\neg^D S \supset\subset (\neg \mathsf{T}S \vee \mathsf{F}S)$

T1.1.2. $\neg^D S \supset\subset \neg\ulcorner S$

T1.2.1. $(S_1 \supset^D (S_2 \supset^D S_1))$

T1.2.2. $(S_1 \supset^D (S_2 \supset^D S_3)) \supset^D ((S_1 \supset^D S_2) \supset^D (S_1 \supset^D S_3))$.

T1.2.3. $((\neg^D S_1 \supset^D \neg^D S_2) \supset^D (S_2 \supset^D S_1))$

Производное правило вывода

$$\frac{S_1, (S_1 \supset^D S_2)}{S_2} \quad \text{MP}(\supset^D)$$

Теоремы T1.2.1—T1.2.3 вместе с MP($\supset^D$) являются формулировкой классической логики со связками $\neg^D$ и $\supset^D$, которую обозначим $CL_4(\text{For}, \neg^D, \supset^D)$.

Отметим, что она имеет четырехзначную, а не двухзначную, интерпретацию, то есть не главную (по Черчу [9]).

T1.2.4. $\forall s\, S(s) \supset^D S(S_1)$, если выражение S_1 свободно для s в S(s).

T1.2.5. $\forall s\, (S_1 \supset^D S_2) \supset^D (S_1 \supset^D \forall s\, S_2))$, если S_1 не содержит свободных вхождений s.

Исходя из следующих теорем

T1.3.1. $\neg^D P \supset\subset \neg P$

T1.3.2. $(P_1 \supset^D P_2) \supset\subset (P_1 \supset P_2)$

можем для удобства убрать верхние индексы.

В рамках теории истины с операторами истинности и ложности TFT($\forall$, Σ, ^) сформулируем исчисление символьных выражений **SEC**, в котором будут явно фигурировать только символьные выражения, логические связки $\neg$, $\supset$ и квантор всеобщности.

Алфавит SEC

s, s_1, s_2, ... переменные для символьных выражений языка;

c, c_1, c_2, ... константы для символьных выражений языка;

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

$\forall$ квантор всеобщности;

^ конкатенация (операция сочленения);

), (технические символы.

Правила образования

1.1. Если S есть переменная или константа для символьных выражений, то S есть символьное выражение (сокр.: S-выражение).

1.2. Если S_1, S_2 есть S-выражения, то S_1^S_2 есть S-выражение.

1.3. Если S есть S-выражение, то S есть S-формула.

1.4. Если S_1, S_2 есть S-формулы, то $(\neg S_1)$ и $(S_1 \supset S_2)$ есть S-формулы.

1.5. Если *v* есть переменная для символьных выражений и S есть S-формула, то $(\forall v\, S)$ есть S-формула.

2. Ничто иное не является S-формулой.

Метапеременные: S, S_1, S_2, ..., для S-формул.

Роль аксиом возьмут на себя следующие теоремы, помеченные звездочками, аналогичные вышеприведенным теоремам T1.2.1—T1.2.5.

T1.2.1.* $(S_1 \supset (S_2 \supset S_1))$

T1.2.2.* $(S_1 \supset (S_2 \supset S_3)) \supset ((S_1 \supset S_2) \supset (S_1 \supset S_3))$.

T1.2.3.* $((\neg S_1 \supset \neg S_2) \supset (S_2 \supset S_1))$

T1.2.4.* $\forall s\, S(s) \supset S(S_1)$, если выражение S_1 свободно для s в S(s).

T1.2.5.* $\forall s\, (S_1 \supset S_2) \supset (S_1 \supset \forall s\, S2))$, если S_1 не содержит свободных вхождений s.

Производное правило вывода

$$\frac{S_1, (S_1 \supset S_2)}{S_2} \quad \text{MP}$$

Правило вывода

$$\frac{S}{\forall s\, S} \quad \text{Gen}$$

Необходимо отметить, что исчисление **SEC** может рассматриваться только в рамках теории **TFT(∀, Σ, ^)** и вне ее становится некорректным.

Об исчислении **SEC** можно говорить как о чистом исчислении символьных выражений в том смысле, что выражения еще не подразделены по каким-либо категориям, сортам, типам, порядкам или уровням.

Сами же выражения предназначены для того, чтобы служить именами и знаками предметов и объектов, а также для описания фактов и положений дел. Поэтому необходимо ввести категорию объектов и построить теорию обозначения, в которой символьные выражения именуют обозначаемые ими объекты.

2. ИСХОДНЫЕ ПОЛОЖЕНИЯ И ФОРМУЛИРОВКА АКСИОМАТИЧЕСКОЙ ТЕОРИИ ОБОЗНАЧЕНИЯ

Для рассмотрения и построения аксиоматической теории обозначения (сокр. **АТО**) принимаем следующие содержательные предпосылки.

Отношение обозначения (именования) — это сложное отношение, необходимой составляющей которого является конвенционально устанавливаемое соответствие между знаками (именами) и объектами — денотатами этих знаков. Это отношение принадлежит к семантике. А. Тарский в [7] об этом пишет следующее: «*Семантика* есть дисциплина, которая, вообще говоря, *имеет дело с определенными отношениями между выражениями языка и обьектами* (или «положениями дел»), *к которым «относятся» эти выражения.* В качестве типичных примеров семантических понятий мы можем указать понятия обозначения».

Сами знаки некоторого языка являются объектами и могут быть обозначаемы в метаязыке. Тем самым они могут быть денотатами для других знаков метаязыка.

Универсум объектов с задаваемым на нем отношением соответствия, которое является базисным, возьмем в качестве исходного. Множество знаков определяется конвенционально устанавливаемым отношением объект-объектного соответствия и будет подмножеством универсума объектов. Следовательно, понятие знака (имени) является не исходным в данном подходе, а определяемым.

Знаки обычно строятся из некоторого набора исходных объектов, называемых исходными символами, комбинации из которых образуют символьные выражения. Подмножества этих выражений будут служить как в качестве знаков (имен), так и в качестве предложений или высказываний. Высказывания, так же как и знаки и имена, имеют значение и смысл и предназначены для описания положения дел, событий, ситуаций и фактов.

Будем вводить два сорта переменных: (индивидные) переменные для объектов и переменные для символьных выражений языка. При этом, в отличие от концепции множественной денотации Мартина [11], нет необходимости отделять множество объектов, являющихся денотатами, от множества объектов, являющихся именами, а также от множества объектов, являющихся именами имен, то есть эти множества пересекаются или включаются в другие.

Также совместно будем рассматривать пустые, единичные и общие имена согласно той традиции, к которой принадлежат Аристотель, Гоббс, Д.С. Милль, в которой общие имена так же, как и единичные, являются обозначающими и принадлежат одной и той же семантической категории. Этим предлагаемый подход отличается от логической семантики Г. Фреге, который ограничивается именами собственными. В [8] он пишет «под знаком и именем я понимаю любое обозначение, представляющее собою собственное имя, чьим значением, стало быть, является определенный предмет (в самом широком смысле этого слова)», а также «Собственное имя (слово, знак, конфигурация знаков, выражение) выражает свой смысл, означает или обозначает свое значение. Со знаком связан выражаемый им смысл и обозначаемое им значение».

При построении теории обозначения учитываются принципы теории именования Карнапа (см. [1, 2]).

Знаки (имена) рассматриваются как имеющие значение и смысл, объем и содержание или экстенсионал и интенсионал.

На первом этапе построения теории обозначения рассматривается экстенсиональная составляющая многоаспектного отношения обозначения (см. [3, 6]), а на следующем этапе включается в рассмотрение и интенсиональная составляющая этого отношения (см. [6]).

То, что символьное выражение (объект) s соответствует объекту x, выступая тем самым знаком для x, или, говоря кратко, символьное выражение s обозначает объект x, будем символизировать формулой ($s\ \sigma\ x$).

2.1. Язык исчисления аксиоматической теории обозначения

Алфавит

x, y, z, ... переменные для объектов;

s, s_1, s_2, ... переменные для символьных выражений языка;

$\neg$, $\supset$, $\forall$, = логические символы;

σ предикатный символ для отношения обозначения;

), (технические символы.

Правила образования термов и п. п. ф.

1.1. Если t — переменная, для объектов, то t есть терм.

1.2. Если t^a — переменная для символьных выражений языка, то t^a есть терм и t^s-терм.

1.3. Если t_1 и t_2 — термы или t^s-термы, то ($t_1\ \sigma\ t_2$), ($t_1 = t_2$) есть п.п.ф.

1.4. Если P, Q — п.п.ф. и v есть переменная, то ($\neg$P), (P $\supset$ Q), ($\forall v$ P) есть п.п.ф.

Метапеременные: t, t_1, t_2 ... для термов, t^s, $t^s{}_1$, $t^s{}_2$ ... для t^s-термов, P, Q, R ... для п.п.ф.

Принимаются аксиомы и правила вывода исчисления предикатов первого порядка с равенством. Остальные связки и символы: $\wedge$, $\vee$, $\equiv$, $\exists$ задаются стандартным образом.

Определим формулу Zn(t), выражающую условие непустоты терма t и являющуюся определением непустого знака (имени).

D2.1.1. $Zn(t) \equiv_{df} \exists x\ (t\ \sigma\ x)$

Непустым знаком называется терм t, который обозначает некоторый объект x. Здесь, конечно, идет речь об экстенсиональной непустоте знака, не касаясь интенсиональной его составляющей.

Определение единичного знака (единичного имени)

D2.1.2. $Ind(t) \equiv_{df} \exists!\ x\ (t\ \sigma\ x)$

Единичным знаком будем называть терм t, который обозначает только один объект x.

Аксиомы существования знаков

A2.1.1. $\exists s\ \forall x\ (s\ \sigma\ x)$,
смысл которой состоит в том, что существует универсальный знак. Примером такого знака в естественном языке могут быть слова «объект», «предмет», местоимение «нечто».

A2.1.2. $\forall x \exists s\ ((s\ \sigma\ x) \wedge Ind(s))$,
смысл которой состоит в том, что каждый объект может быть обозначен единичным именем.

A2.1.3. $\exists s \forall x\ \neg(s\ \sigma\ x)$,
которая говорит о существовании пустых символьных выражений или первичных объектов.

A2.2.1. $\forall s \exists x\ (s = x)$,
смысл которой состоит в том, что всякое символьное выражение есть объект.

A2.2.2. $\neg\forall x \exists s\ (s = x)$,
которая говорит о том, что не всякий объект есть символьное выражение.

A2.2.3. $\forall x \exists s\ (Zn(x) \supset (s = x))$
которая говорит о том, что всякий объект, который нечто обозначает, есть символьное выражение.

При формализации семантических отношений необходимо не допускать появление семантических парадоксов.

В связи с этим имеет значение наличие следующей модели, использующей арифметику без умножения Пресбургера S+.

В качестве предметной области D, которую пробегают переменные для объектов, возьмем множество натуральных чисел.

В качестве предметной области D^s, которую пробегают переменные для символьных выражений языка, возьмем подмножество натуральных чисел, задаваемое следующим образом.

Если $(n \in D)$, то $((n + n) \in D^s)$ и $((n + n + n) \in D^s)$.

Пусть k, n — натуральные числа, тогда формула $(k\ \sigma\ n)$ есть сокращение для следующей формулы:

$(k\ \sigma\ n) \equiv_{df} ((k = (n + n)) \vee ((k + n) = (n + 3)))$.

2.2. Классификации объектов и знаков

Имеем следующую метатеорему, которая выражает отношение между областями значений переменных для объектов и переменных для символьных выражений языка. Пусть P(t) и $P(t^s)$ есть п.п.ф.

MT2.2.1. $\forall x\ P(x) \supset \forall s\ P(s)$

Первичным объектом или пустым символьным выражением называется терм t, который ничего не обозначает.

D2.2.1. $Ur(t) \equiv_{df} \forall x\ \neg(t\ \sigma\ x)$

T2.2.1. $\exists s\ Ur(s)$,

которая говорит о существовании первичных объектов.

Универсум объектов разделяется на две непересекающиеся области — непустых знаков и первичных объектов.

Дальнейшая классификация объектов возможна следующая.

Первичными именами называются объекты, которые обозначают только первичные объекты.

D2.2.2. $Pn(t) \equiv_{df} \forall x\ ((t\ \sigma\ x) \supset Ur(x)) \wedge Zn(t)$

Метаименами называются объекты, которые обозначают имена.

D2.2.3. $Mn(t) \equiv_{df} \exists s\ ((t\ \sigma\ s) \wedge Zn(s))$

Эта трехуровневая классификация исчерпывает универсумы символьных выражений и объектов.

T2.2.2. $\forall x\ (Ur(x) \vee Pn(x) \vee Mn(x))$

Можно провести более тонкую классификацию символьных выражений по рангам, определяя ранги объектов следующим образом:

D2.2.4. $Rn^1(s) \equiv_{df} \forall y\ \neg(s\ \sigma\ y)$

....

$Rn^{m+1}(s) \equiv_{df} \forall x\ ((s\ \sigma\ x) \supset Rn^m(x)) \wedge Zn(s)$

....

Такая иерархия не будет исчерпывающей, так как автонимные объекты, определяемые ниже, в нее не включаются.

Отличительной особенностью аксиоматической теории обозначения является наличие в ней универсальных и автонимных имен. Присутствие таких имен, тем не менее, не приводит к парадоксам в силу наличия модели, основанную на арифметике без умножения.

Универсальным знаком будем называть терм t, который обозначает все объекты рассматриваемого универсума.

D2.2.5. $\mathrm{Un}(t) \equiv_{df} \forall x\,(t\,\sigma\,x)$
T2.2.3. $\exists z\,\mathrm{Un}(z)$.

Автонимным знаком будем называть терм t, который обозначает сам себя.

D2.2.6. $\mathrm{An}(t) \equiv_{df} (t\,\sigma\,t)$
T2.2.4. $\exists x\,\mathrm{An}(x)$
T2.2.5. $\forall x\,(\mathrm{An}(x) \supset \mathrm{Mn}(x))$
T2.2.6. $\forall x\,(\mathrm{Un}(x) \supset \mathrm{An}(x))$
T2.2.7. $\neg\exists z\forall x\,((z\,\sigma\,x) \equiv \neg\mathrm{An}(x))$,

которая говорит, что не существует имени, равнообъемного предикату неавтонимности.

Знаки характеризуются как их объемом (и еще более абстрактно — мощностью), так и рангом в иерархии метаязыковых уровней. Это позволяет рассматривать аналогии между соответствующими предикатами теории обозначения и кардинальными и порядковыми числами.

2.3. Объемные отношения знаков

Определения отношений включения, тождества и не пересечения по объему следующие.

D2.3.1. $(t_1 \leq t_2) \equiv_{df} \forall x\,((t_1\,\sigma\,x) \supset (t_2\,\sigma\,x))$.
D2.3.2. $(t_1 \equiv t_2) \equiv_{df} \forall x\,((t_1\,\sigma\,x) \equiv (t_2\,\sigma\,x))$.
D2.3.3. $(t_1 \mid t_2) \equiv_{df} \neg\exists x\,((t_1\,\sigma\,x) \wedge (t_2\,\sigma\,x))$.

Можно усмотреть аналогию между отношениями обозначения $(z\,\sigma\,x)$ и включением по объему $(t_1 \leq t_2)$ и теоретико-множественными отношениями принадлежности $(x \in z)$ и включения $(y \subseteq u)$. Имеются сходства и различия между положениями теории множеств и теории обозначения.

Отношения равенства и равнообъемности, совпадающие в теории множеств, различаются в теории обозначения.

3. ОНТОЛОГИЯ ЛЕСНЕВСКОГО И РАСШИРЕНИЕ ЯЗЫКА АТО

Связку «есть» Лесневский рассматривает в онтологическом смысле и кладет ее в основание построения онтологии [10, 12]. В онтологии Лесневского 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.

Для того, чтобы выразить в терминах аксиоматической теории обозначения вышеуказанные условия истинности предложения x ε y, достаточно ввести следующее определение.

D3.1. $x\ \varepsilon\ y \equiv_{df} \mathrm{Ind}(x) \wedge (x \leq y)$.

Исходя из этого определения доказывается утверждение

T3.1. $x\varepsilon y \equiv \exists x\ x\varepsilon y \wedge \forall x_3 \forall x_4\ ((x_3\varepsilon x \wedge x_4\varepsilon x \supset x_3\varepsilon x_4) \wedge \forall x\ (x\varepsilon x \supset x\varepsilon y)$,

являющееся единственной аксиомой элементарной онтологии Лесневского.

Необходимость и достаточность определения D3.1. связки ε, построенного в соответствии с условими истинности предложения x ε y, для доказательства теоремы T3.1. показывает сложный, неэлементарный, синтаксический и номиналистический характер этой связки.

Определение D3.1. и теорема T3.1. показывают, что элементарная онтология Лесневского погружается в **АТО**. Можно поставить вопрос о возможности погружения аксиоматической теории обозначения в онтологию Лесневского. Ответ на этот вопрос является отрицательным.

Элементарную онтологию Лесневского сопоставляют с атомной алгеброй классов.

Формулы t ε t и Ind(t) являются условиями атомности и эквивалентны друг другу.

T3.2. $t\ \varepsilon\ t \equiv \mathrm{Ind}(t)$

Исчисление имен Лесневского имеет ту особенность, что в ней возможны креативные определения. Для обеспечения некреативности определений Иванусь добавил к аксиоме Лесневского еще две аксиомы. В формулировке этих аксиом используются операции алгебры имен. Поэтому расширим язык теории обозначения символами операций алгебры имен и зададим аксиомы алгебры имен.

В знаковых системах имеются процедуры образования новых знаков. Будем вводить новые знаки с помощью операций объединения, пересечения и разности (их символы ∪, ∩, /). Правила образования термов и п.п.ф., а также аксиомы будем формулировать по порядку рассмотрения новых операций.

Операции объединения, пересечения и разности образуют новые объекты и знаки по правилам, которые задают алгебру имен. Добавим к правилам образования следующее:

1.1′ Если t_1, t_2 есть термы, то $(t_1 \cup t_2)$, $(t_1 \cap t_2)$, (t_1 / t_2) есть термы.

Аксиомы алгебры имен

A3.1. $\forall x_2\ ((t_1 \cup t_2)\ \sigma\ x_2) \equiv ((t_1\ \sigma\ x_2) \vee (t_2\ \sigma\ x_2))$

A3.2. $\forall x_2\ ((t_1 \cap t_2)\ \sigma\ x_2) \equiv ((t_1\ \sigma\ x_2) \wedge (t_2\ \sigma\ x_2))$

A3.3. $\forall x_2\ ((t_1 / t_2)\ \sigma\ x_2) \equiv ((t_1\ \sigma\ x_2) \wedge \neg(\ t_2\ \sigma\ x_2))$

Дополнение знака t определим как разность универсального знака и знака t. При этом воспользуемся символом /, чтобы не умножать число логических символов.

D3.2. $(/t\ \sigma\ x_2) \equiv_{df} \exists x\ (Un(x) \wedge (x / t)\ \sigma\ x_2))$

Данная алгебра знаков аналогична алгебре множеств.

В алгебре имен **АТО** имеем следующие теоремы, из которых следуют формулы, соответствующие аксиомам Ивануся.

T3.3.1. $\forall x\ x\ \varepsilon\ /y \equiv ((x\ \varepsilon\ x) \wedge \neg(x\ \varepsilon\ y))$

T3.3.2. $\forall x\ x\ \varepsilon\ (y_1 \cap y_2) \equiv ((x\ \varepsilon\ y_1) \wedge (x\ \varepsilon\ y_2))$

Таким образом, заданы аксиоматически, определены и рассмотрены основные понятия, с которыми имеет дело теория обозначения, а именно: отношение обозначения, понятие знака, метазнака, классификация знаков по рангам. Имеется ряд соотношений, касающихся этих понятий, отмечены сложности их определения. Также в **АТО** вводятся операции со знаками и правила образования новых знаков.

Рассмотрено соотношение **АТО** с онтологией Лесневского и показано, что последняя погружаема в предложенную аксиоматическую теорию обозначения.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Анисов А.М.* Современная логика. — М., 2002.

[2] *Карнап Р.* Значение и необходимость. — М., 1959.

[3] *Павлов С.А.* Неклассический подход к теории обозначения // Логические методы в компьютерных науках. Труды научно-исследовательского семинара по логике ИФАН СССР. — М., 1991. — С. 97—106.

[4] *Павлов С.А.* Исходные положения теории истины с оператором истинности // Вестник РУДН. Серия «Философия». — 2009. — № 3. — С. 100—113.

[5] *Павлов С.А.* Элементарная теория истины с операторами истинности и ложности и расширение области их определения на универсум символьных выражений // Логико-философские исследования. — Вып. 5. — М., 2012. — С. 195—218.

[6] *Павлов С.А.* Экстенсиональные и интенсиональные аспекты аксиоматической теории обозначения // Логические исследования. — Вып. 4. — М., 1997. — С. 261—270.

[7] *Тарский А.* Семантическая концепция истины и основания семантики // Аналитическая философия: становление и развитие. — М., 1998.

[8] *Фреге Г.* О смысле и значении // Логика и логическая семантика. — М., 2000. — С. 230—246.

[9] *Черч А.* Введение в математическую логику. — М., 1960.

[10] *Lesniewski S.* On the foundation of Ontology // Stanislaw Lesniewski: Collected Works. — Dordreht-Warszawa, 1991. — P. 606—628.

[11] *Martin R.M.* Truth and Denotation. A Study in Semantical Theory. — Chicago and London, 1958.

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

AXIOMATIC THEORY OF DENOTATION AND LESNIEWSKI'S ONTOLOGY

S.A. Pavlov

Institute of philosophy of RAS
Volkhonka str., 14, Moscow, Russia, 119991

This paper conceders basic presuppositions of the theory of denotation and proposes the axiomatic theory of denotation. Lesniewski's elementary ontology is embedding into the axiomatic theory of denotation.

Key words: The logic, Lesnevsky, "elementary ontology", the axioms of the theory notation.

REFERENCE

[1] *Anisov A.M.* Sovremennaja logika. — M., 2002.
[2] *Karnap R.* Znachenie i neobhodimost'. — M., 1959.
[3] *Pavlov S.A.* Neklassicheskij podhod k teorii oboznachenija // Logicheskie metody v komp'juternyh naukah. Trudy nauchno-issledovatel'skogo seminara po logike IFAN SSSR — M., 1991. — S. 97—106.
[4] *Pavlov S.A.* Ishodnye polozhenija teorii istiny s operatorom istinnosti // Vestnik RUDN. Serija «Filosofija». — 2009. — № 3. — S. 100—113.
[5] *Pavlov S.A.* Jelementarnaja teorija istiny s operatorami istinnosti i lozhnosti i rasshirenie oblasti ih opredelenija na universum simvol'nyh vyrazhenij // Logiko-filosofskie issledovanija. — Vyp. 5. — M., 2012. — S. 195—218.
[6] *Pavlov S.A.* Jekstensional'nye i intensional'nye aspekty aksiomaticheskoj teorii oboznachenija // Logicheskie issledovanija. — Vyp. 4. — M., 1997. — S. 261—270.
[7] *Tarskij A.* Semanticheskaja koncepcija istiny i osnovanija semantiki // Analiticheskaja filosofija: stanovlenie i razvitie. — M., 1998.
[8] *Frege G.* O smysle i znachenii // Logika i logicheskaja semantika. — M., 2000. — S. 230—246.
[9] *Cherch A.* Vvedenie v matematicheskuju logiku. — M., 1960.
[10] *Lesniewski S.* On the foundation of Ontology // Stanislaw Lesniewski: Collected Works. — Dordreht-Warszawa, 1991. — P. 606—628.
[11] *Martin R.M.* Truth and Denotation. A Study in Semantical Theory. — Chicago and London, 1958.
[12] *Slupecki J.* St. Lesniewski's Calculus of Names // Studia Logica. — Vol. III. — Warszawa, 1955. — P. 7—76.