В.Л.Васюков

СИТУАЦИИ И СМЫСЛ: НЕ-НЕ-ФРЕГЕВСКАЯ (МЕТАФОРИЧЕСКАЯ) ЛОГИКА. II.

Abstract. *The paper is continuation of the early published work (cf. Logical Investigations, vol. 6, 1999). Semantics of the system of non-non-fregean (metaphorical) logics is proposed and some metamathematical results are obtained (soundness and completeness theorems are among them). It turns out that the systems of such a kind allow to give a first order treatment of Routley-Griffin's notion of relative identity. Then a pure metaphorical (non-suszkean) system of logics is proposed and metaphorical situational ontology is developed being the extension of the Wolniewicz's situational ontology. Final remarks concern the issues of the translation of systems proposed into Leśniewski's ontology.*

1. Не-не-фрегевская логика: система R-NNFL

Поскольку в наиболее общем виде не-фрегевская логика может быть описана как расширение исчисления предикатов с тождеством, то представляется вполне естественным в рамках не-не-фрегевского подхода описать не-не-фрегевскую логику как расширение системы ограниченной не-фрегевской логики **R-NFL** [3, с.14].

Вкратце систему **R-NFL** можно описать следующим образом.

Логическими константами **R-NFL** будут $\neg$, $\wedge$, $\vee$, $\rightarrow$, $\leftrightarrow$, $\equiv$, $\forall$, $\exists$. Обозначим как **HB** множество аксиом и правил, с помощью которых Гильберт и Бернайс построили исчисление предикатов первого порядка. Под аксиомой будем понимать подстановочный частный случай любой из схем аксиом в **HB** или любой из следующих схем:

1. $x = x$
2. $x = y \rightarrow y = x$
3. $(x = y \wedge y = z) \rightarrow (x = z)$
4. $(x_1 = y_1,\ldots,x_{s(i)} = y_{s(i)}) \rightarrow (R_i(y_1,\ldots,y_{s(i)}) \rightarrow R_i(x_1,\ldots,x_{s(i)}))$, $i = 1,\ldots,m$

A1. $A \equiv A$

A2. $(A \equiv B) \rightarrow (\varphi(B) \equiv \varphi(A))$ (где $\varphi(A)$, $\varphi(B)$ – любые формулы, такие, что $\varphi(A)$ получается из $\varphi(B)$ замещением некоторых вхождений A в $\varphi(A)$, на B)

A3. $x = y \rightarrow (A(x) \equiv A(y))$ (где $A(x)$, $A(y)$ – любые формулы, такие, что x и y свободны в них и $A(y)$ получается из $A(x)$ замещением некоторых вхождений x в $A(x)$ на y).

A4′. $(A \equiv B) \to (A \leftrightarrow B)$

Система **R-NNFL** (ограниченной не-не-фрегевской логики – restricted non-non-fregean logic) получается при расширении языка за счет связки $\cong$ (подобие по смыслу), удалении A4′ и добавлении следующих трех схем аксиом из [2]:

A4. $(\varphi(A/p)) \cong \varphi(B/p)) \to (B \cong A)$ (где φ не является противоречивой формулой или пропозициональной переменной, переменная p должна явно фигурировать в φ и $\varphi(B/p)$ есть формула, получающаяся из формулы φ подстановкой в φ формулы B вместо некоторых вхождений переменной p)

A5. $(A \equiv A') \to (A' \cong A)$

A6. $(A' \cong A) \to (A \leftrightarrow A')$

Заметим сразу, что A4 влечет

$(A \cong B) \to (B \cong A)$

Вновь, как и в случае системы SCIS, мы получаем нетранзитивность связки $\cong$ в общем случае и транзитивность связки $\equiv$. Следовательно, у нас нет гарантии, что заменяя часть предложения на имеющую тот же самый смысл, мы сохраняем ситуацию, описываемую исходным предложением: Это будет иметь место, только если эти части будут вдобавок кореферентны. Например, в предложении из [3, с. 5]:

Джон знает, что Роби – гроссмейстер, но он не знает, что прозвище Роби просто «Роби» –

ситуация изменяется или остается без изменений в зависимости от того, что знает Джон: если существует компьютерная программа РОБИ, которая играет в шахматы, то тогда то, что РОБИ будет кореференциально с (человеком) Роби, определяет прозрачность или непрозрачность нашего предложения. Если Джон знает о шахматной компьютерной программе, то ситуация остается той же самой несмотря на то, что подставляется вместо «Роби». В противном случае, замена «Роби» на «РОБИ» затрагивает всю ситуацию, поскольку и создает новое смысловое измерение и в то же время сохраняет старый смысл.

Более сложным (и более противоречивым) представляется предложение рассматривать формулу

$$(A \cong B) \cong (B \cong C) \to (A \cong C)$$

(следствие вышеприведенной теоремы и A4) в качестве утверждения о «транзитивности» $\cong$.

Следующая теорема показывает разницу между подобием и тождеством в **R-NNFL** (в **R-NFL** [3, с.10] доказуема теорема $\equiv$-тривиальности).

Теорема ≅-нетривиальности. Все предложения подобия в **R-NNFL** являются нетривиальными, т.е. для всех ппф A,B

(NT) ® $A \cong B$ тогда и только тогда, когда $A = B$.

Доказательство. $A = B$ влечет $A \cong B$ по A1 и A5. Чтобы получить обратный результат, выберем любую модель

$\boldsymbol{M} = (\boldsymbol{U},\boldsymbol{R_1},\ldots,\boldsymbol{R_n})$

для **R-NFL** из [2] и проверим, удовлетворяет ли следующая интерпретация правилам вывода **R-NNFL**. Обычные условия, которые определяют понятие выводимости, принимаем без изменений. Теперь, чтобы распространить это понятие на все формулы, добавим следующее условие:

(≅) $A \cong B$ выполняется при приписывании v переменным языка L (т.е. функции v, отображающей переменные L в $\boldsymbol{U}$) если и только если существуют переменные $x_1, \ldots, x_n, x_1', \ldots, x_n'$, ни одна из которых не связана в B, такие, что:

(a) $A = B\,(x_1/x_1', \ldots, x_n/x_n')$,

(b) $v(x_1) = v(x_1'), \ldots, v(x_n) = v(x_n')$.

Но в отличие от случая (≡) если $A \neq B$ и, следовательно, существует приписывание, которое не удовлетворяет $A \cong B$, то это не означает, что ® $A \cong B$, поскольку достаточно, чтобы имелось хотя бы одно такое приписывание. Это и опровергает тривиальность. ■ (Здесь и далее ■ означает конец доказательства.)

Тем не менее, нетривиальность означает, что мы можем рассматривать любую пару предложений A,B как имеющие разный смысл даже когда $A = B$ (т.е. мы можем выбирать попарно разные смыслы каждого из двух предложений). Наоборот, в силу A5 тривиальность имеет место лишь в одну сторону, а именно, если $A = B$, то мы получаем $A \cong B$, но из того, что A и B имеют некоторый общий смысл, не следует, что $A = B$.

2. От ситуационной к смысло-ситуационной семантике

Чтобы получить семантику для **R-NNFL**, рассмотрим вначале ситуационную семантику для **R-NFL**, построенную в [3]. Пусть $\boldsymbol{M} = (\boldsymbol{U},\boldsymbol{R_1},\ldots,\boldsymbol{R_n})$ будет моделью **R-NFL**, а именно $\boldsymbol{M}$ есть реляционная структура типа $(r(1),\ldots,r(s))$. Понятие ситуации в модельной структуре $\boldsymbol{M} = (\boldsymbol{U},\boldsymbol{R_1},\ldots,\boldsymbol{R_n})$ описывается следующим образом:

(s1) Положим $r(0) = 2$ и обозначим через $\boldsymbol{R}_0$ отношение тождества на $\boldsymbol{U}$. Пусть $i = 0,1,\ldots,s$ и пусть $\mathbf{a_1,\ldots,a}_{r(i)} \in \mathbf{U}$. Тогда $(\boldsymbol{R_i},\mathbf{a_1,\ldots,a}_{r(i)})$ и (**не**-$\boldsymbol{R_i},\mathbf{a_1,\ldots,a}_{r(i)}$) являются элементарными ситуациями в $\boldsymbol{M}$.

(s2) Если для каждого $t \in T$ Σ_t есть непустое множество элементарных ситуаций в $\boldsymbol{M}$, то $\{\Sigma_t : t \in T\}$ является ситуацией в $\boldsymbol{M}$.

(s3) Если S_1 и S_2 – ситуации в $\boldsymbol{M}$, то $(=,S_1,S_2)$ и $(\neq,S_1,S_2)$ являются элементарными ситуациями в $\boldsymbol{M}$.

(s4) Ничто другое не является ни ситуацией, ни элементарной ситуацией.

(Элементарная) ситуация $(\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)})$ представляет собой такую ситуацию, что $\boldsymbol{R_i}(\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)})$. Аналогично ситуации (**не-**$\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)}$), $(=,S_1,S_2)$ и $(\neq,S_1,S_2)$ суть такие ситуации, что не-$\boldsymbol{R_i}(\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)})$, $S_1 = S_2$ и $S_1 \neq S_2$ соответственно. Элементарная ситуация $(\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)})$ ((**не-**$\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)}$), $(=,S_1,S_2)$, $(\neq,S_1,S_2)$) имеет место или является фактом, тогда и только тогда, когда $R_i(a_1,...,a_{r(i)})$ (*не*-$R_i(a_1,...,a_{r(i)})$, $S_1 = S_2$, $S_1 \neq S_2$ соответственно)[1].

Элементарные ситуации и ситуации имеют различный теоретико-множественный тип (поэтому ни одна элементарная ситуация не является ситуацией в строгом смысле этого слова). Поскольку же каждая элементарная ситуация σ однозначно соответствует ситуации $\{\{\sigma\}\}$, то элементарная ситуация σ отождествляется с $\{\{\sigma\}\}$. Каждое множество элементарных ситуаций Σ однозначно определяет ситуацию $\{\Sigma\}$. Будем говорить, что $\{\Sigma\}$ имеет место, или является фактом, если фактами являются все $\sigma\in\Sigma$. По условиям (s2) и (s4) для некоторого семейства $\{\Sigma_t: t\in T\}$ непустых множеств элементарных ситуаций $S = \{\Sigma_t: t\in T\}$, где S – некоторая произвольная ситуация. Будем говорить, что ситуация S имеет место, или является фактом, если и только если существует $t\in T$, такое, что $\{\Sigma_t\}$ есть факт (т.е. S можно рассматривать как некоторый вид «онтологической» дизъюнкции конъюнкций элементарных ситуаций).

Обозначим класс всех ситуаций из $\boldsymbol{M}$ посредством $\boldsymbol{S_M}$. Для каждого кардинального числа α $\boldsymbol{S_M}$ включает подкласс мощности α, отсюда $\boldsymbol{S_M}$ является действительным классом, а не множеством, если различать классы и множества.

Существенным моментом является то, что мы расширим наш язык за счет добавления имен $a,a_1,a_2...$ для элементов универсума $\boldsymbol{U}$ из $\boldsymbol{M}$. Сами элементы, соответствующие $a,a_1,a_2...$, будем обозначать через $\mathbf{a},\mathbf{a}_1,\mathbf{a}_2...$.

Функция D из множества всех предложений в класс всех ситуаций называется **R-NFL-**допустимой интерпретацией тогда и только тогда, когда выполняются следующие условия:

(i) $D(R_i(a_1,...,a_{(i)})$ есть факт, е. т. е. $\boldsymbol{R_i}(\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)})$, где $i = 0,1,...,n$; $\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{r(i)}\in\boldsymbol{U}$;

[1] Следует иметь в виду, что настоящее рассуждение ведется в метаязыке, а не в языке, что и объясняет запись (т.е. следует обращать внимание на различие между $\mathbf{a}_1,...,\mathbf{a}_{(i)}$ и $a_1,...,a_{(i)}$, $\boldsymbol{R}_1,\ldots,\boldsymbol{R}_s$ и $R_1,\ldots,R_s$ и т.д.).

(ii) $D(A \wedge B)$ есть факт, е. т. е. $D(A)$ и $D(B)$ — факты;

(iii) $D(A \vee B)$ есть факт, е. т. е. хотя бы одна из ситуаций $D(A)$ и $D(B)$ есть факт;

(iv) $D(A \rightarrow B)$ есть факт, е. т. е. неверно, что $D(A)$ — факт, а $D(B)$ не факт;

(v) $D(A \leftrightarrow B)$ есть факт, е. т. е. либо $D(A)$ и $D(B)$ — факты, либо $D(A)$ и $D(B)$ не факты;

(vi) $D(\neg A)$ есть факт, е. т. е. $D(A)$ не факт;

(vii) $D(\forall xA)$ есть факт, е. т. е. для всех $\mathbf{a} \in \boldsymbol{U}$ фактами являются $D(A(a/x))$;

(viii) $D(\exists xA)$ есть факт, е. т. е. для некоторого $\mathbf{a} \in \boldsymbol{U}$, $D(A(a/x))$ есть факт;

(ix) $D(A \equiv B)$ есть факт, е. т. е. $D(A) = D(B)$;

(x) $D(A(a/x)) = D(B(a/x))$, если $\mathbf{a} = \mathbf{b}$.

Пусть теперь $(\Theta_i)_{i \in I}$ будет некоторым семейством отношений эквивалентности на $\boldsymbol{S_M}$, удовлетворяющих двум следующим условиям:

(a) $(\Theta_i)_{i \in I}$ совместимо с =, т.е. для любых $S_1, S_2 \in \boldsymbol{S_M}$ из $S_1 = S_2$ следует, что всегда найдется некоторое Θ_i (по крайней мере, одно) из $(\Theta_i)_{i \in I}$, такое, что $\Theta_i(S_1, S_2)$;

(b) $(\Theta_i)_{i \in I}$ совместимо с фактуальностью, т.е. отношение Θ_i определено либо на фактах, либо на не-фактах, нет никаких «смешанных» случаев;

(c) $(\Theta_i)_{i \in I}$ не тотально, т.е. всегда $\Theta_i \subset \boldsymbol{S_M} \times \boldsymbol{S_M}$ (и никогда не $\Theta_i = \boldsymbol{S_M} \times \boldsymbol{S_M}$).

R-NNFL-допустимая интерпретация получается при добавлении к списку условий для **R-NFL**-допустимой интерпретации еще одного дополнительного условия:

(xi) $D(A \cong B)$ есть факт, е. т. е. существует, по крайней мере, хотя бы одно $\Theta_i \in (\Theta_i)_{i \in I}$, для которого $\Theta_i(D(A), D(B))$.

Понятие истины определяется как относительно модели $\boldsymbol{M}$, так и относительно допустимой интерпретации в $\boldsymbol{M}$. Предложение A истинно в $\boldsymbol{M}$ при D тогда и только тогда, когда $D(A)$ есть факт. Заметим, что каждое приписывание $\mathbf{v}$ в $\boldsymbol{U}$ соответствует единственным образом функции v, отображающей переменные во множество имен элементов $\boldsymbol{U}$ и определенной как

$\mathbf{v}(x) = \mathbf{a}$ тогда и только тогда, когда $v(x) = a$

Для данной ппф A и приписывания $\mathbf{v}$ обозначим через $A[v]$ предложение, которое получается замещением каждой переменной x, содержащейся в A, на $v(x)$. Теперь будем говорить, что ппф A выполняется при приписывании $\mathbf{v}$ и интерпретации D тогда и только тогда, когда $D(A[v])$ есть факт. Наконец, будем говорить, что A истинна при интерпретации D тогда и только тогда, когда она выполняется для всех приписываний **v** при D.

Теорема непротиворечивости R-NNFL. Пусть $X \vdash A_0$ для множества ппф X и ппф A_0, а ***U*** есть универсум модели ***M***. Тогда для каждой допустимой интерпретации D в ***M*** A_0 истинна при D всякий раз, когда истинны все $A \in X$.

Доказательство. Стандартное. Достаточно просто проверить, что множество всех ппф A, истинных при D, замкнуто относительно всех правил вывода **R-NNFL**. ■

Чтобы доказать полноту **R-NNFL**, мы модифицируем доказательство из [3] путем «расширения» его на случай $\cong$-связки. Для данного множества ппф X и произвольной формулы A_0 определяем

($\models$) $X \models A_0$ тогда и только тогда, когда для каждой модели и каждой допустимой интерпретации D в ***M*** A_0 истинна при D всякий раз, когда истинны все $A \in X$.

Теорема полноты R-NNFL. Пусть X и A_0 будут как описано выше. Тогда $X \vdash A_0$ тогда и только тогда, когда $X \models A_0$.

Доказательство. Доказательство импликации слева направо сводится к теореме непротиворечивости. Чтобы получить доказательство в обратную сторону, допустим, что X ® A_0. Добавим к нашему языку множество T индивидных констант таким образом, чтобы в расширенном языке было множество ппф X^*, для которого выполняются следующие условия:

(1) $X \subseteq X^*$;

(2) для каждой ппф A либо $A \in X^*$, либо $\neg A \in X^*$,

(3) если $A(a/x) \in X^*$ для всех $a \in T$, то $\forall x A \in X^*$,

(4) если $\exists x A \in X^*$, то существует такая $a \in T$, что $A(a/x) \in X^*$,

(5) X^*® A_0.

Поскольку **R-NNFL** фактически представляет собой аксиоматическое расширение **R-NFL**, доказательство существования расширенного за счет T языка и X^* с требуемыми свойствами проводится так же, как если бы речь шла о **R-NFL**.

Когда X^* уже дано, следующий шаг заключается в определении модели $\mathfrak{I}$. Универсум $\mathfrak{I}$ представляет собой фактор-множество $T/_{\div}$, где эквивалентность $\div$ определяется следующим образом:

$a \div b$ тогда и только тогда, когда $a = b \in X^*$.

Теперь для каждого $i = 0,1,...,n$ определяем отношение $\boldsymbol{R}_i^{\mathfrak{I}}$ как

$\boldsymbol{R}_i^{\mathfrak{I}}(|a_1|_{\div},...,|a_{r(i)}|_{\div})$ тогда и только тогда, когда $R_i(a_1,...,a_{r(i)}) \in X^*$.

Третий шаг заключается в демонстрации того, что имеется допустимая интерпретация D, которая делает правомочными все

$A \in X$, но не A_0. Теперь мы рекурсивно определяем некоторый специальный класс ситуаций в $\mathfrak{J}$. Выберем любую $a \in T$ и положим

$0^+ = (R_0, a, a)$.

Далее, для любого ординального числа $\xi > 0$ определим

$\xi^+ = (=, \cup\{\chi^+ : \chi < \xi\}, \cup\{\chi^+ : \chi < \xi\})$,

$\xi^- = (\neq, \cup\{\chi^+ : \chi < \xi\}, \cup\{\chi^+ : \chi < \xi\})$.

Легко видеть, что

(a) все ситуации вида ξ^+ – факты,

(b) ни одна ситуация вида ξ^- не есть факт.

(c) $\xi_1^+ = \xi_2^+$ тогда и только тогда, когда $\xi_1^- = \xi_2^-$ тогда и только тогда, когда $\xi_1 = \xi_2$.

Для любой пары ппф A_1, A_2 определим:

$A_1 \sim A_2$ тогда и только тогда, когда $A_1 \equiv A_2 \in X^*$.

Поскольку X^* дедуктивно замкнуто (как следует из условий (1)–(5), наложенных на это множество), то $\sim$ является отношением эквивалентности. Заметим также, что $A \in X^*$ тогда и только тогда, когда $|A|_\sim \subseteq X^*$.

Припишем каждому классу $|A|_\sim$ ординал ξ_A таким образом, что $\xi_A = \xi_B$ только если $|A|_\sim = |B|_\sim$, т.е. различные классы требуют различных ординалов.

Теперь для любого произвольного предложения A положим:

$$D_n(A) = \begin{cases} \xi_A^+, \text{ если } A \in X^*, \\ \xi_A^-, \text{ если } A \notin X^*. \end{cases}$$

Легко проверить, что D_n представляет собой допустимую интерпретацию **R-NFL**, при которой A_0 ложна, хотя все $A \in X$ истинны. Чтобы расширить эту интерпретацию на **R-NNFL**, положим, что $(\Theta_i)_{i\in I}$ есть семейство отношений эквивалентности на множестве Ξ всех наших ординалов ξ, удовлетворяющее следующим условиям:

(d) $(\Theta_i)_{i\in I}$ совместимо с $=$, т.е. для любых $\xi_1, \xi_2 \in \Xi$ из $\xi_1 = \xi_2$ следует, что всегда имеется некоторое (по крайней мере одно) Θ_i из $(\Theta_i)_{i\in I}$, такое, что $\Theta_i(\xi_1, \xi_2)$;

(e) отношения из $(\Theta_i)_{i\in I}$ определены либо на позитивных ситуациях ξ^+, либо на негативных ситуациях ξ^-, нет никаких «смешанных» случаев.

Если для любой пары ппф A_1, A_2 мы определим

$A_1 \approx A_2$ тогда и только тогда, когда $A_1 \cong A_2 \in X^*$,

то $\approx$ будет рефлективным, симметричным и нетранзитивным отношением в силу свойств $\cong$. Ясно, что последнее свойство может быть источником будущих осложнений. Чтобы обойти эту нетранзитивность, рассмотрим некоторое семейство $(\approx_i)_{i\in I}$ отношений эквивалентности и определим

для некоторого $\approx_i$ из $(\approx_i)_{i\in I}$ $A_1 \approx_i A_2$ т.т.т., когда $A_1 \cong A_2 \in X^*$, где $\approx_i$ есть отношение эквивалентности. Фактически подобное определение, с одной стороны, позволяет рассматривать нетранзитивность $\cong$ как случай, когда $A_1 \approx_1 A_2$ и $A_2 \approx_2 A_3$, а с другой стороны, ~ также подпадает под это определение. Заметим, что

$$A \in X^* \text{ тогда и только тогда, когда } |A|_{\approx_i} \subseteq X^*.$$

Припишем каждому классу $|A|_{\approx_i}$ ординал ξ_A таким образом, что для некоторого Θ_i из $(\Theta_i)_{i\in I}$ мы имеем $\Theta_i(\xi_A,\xi_B)$ только, если $|A|_{\approx_i} = |B|_{\approx_i}$. Далее, вновь для любого произвольного предложения A положим

$$D_n(A) = \begin{cases} \xi_A^{\,+}, \text{ если } A \in X^*, \\ \xi_A^{\,-}, \text{ если } A \notin X^*. \end{cases}$$

Легко убедиться, что D_n представляет собой допустимую интерпретацию **R-NNFL**, при которой A_0 ложна, хотя все $A \in X$ истинны. Таким образом, X © A_0, что и завершает доказательство. ■

3. Стандартная интерпретация

Теорема ≡-тривиальности [3, с.10] влечет за собой в качестве следствия нарушение принципа «кореференциальности эквивалентных», который гласит:

(CE) Если $A \mid B$ и $B \mid A$, то $A \equiv B$.

Если мы заменим этот принцип на принцип «смыслового подобия эквивалентных»

(SE) Если $A \mid B$ и $B \mid A$, то $A \cong B$,

то возникает вопрос, нарушается ли в **R-NNFL** этот принцип. Во-первых, теорема ≅-нетривиальности не означает, что (SE) имеет место: поскольку по A5 (SE) является следствием (CE) для A,B, таких, что $A = B$, то (SE) должно нарушаться.

Р.Вуйцицкий в [3] считает (CE)-принцип ошибочным, однако принимает следующий ограниченный принцип кореференциальности эквивалентных:

(RCE) Если $A \mid B$ и $B \mid A$, и $F(A) = F(B)$, то A и B обозначают одни и те же ситуации,

где $F(A)$ обозначает множество нелогических констант, которые встречаются в A (область A). **R-NNFL** нарушает как (CE), так и (RCE), будучи расширением **R-NFL** (не говоря уже о нарушении (SE), о котором речь шла выше). Однако естественным образом возникает вопрос о ≅-аналоге (RCE). Каково должно быть условие, которое мы должны ввести вместо $F(A) = F(B)$?

Скорее всего искомый ≅-аналог (RCE) будет выглядеть следующим образом:

(RSE) Если $A \mid B$ и $B \mid A$, и $F(A) \cap F(B) \neq \varnothing$, то A и B обозначают ситуации, подобные в некотором смысле.

Чтобы показать, как работает (RSE), введем помимо понятия необходимого (абсолютного) равенства

(f) $(P \sim Q) \leftrightarrow \forall x(P(x) \leftrightarrow Q(x))$

и понятия (случайного) равенства-совпадения

(g) $(P = Q) \leftrightarrow \forall x(P(x) \equiv Q(x))$

из R-NFL еще и понятие подобия:

(h) $(P \approx Q) \leftrightarrow \exists x(P(x) \cong Q(x))$.

$\exists$-форма (h) вызвана тем, что отношение подобия определяется принципом подобия

$a \approx b \leftrightarrow \exists \varphi(\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$,

в отличие от равенства, определяемого принципом Лейбница

$a = b \leftrightarrow \forall \varphi(\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$.

Принятие (RCE)-принципа позволяет, например, заменить (g) на

(g') $(P = Q) \equiv \forall x(P(x) \leftrightarrow Q(x))$,

так как $P = Q$ логически эквивалентно $\forall x(P(x) \leftrightarrow Q(x))$ и поскольку $F(P = Q) = \{P,Q\} = F(\forall x(P(x) \leftrightarrow Q(x)))$, то приходим к заключению, что $(P = Q) \equiv \forall x(P(x) \leftrightarrow Q(x))$. В случае ($h$) мы имеем $F(P \approx Q) \cap F(\exists x(P(x) \leftrightarrow Q(x))) \neq \varnothing$ и, соответственно, заключаем, что $(P \approx Q) \cong \exists x(P(x) \leftrightarrow Q(x))$.

Теперь, используя (RSE)-принцип, мы можем ввести «стандартную» интерпретацию в рамках **R-NNFL**. Для начала обогатим наше понятие модели путем введения отношения подобия $\approx$ между ситуациями следующим образом:

(S5) Если S_1 и S_2 являются ситуациями в $\boldsymbol{M}$, то как $(\approx,S_1,S_2)$, так и $(\approx/\approx,S_1,S_2)$ представляют собой элементарные ситуации в $\boldsymbol{M}$, где $\approx$ есть отношение подобия, т.е. бинарное рефлексивное, симметричное и нетранзитивное отношение.

Определение «стандартной»[2] интерпретации, являющееся расширением определения из [3], выглядит следуюшим образом:

(I1) $\{(\boldsymbol{R_i}(\mathbf{a}_1,\ldots,\mathbf{a}_{r(i)}))\} \in D(R_i(a_1,\ldots,a_{r(i)}))$,

(I2) $\{(=,D(A),D(B))\} \in D(A = B)$,

(I3) Если $F(A) = F(B)$ и, более того, A,B логически эквивалентны, т.е. $A \mid B$ и $B \mid A$, то $D(A) = D(B)$,

(I4) $\{(\approx,D(A),D(B))\} \in D(A \approx B)$,

(I5) Если $F(A) \cap F(B) \neq \varnothing$ и, более того, A,B логически эквиваленты, т.е. $A \mid B$ и $B \mid A$, то $D(A) \approx D(B)$.

---

[2] Под стандартной интерпретацией в [3] понимается допустимая интерпретация, удовлетворяющая некоторым условиям, которые должны гарантировать, что о ситуации, приписанной этой интерпретацией предложению, имеет смысл говорить как описываемой этим предложением.

Теорема существования. Для каждой модели $\boldsymbol{M}$ множество стандартных интерпретаций непусто.

Доказательство. Примем некоторые вспомогательные обозначения:

(J1) $-(\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,\ldots,\mathbf{a}_{r(i)}) = (\text{не-}\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,\ldots,\mathbf{a}_{r(i)})$,

(J2) $-(=,S_1,S_2) = (\neq,S_1,S_2)$,

(J3) $-(\approx,S_1,S_2) = (\approx/\approx,S_1,S_2)$,

(J4) $-\sigma = \sigma$, для каждой элементарной ситуации σ,

(J5) для любой ситуации $S = \{\Sigma_t\colon t\in T\}$ определим $\Sigma\in\text{-}S$ тогда и только тогда, когда для каждого $t\in T$ имеется $\sigma_t\in\Sigma_t$, такая, что $\Sigma = \{\text{-}\sigma_t\colon t\in T\}$.

Определим функцию I_0 в ситуации в $\boldsymbol{M}$, удовлетворяющую следующим условиям:

($I_0$1) $I_0(R_i(\backslash_1,\ldots,a_{r(i)})) = (\boldsymbol{R_i},\mathbf{a}_1,\ldots,\mathbf{a}_{r(i)})$,

($I_0$2) $I_0(\neg A) = \text{-}I_0(A)$,

($I_0$3) $I_0(\mathrm{A}\vee\mathrm{B}) = I_0(A) \cup I_0(B)$,

($I_0$4) $I_0(\mathrm{A}\equiv\mathrm{B}) = (=,I_0(A),I_0(B))$,

($I_0$5) $I_0(\mathrm{A}\cong\mathrm{B}) = (\approx,I_0(A),I_0(B))$,

($I_0$6) $I_0(\exists xA(x)) = \bigcup\{I_0(A(a/x)\colon \mathbf{a}\in\boldsymbol{U}(\boldsymbol{M})\}$,

($I_0$7) $I_0(\mathrm{A}\wedge\mathrm{B}) = I_0(\neg(\neg A\vee\neg B)$, $I_0(\mathrm{A}\rightarrow\mathrm{B}) = I_0(\neg A\vee B)$, $I_0(\mathrm{A}\leftrightarrow\mathrm{B}) = I_0((A\rightarrow B)\wedge(B\rightarrow A))$, $I_0(\forall xA(x)) = I_0(\neg\exists x\neg A(x))$.

Очевидным образом I_0 представляет собой допустимую интерпретацию, обладающую всеми дефектами **R-NFL**-допустимой интерпретации. В качестве последнего шага для каждого предложения A определяем:

($I_{\boldsymbol{M}}$) $I_{\boldsymbol{M}}(\mathrm{A}) = \bigcup\{I_0(B)\colon F(A) = F(B)$ или $F(A)\cap F(B) \neq \varnothing;\ A \mid B$ и $B \mid A\}$.

Как нетрудно заметить, функция $I_{\boldsymbol{M}}$ выполняет как условия, которым она должна удовлетворять, чтобы представлять собой **R-NFL**-допустимую интерпретацию, так и ($I_0$1)–($I_0$5). Таким образом, она представляет собой пример, который нам нужен, чтобы завершить доказательство. ■

Предложение 1. Пусть D будет стандартной интерпретацией в $\boldsymbol{M}$. Тогда для любого предложения A

$$\text{если } \Sigma\in I_{\boldsymbol{M}}(\mathrm{A}), \text{ то } \Sigma\in D(\mathrm{A}).$$

Доказательство. Заметим, что условия (I3) и (I5) эквивалентны условию

$$D(\mathrm{A}) = \bigcup\{D(B)\colon F(A) = F(B) \text{ или } F(A)\cap F(B) \neq \varnothing;\ A \mid B \text{ и } B \mid A\}.$$

Остальное очевидно. ■

4. Относительное тождество и относительная кореференциальность

Подчеркнем еще раз, что тождество само по себе отнюдь не является таким простым понятием, как это кажется на первый взгляд. Современные исследователи проблемы тождества делят предложения с тождеством на два синтаксических класса. Предложения из первого класса имеют вид «a есть то же самое, что и b» или «a тождественно b» (абсолютные утверждения тождества, символически $a = b$), в то время как предложения из второго класса имеют вид «a есть то же самое Ф, что и b», где Ф представляет собой общее имя (относительное утверждение тождества, символически $a =_{Ф} b$).

При рассмотрении относительного тождества наибольший интерес вызывают два тезиса. Р.Роутли и Н.Гриффин формулируют их следующим образом: «Первый представляет собой утверждение, что (R) две сущности могут быть одной и той же по отношению к некоему общему имени, но различными по отношению к другому; второй состоит в том, что (D) утверждения абсолютного тождества семантически неполны» [7, с.66].

Трудно составить мнение о точном значении (D), поскольку у его защитников отсутствует консенсус как по вопросу о природе семантической неполноты абсолютного тождества, так и по вопросу о типе этой неполноты. Любая комбинация этих двух тезисов принимается кем-нибудь из исследователей: П.Т.Гич принимает (R) и (D); Д.Одегард принимает (R), но отвергает (D); Л.Стивенсон принимает (D), но отвергает (R) (точно так же поступает и Д.Уиггинс); Ф.Фелдман, Дж.Перри и Дж.Нельсон отвергают оба тезиса.

Так или иначе, но эти споры по поводу такого «простого» понятия, как тождество, имеют серьезные последствия для не-фрегевской логики: принятие концепции относительного тождества объектов сразу же ведет к попытке формулировки относительного (вдобавок к абсолютному) тождества предложений, т.е. *относительной кореференциальности*. Дело в том, что понятие тождества ситуаций с подобной точки зрения уже теряет свою универсальность, поскольку нам захочется теперь уметь различать также относительно тождественные ситуации. В не-фрегевских рамках рассмотрения подобная задача представляется неуместной: мы нацелены на абсолютное тождество ситуаций и трудно объяснить, что означает для предложения «относительная» референция. В то же время в не-не-фрегевских рамках это представляется очевидным: относительное тождество референтов двух предложений означает их тождество по смыслу, т.е. тождество лишь в некотором смысле.

Главная идея подхода Роутли–Гриффина к относительному тождеству заключается в том, что каждое относительное отношение тождества $=_\Phi$ влечет неразличимость в области свойств, детерминированных принимаемым понятием рассматриваемого относительного тождества. Отсюда для каждого отношения относительного тождества $=_\Phi$ будет существовать множество свойств Δ_Φ, такое, что Ф-тождество влечет неразличимость по отношению к свойствам из Δ_Φ, или Δ_Φ-неразличимость. Чтобы формулировать теории в расширенной второпорядковой логике, необходимо добавить к классической второпорядковой логике новую предикатную константу (отношение) Δ и правило образования выражений с ее помощью:

(FR) Если Φ и ψ – одноместные предикаты, то $\Delta_\Phi(\psi)$ – правильно построенная формула.

Константа Δ подразумевает функцию, заданную на свойствах, или некоторое отношение между свойствами. Отношение Δ обеспечивает ограничение, в терминах которого можно логически охарактеризовать относительное тождество следующим образом:

$x =_\Phi y$ тогда и только тогда, когда для каждого ψ, такого, что $\Delta_\Phi(\psi)$, $\psi(x)$ тогда и только тогда, когда $\psi(y)$.

Таким образом, формальная теория относительного тождества, развитая в [7], логически оказывается следствием ограниченной (второпорядковой) квантификации. Соответственно, для классической теории относительного тождества используется следующее определение [7, с.70]:

D0. $(U\psi{\in}\Delta_\Phi)A =_{df} (U\psi)(\Delta_\Phi(\psi){\to}A)$,

где U есть универсальный квантор, интерпретируемый нереференциально по индивидным переменным, пробегающим как по возможным и невозможным, так и по действительным объектам. Интуитивно $\Delta_\Phi(\psi)$ можно понимать как «ψ является элементом множества свойств Δ_Φ, определяемых Φ».

Первая из предлагаемых Гриффином и Роутли теорий (Теория 1) получается добавлением следующего определения [7, с.70]:

D1. $x =_\Phi y =_{df} (U\psi{\in}\Delta_\Phi)(\psi(x) \leftrightarrow \psi(y))$.

Вторая теория (Теория 2) получается заменой D1 на иное определение [7, с.74]:

D2. $x =_\Phi y =_{df} (U\psi)(\Phi(x) \wedge \Phi(x) \wedge (\Delta_\Phi(\psi) \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y))))$,
т.е. $x =_\Phi y \leftrightarrow (\Phi(x) \wedge \Phi(x) \wedge (U\psi{\in}\Delta_\Phi)(\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)))$.

Наше предложение (которое нетрудно предугадать) касается константного символа Δ: давайте попробуем использовать в этой роли связку подобия по смыслу $\cong$. Обогатим язык **R-NNFL** за счет тернарной связки $=_{(\text{-})}$ и рассмотрим две следующие аксиомы:

A6′. $x =_{\Phi} y \leftrightarrow (\Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)))$

A6″. $x =_{\Phi} y \leftrightarrow (\Phi(x) \wedge \Phi(x) \wedge (\Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y))))$

Как и в [7], мы получаем две теории путем добавления A6′ и A6″ к **R-NNFL**: **R-NNFL**(1) и **R-NNFL**(2) соответственно.

Предложение 2. В **R-NNFL**(1) имеют место следующие схемы теорем:

$x =_{\Phi} x$ (рефлексивность)

$x =_{\Phi} y \to y =_{\Phi} x$ (симметричность)

$x =_{\Phi} y \wedge y =_{\Phi} z \to x =_{\Phi} z$ (транзитивность)

$x =_{\Phi} y \wedge \Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y))$ (подстановочность относительно-тождественных)

Все они справедливы также и в **R-NNFL**(2), за исключением рефлексивности, которая приобретает теперь вид

$\Phi(x) \to x =_{\Phi} x$ (рефлексивность′)

Доказательство. Рефлексивность следует из A6′ и $\psi(x) \leftrightarrow \psi(x)$. Симметричность получаем из A6′ (A6″) и $(\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)) \to (\psi(y) \leftrightarrow \psi(x))$, транзитивность – из A6′ (A6″) и $(\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)) \wedge (\psi(y) \leftrightarrow \psi(z)) \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(z))$, подстановочность относительно-тождественных – из A6′ (A6″) и $(\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)) \to (\Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y)))$. Рефлексивность′ в **R-NNFL**(2) мы получаем ввиду того, что из $\Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(y))$ следует $\Phi(x) \to \Phi(x) \wedge (\Phi \cong \psi \to (\psi(x) \leftrightarrow \psi(x)))$. ■

Таким образом, $=_{(\text{-})}$ имеет все свойства относительного тождества. Семантика как **R-NNFL**(1), так и **R-NNFL**(2) будет очевидным образом той же, что и для **R-NNFL** (интерпретация $=_{(\text{-})}$ получается путем комбинирования интерпретаций $\cong$ и $\leftrightarrow$ согласно правым сторонам A6′ и A6″).

Следующие очевидные предложения можно было бы охарактеризовать как расширение диапазона понятия относительного тождества на случай предложений. Основная идея заключается во введении тернарной связки *относительной кореференциальности* $\equiv_{(\text{-})}$ в язык и с помощью аксиом

A7′. $A \equiv_{\Phi} B \leftrightarrow (\Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(B)))$

A7″. $A \equiv_{\Phi} B \leftrightarrow (\Phi(A) \wedge \Phi(B) \wedge (\Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(B))))$,

где ограничения, накладываемые на $\psi(A)$, $\psi(B)$, таковы же, как и в A2. Очевидным образом мы получаем системы **R-NNFL**(11), **R-NNFL**(12), **R-NNFL**(21) и **R-NNFL**(22) при условии соответствующего добавления аксиом A7′ и/или A7″ к **R-NNFL**(1) или **R-NNFL**(2).

Предложение 3. В **R-NNFL**(11) и **R-NNFL**(21) имеют место следующие схемы теорем:

$A \equiv_{\Phi} A$ (рефлексивность)

$A \equiv_{\Phi} B \to B \equiv_{\Phi} A$ (симметричность)

$A \equiv_{\Phi} B \wedge B \equiv_{\Phi} C \to A \equiv_{\Phi} C$ (транзитивность)

$A \equiv_{\Phi} B \wedge \Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(B))$ (подстановочность относительно-тождественных)

Все они справедливы также и в **R-NNFL**(12) и **R-NNFL**(22), за исключением рефлексивности, которая приобретает теперь вид

$\Phi(A) \to A \equiv_{\Phi} A$ (рефлексивность′)

Доказательство. Рефлексивность следует из 7′ и $\psi(A) \equiv \psi(A)$. Симметричность получаем из A7′ (A7″) и $(\psi(A) \equiv \psi(B)) \to (\psi(B) \equiv \psi(A))$, транзитивность – из A7′ (A7″) и $(\psi(A) \equiv \psi(A)) \wedge (\psi(B) \equiv \psi(C)) \to (\psi(A) \equiv \psi(C))$, подстановочность относительно-тождественных – из A7′ (A7″) и $(\psi(A) \equiv \psi(B)) \to (\Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(B)))$. Рефлексивность′ в **R-NNFL**(12) и **R-NNFL**(22) мы получаем ввиду того, что из $\Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(B))$ следует $\Phi(A) \to \Phi(A) \wedge (\Phi \cong \psi \to (\psi(A) \equiv \psi(A)))$. ■

Вновь, семантические рамки остаются без изменения, поскольку семантика **R-NNFL** позволяет расширить интерпретацию на $\equiv_{(\text{-})}$ (интерпретация $\equiv_{(\text{-})}$ получается путем комбинирования интерпретаций $\cong$ и $\equiv$).

5. Метафорическая (не-сушковская) логика

Простейшая пропозициональная система метафорической логики может быть получена путем отбрасывания аксиом, содержащих связку тождества. Отсюда система SCSS (the Sentential Calculus with Sense Similarity – пропозициональное исчисление с подобием по смыслу) получается добавлением следующих аксиом к аксиомам и правилам вывода классической логики:

(B1) $A \cong A$

(B2) $\varphi(A/p)) \cong \varphi(B/p)) \to (B \cong A)$ (где φ не является противоречивой формулой или пропозициональной переменной, переменная p должна явно фигурировать в φ и $\varphi(B/p)$ есть формула, получающаяся из формулы φ подстановкой в φ формулы B вместо некоторых вхождений переменной p)

(B3) $(A' \cong A) \to (A \leftrightarrow A')$

Продолжая систематически предыдущее исследование, обнаруживаем, что в подобной системе картина становится обратной: скрытое допущение, что кореференциальность является максимальным случаем подобия по смыслу, может стать необходимым условием для оправдания метафорического подхода.

В русле предыдущей аргументации мы приходим к не-сушковской логике путем отбрасывания аксиом A1–A4′ системы ограниченной не-фрегевской логики **R-NFL** и замене их следующими аксиомами:

C1. $A \cong A$

C2. $(\varphi(A/p)) \cong \varphi(B/p)) \to (B \cong A)$ (где φ не является противоречивой формулой или пропозициональной переменной, переменная p должна явно фигурировать в φ и $\varphi(B/p)$ есть формула, получающаяся из формулы φ подстановкой в φ формулы B вместо некоторых вхождений переменной p)

C3. $x = y \to (A(x) \cong A(y))$ (где $A(x)$, $A(y)$ – любые формулы, такие, что x и y свободны в них и $A(y)$ получается из $A(x)$ замещением некоторых вхождений x в $A(x)$ на y)

C4. $(A' \cong A) \to (A \leftrightarrow A')$

Асимметрия C2 и C3 не случайна: кореференциальность в A3, которая в правой части C3 заменена на подобие по смыслу, тесно связана с тождеством. Но нужна ли в нашем случае (не кореференциальности, а подобия по смыслу) столь сильная связь? Напомним, что согласно тезису Фреге референция сложного выражения определяется референцией его компонент. Следовательно, используя C3, мы получаем точную референциальную конструкцию, в то время как в C2 получаем лишь конкретно детерминированное совпадение (с точностью до некоторого смысла).

Чтобы ослабить C3, мы можем либо вообще отказаться от тождества (т.е. с самого начала, не рассматривая вообще A1–A4′, браться за первопорядковые системы, обогащенные за счет C1–C4), либо заменить его другой связкой, более подходящей к данному случаю. Отсюда возникает предложение использовать в этой роли отношение подобия, которое в [2] было определено как

$$\forall x \forall y \exists F(x \div y \to (F(x) \leftrightarrow F(y))$$

(где $\div$ означает отношение подобия). Ясно, что в таком случае следует заменить схемы 1–4 и C3 на следующие:

1'. $x \div x$

2'. $x \div y \to y \div x$

3'. $(R_i(y_1,...,y_{s(i)}) \to R_i(x_1,...,x_{s(i)})) \to (x_1 \div y_1,...,x_{s(i)} \div y_{s(i)})$, $i = 1,...,m$

C3′. $(A(x/c)) \cong A(y/c)) \to x \div y$ (где $A(x/c)$, $A(y/c)$ – любые формулы, такие, что x и y свободны в них, c явно фигурирует в A и $A(y/c)$ получается из $A(x/c)$ замещением некоторых вхождений x в $A(x/c)$ на y).

Семантические последствия принятия этих схем аксиом очевидны. Вместо равенства мы теперь имеем отношение подобия, которое нетранзитивно, что влечет, в свою очередь, что элементарные ситуации также определяются относительно отношения подобия. Таким образом, ситуационная семантика метафорической логики со схемами аксиом 1–3, C1–C3′, C4 (которую мы назовем системой **R-NSL**, т.е. ограниченной не-сушковской логикой) может быть получена путем отбрасывания семантических постулатов для интерпретации кореференциальности.

На первый взгляд система **R-NSL** представляется чересчур аморфной, чтобы служить базисом дальнейших рассмотрений. Можно заметить, что обогащая язык **R-NS** путем введения тернарной связки $=_{(\text{-})}$ и добавляя аксиомы A6′, A6′′ из предыдущего параграфа, мы получаем системы **R-NSL**(1), **R-NSL**(2) с относительным тождеством. Тем не менее, следуя этим курсом, нам не удается преодолеть ограниченность чисто метафорического подхода. К сожалению, понятие относительной кореференциальности невозможно ввести, не используя связки кореференциальности. В качестве единственно возможного предложения можно рассмотреть следующие аксиомы:

B7′. $A \cong_{\Phi} B \leftrightarrow (\Phi \cong \psi \rightarrow (\psi(A) \cong \psi(B)))$

B7′′. $A \cong_{\Phi} B \leftrightarrow (\Phi(A) \wedge \Phi(B) \wedge (\Phi \cong \psi \rightarrow (\psi(A) \cong \psi(B))))$

Легко проверить, что связка $=_{(\text{-})}$ будет нетранзитивной, что означает, что мы имеем дело с относительным подобием по смыслу. Это можно понимать так, что каждое относительное подобие по смыслу $=_{(\text{-})}$ содержит указание на неразличимость предложений по смыслу относительно их некоторого смысла, определяемого Ф.

До сих пор наиболее противоречивым, по-видимому, кажется введение отношения подобия ÷, проделанное выше. Но, согласно Фреге, для того, чтобы понять, на какой именно объект указывает имя, необходимо знать, как распознать объект вновь как тот же самый. М.Даммит пишет в связи с этим: «Фреге был первым, кто ясно видел, что мы используем совершенно разные критерии тождества для объектов разного рода, и видел, что уже этого одного достаточно, чтобы требовать, что собственное имя должно иметь смысл, состоящий в более чем просто ассоциации имени со своим референтом» [4, p. 179]. Однако, если наш метафорический подход претендует на то, чтобы отвечать всем требованиям более чем «простой ассоциации» имени со своим референтом, то нам требуются некоторые семантические идеи, которые могли бы быть достаточно сильными, чтобы пролить свет на эти ассоциации. Ключевой идеей будет, по-видимому, аналогия с так называемой онтологией ситуаций, которая подсказывает нам возможную интерпретацию.

6. Метафорическая онтология: ситуации, возможные миры и точки зрения

Формальная онтология ситуаций, которая была разработана Б.Вольневичем в [12], представляет собой обобщение семантики Витгенштейна для пропозициональных языков, основанное на решетке элементарных ситуаций. Максимальные ситуации являются возможными мирами, образующими логическое пространство; минимальные ситуации суть логические атомы, делящиеся по измерениям. Верификатор высказывания A представляет собой элементарную ситуацию, такую, что если она действительна, то она делает A истинной. Референт (или объект) высказывания представляет собой ситуацию, которая является множеством всех ее минимальных верификаторов (максимальные ситуации образуют ее локус). Ситуации образуют булеву алгебру, а булева алгебра локусов является ее представлением.

В работе [13] Вольневич применяет эту теорию для получения типологии метафизических систем, интерпретируя их как различные онтологии ситуаций. Четыре системы при этом рассмотрены им во всех деталях: диахронический атомизм Юма, детерминизм Лапласа, синхронический атомизм Юма и логический атомизм Витгенштейна. Он также обсуждает отношение этих теорий к ситуационной семантике Перри и Барвайса.

Более формально онтология ситуаций может быть описана следующим образом. Пусть $S(A)$ есть ситуация, представленная высказыванием A. Элементарным ситуациям соответствуют либо атомарные высказывания, либо их конъюнкция: если A есть такая конъюнкция, то $S(A) = x$ для некоторых $x \in SE''$. Здесь SE'' есть универсум элементарных высказываний, состоящий из двух частей: множества SE *собственных* (т.е. случайных) элементарных ситуаций и двух *несобственных* ситуаций - *пустой* o и *невозможной* λ. То есть, $SE'' = SE \cup \{o,\lambda\}$.

Элементарная ситуация может *случиться* (быть получена) в другой: $x \leq y$. Это частичное упорядочение, такое, что $o \leq x \leq \lambda$ для каждого $x \in SE''$. Объединение $x;y = sup\{x,y\}$ соответствует конъюнкции, пересечение $x!y = inf\{x,y\}$ не имеет очевидного эквивалента в классическом пропозициональном языке.

Элементарная ситуация либо *верифицирует* данное высказывание, либо *фальсифицирует*, либо *нейтральна* к нему. Элементарная ситуация, верифицирующая A, является верификатором A.

Минимальные элементы SE, если они имеются, представляют собой *логические атомы* (или *состояния дел*). Максимальные элементы являются *логическими точками* (или *возможными мирами*), логическое пространство есть вся совокупность логических точек. Назовем $Min\ \alpha = \{x\in\alpha$: не $y < x$, для всех $y\in\alpha\}$ *минимумом* α, и схожим образом $Max\ \alpha$ – *максимумом*. Тогда $SA = Min\ SE$ и $SP = Max\ SE$, при условии, что SE не пусто. В противном случае $SP = \{o\} = Q_0$ и $SA = \{\lambda\} = \Lambda$.

Для любого $w\in SP$ множество $R = \{x\in SE''$: $x\leq w\}$ является максимальным идеалом SE''. Подобные множества называются *реализациями*, а **R** будет их полной совокупностью.

Ситуациями являются некоторые множества элементарных ситуаций (SE''- *множеств*): $\mathbf{SE} \subset \boldsymbol{P}(SE'')$. Два SE''- множества *V-эквивалентны* тогда и только тогда, когда они пересекаются с одними и теми же реализациями, т.е.

(1) $\alpha \sim_v \beta$ тогда и только тогда, когда $\forall R\in\mathbf{R}(\alpha\cap R = \varnothing$ тогда и только тогда, когда $\beta\cap R = \varnothing)$.

Полагая $V(\alpha) = \bigcup|\alpha|_v$ для любых $\alpha \subset SE''$ (где $|\alpha|_v = \{\beta: \alpha \sim_v \beta\}$, т.е. класс эквивалентности), множество ситуаций определяется как

$\mathbf{S} = \{S \subset SE''$: $S = Min\ V(\alpha)$ для некоторого $\alpha \subset SE''\}$.

Множество возможных миров определяется как

$\mathbf{M} = \{M \subset SE''$: $M = Max\ (V(\alpha) - \Lambda)$ для некоторого $\alpha \subset SE''\}$.

Элементы **M** называются *логическими локусами*. Ясно, что при этом $\mathbf{M} = \boldsymbol{P}(SP)$.

Отображения S: $L \to \mathbf{S}$ и M: $L \to \mathbf{M}$ (где L – язык, в котором мы работаем) определяют соответствующие интерпретации. При первой интерпретации получаем следующее очевидное условие:

(i) $A \equiv B$ тогда и только тогда, когда $S(A) = S(B)$.

Расширяя теперь онтологию ситуаций Вольневича на случай метафорической или не-не-фрегевской логики, мы можем модифицировать (1) путем введения понятия *S–подобия*. Назовем два SE''-множества *S-подобными*, если и только если они пересекают некоторую (по крайней мере, одну) реализацию, т.е.

(2) $\alpha \sim_s \beta$ тогда и только тогда, когда $\exists R\in\mathbf{R}(\alpha\cap R = \varnothing$ тогда и только тогда, когда $\beta\cap R = \varnothing)$.

Затем, полагая $T(\alpha) = \bigcup\{\beta: \alpha \sim_s \beta\}$ для некоторого $\alpha \subset SE$, получаем:

$\mathbf{T} = \{T \subset SE$: $T = Max\ (T(\alpha) - \Lambda - Q_0)$ для некоторого $\alpha \subset SE\}$.

Элементы **T** называются *точками зрения*. Таким образом, точки зрения определяются смыслами, обеспечивающими подобие ситуаций. Ясно, что $\alpha \sim_v \beta$ влечет $\alpha \sim_s \beta$. Заметим также, что $\alpha \sim_s \beta$ будет нетранзитивным отношением.

Определим отображение T: $L \to \mathbf{T}$, представляющее собой соответствующую интерпретацию во множестве точек зрения. Условие интерпретации для связки подобия по смыслу будет выглядеть следующим образом:

(ii) $A \cong B$ тогда и только тогда, когда $T(A) \cap T(B) \neq \varnothing$.
Пусть $R(w)$ будет реализацией, порожденной возможным миром w. Следуя [13, p. 272], допускаем, что для $V(A)$[3] справедливо следующее условие:

A истинно в w тогда и только тогда, когда $V(A) \cap R(w) \neq \varnothing$.
Нетрудно прийти к заключению, что, по (2), если $A \cong B$ истинна в некотором мире, то $A \leftrightarrow B$ также будет истинна в этом мире (при соответствующей интерпретации).

До сих пор все шло без осложнений. Тем не менее, хотелось бы знать, будет ли тождество объектов зависеть от рассматриваемых ситуаций или точек зрения. Ввиду печально знаменитых трудностей с тождеством объектов в возможных мирах современные исследователи всегда рассматривают эту проблему с некоторой осторожностью. А ведь возможные миры также встроены в рамки ситуационной онтологии в качестве максимальных элементов SE.

У нас не возникает никаких трудностей, пока мы имеем дело с пропозициональным исчислением. Но в системах типа **R-NFL** все эти проблемы, несомненно, не должны быть игнорируемы. В связи с этим, в частности, хотелось бы знать, почему у нас так богата структура референтов выражений (например, булева алгебра ситуаций) и, в то же время, почему у нас так бедна структура референтов собственных имен (просто множество объектов).

Метафорические логики, по-видимому, служат очевидным исключением из этого правила. Связка «метафорического» равенства $\div$ предполагает, что объекты обладают некоторыми смыслами, которые сказываются в различных ситуациях, создавая неразличимость относительно точек зрения. Отсюда возникает необходимость обогащения семантики, проблема заключается только в выборе средств.

Поскольку элементарные ситуации отвечают атомарным высказываниям (или их конъюнкции), то мы можем очевидным образом перейти теперь к модели $\boldsymbol{M}$ для **R-NNFL**. Но чтобы остаться в рамках ситуационной онтологии, предположим, что имеется функция SD: $\mathbf{S} \to \boldsymbol{P}(\mathbf{U})$, приписывающая каждой ситуации соответствующую подобласть имен. Обычно предполагается, что равенство уже определено на универсуме $\mathbf{U}$.

Трудность представляет тот факт, что метафорическое равенство тоже должно быть определено на $\mathbf{U}$. В сущности, это влечет для нас принятие экспликации мейнонговского типа, когда с каждым элементом универсума связывается множество ситуаций, в которых он «участвует», и формально означает требование суще-

[3] То есть, вводя некоторую функцию интерпретации V.

ствования функции SD^{-1}: $\mathbf{U} \to \boldsymbol{P}(\mathbf{S})$ из универсума во множество подмножеств ситуаций.

Заметим, что элементарные ситуации определяются подмножествами имен элементов универсума **U** из ***M*** (и наоборот). Как следствие, можно ассоциировать с каждым именем множество ситуаций, в которые это имя должно быть вовлечено. В **R-NFL** из аксиомы 4 следует, что все тождественные имена будут неразличимы во всех элементарных ситуациях. В **R-NNFL** картина совершенно противоположна: ситуации диктуют именам их тождество (в некотором смысле), т.е. как раз неразличимость в некоторой элементарной ситуации (и в неэлементарной также, согласно C3′) является решающей для признания тождественности двух имен с некоторой точки зрения. В то же время некоторая характерная черта определяет атомарность имен: лишь те, которые тождественны с точки зрения, определяемой аксиомой 3′, считаются атомарными, поскольку мы всегда можем предположить, что имеются имена, чье тождество с некоторой точки зрения определяется исключительно C3′.

Таким образом, онтология ситуаций косвенным образом входит в игру, индуцируя структуру имен (соответственно, объектов). Следующее наблюдение проясняет это влияние.

Поскольку $S(A) = S(B)$ может быть переписано как $S(A) \subset S(B)$ и $S(B) \subset S(A)$, то Вольневич в [13, p.404] вводит следующее условие:

(iii) из A выводимо B тогда и только тогда, когда $S(A) \subset S(B)$.

Отталкиваясь от этого условия, автором было предложено в работе [1] ввести не-фрегевскую связку $\Rightarrow$, когда $A \Rightarrow B$ означает «A (референциально) приводит к B». Следуя интерпретации систематических ограничений Барвайса–Перри, которые позволяют одной ситуации содержать информацию о другой, мы просто говорим о примитивном отношении между референтами-ситуациями (отношении вовлечения), достаточном для наших целей. При этом аксиомы, связанные со связкой тождества, преобразуются следующим образом:

Ax1. $A \Rightarrow A$

Ax2. $(A \Rightarrow B) \to (\varphi(B) \Rightarrow \varphi(A))$ (где $\varphi(A)$, $\varphi(B)$ – любые формулы, такие, что $\varphi(A)$ получается из $\varphi(B)$ замещением некоторых вхождений A в $\varphi(A)$, на B)

Ax3. $(B \Rightarrow A) \to (A \to B)$

При этом вновь возникающие трудности с не-фрегевской аксиомой A3 преодолеваются путем «расщепления» = т.е. путем введения новой связки ◄ (x◄y читается «x ситуационно влечет y») и следующих схем аксиом:

01. $x \blacktriangleleft x$
02. $(x \blacktriangleleft y \wedge y \blacktriangleleft z) \to (x \blacktriangleleft z)$
03. $(x_1 \blacktriangleleft y_1,\ldots,x_{s(i)} \blacktriangleleft y_{s(i)}) \to (R_i(y_1,\ldots,y_{s(i)}) \to R_i(x_1,\ldots,x_{s(i)}))$, $i = 1,\ldots,m$
Ах2. $x \blacktriangleleft y \to (A(x) \Rightarrow A(y))$ (где $A(x)$, $A(y)$ – любые формулы, такие, что x и y свободны в них и $A(y)$ получается из $A(x)$ замещением некоторых вхождений x в $A(x)$ на y)

Есть ли возможность провести подобное расщепление и для связки $\cong$? С точки зрения онтологии ситуаций мы можем сделать это, если заменим (2) на следующее определение:

(3) $\alpha \geqq_s \beta$ тогда и только тогда, когда $\exists R \in \mathbf{R}$(если $\alpha \cap R = \varnothing$, то и $\beta \cap R = \varnothing$).

Будем называть подобные α и β *S-вовлеченными*, что означает, что α детерминирует пересечение β с некоторой реализацией. Затем, полагая $T_p(\alpha) = T(\alpha) = \bigcup\{\beta\colon \alpha \geqq_s \beta\}$ для некоторого $\alpha \subset SE$, получаем:

$$\mathbf{T_p} = \{T \subset SE\colon T = Max\,(T(\alpha) - \Lambda - Q_0) \text{ для некоторого } \alpha \subset SE\}.$$

Элементы $\mathbf{T_p}$ представляют собой *предвзятые точки зрения*. Заметим, что $\geqq_s$ будет антисимметричным и нетранзитивным отношением.

Пусть теперь отображение $T_p\colon L \to \mathbf{T_p}$ будет представлять собой соответствующую интерпретацию во множестве предвзятых точек зрения. Условие интерпретации для связки *вовлечения по смыслу* $\underline{\Rightarrow}$ (т.е. являющейся результатом расщепления $\cong$) будет выглядеть следующим образом:

(ii) $A \underline{\Rightarrow} B$ тогда и только тогда, когда $T_p(A)$ ® $T_p(B)$,

где $A \underline{\Rightarrow} B$ означает «A референциально в некотором смысле приводит к B» , а ® является отношением вовлечения по смыслу, определяемым следующим условием:

α ® β тогда и только тогда, когда $\exists x \in \alpha \exists y \in \beta (x \leq y)$

Теперь, если мы принимаем ситуационную онтологию предвзятых точек зрения, то напрашивается следующее преобразование метафорических аксиом В1–В3:

(В1) $A \underline{\Rightarrow} A$
(В2) $\varphi(A/p)) \underline{\Rightarrow} \varphi(B/p)) \to (B \underline{\Rightarrow} A)$ (где φ не является противоречивой формулой или пропозициональной переменной, переменная p должна явно фигурировать в φ и $\varphi(B/p)$ есть формула, получающаяся из формулы φ подстановкой в φ формулы B вместо некоторых вхождений переменной p)
(В3) $(A' \underline{\Rightarrow} A) \to (A \to A')$

Следующим напрашивающимся шагом будет расщепление связки $\div$, ведущее к использованию связки $\lhd$ *вовлечения с предвзятой точки зрения*. Более того, это влечет за собой следующую трансформацию аксиом 01,03, С1–С3 (аксиома 02 отбрасывается ввиду нетранзитивности $\lhd$):

04. $x \lhd x$

05. $(x_1 \lhd y_1, \ldots, x_{s(i)} \lhd y_{s(i)}) \to (R_i(y_1, \ldots, y_{s(i)}) \to R_i(x_1, \ldots, x_{s(i)}))$, $i = 1, \ldots, m$

Cx1. $A \underline{\Rightarrow} A$

Cx2. $(\varphi(A/p)) \underline{\Rightarrow} \varphi(B/p)) \to (B \underline{\Rightarrow} A)$ (где φ не является противоречивой формулой или пропозициональной переменной, переменная p должна явно фигурировать в φ и $\varphi(B/p)$ есть формула, получающаяся из формулы φ подстановкой в φ формулы B вместо некоторых вхождений переменной p)

C3. $(A(x) \underline{\Rightarrow} A(y)) \to x \lhd y$ (где $A(x)$, $A(y)$ - любые формулы, такие, что x и y свободны в них и $A(y)$ получается из $A(x)$ замещением некоторых вхождений x в $A(x)$ на y)

C4. $(A' \underline{\Rightarrow} A) \to (A \to A')$

Суммируя, можно сказать, что предложенная в рамках мейнонговской интерпретации совокупность систем позволяет нам говорить о более гибкой, чем у Вольневича, ситуационной онтологии, где у нас имеется универсум референтов как для имен, так и для предложений, взаимно координированных. Само по себе расщепление равенства = на связки $\blacktriangleleft$ и $\lhd$ приводит на ум связку ε системы онтологии Лесьневского, но подобный тезис требует отдельного подтверждения или опровержения.

Все же заметим, что если последовать этой аналогии, то удается сформулировать, например, в рамках **R-NNFL** некоторую версию аристотелевской силлогистики в смысле Я.Лукасевича, подобно тому, как это делает Я.Слупецкий в [10]. Напомним в связи с этим аксиомы системы Лукасевича:

(a) SaS

(b) SiS

(c) $MaP \wedge SaM \to SaP$

(d) $MaP \wedge MiS \to SiP$

Чтобы получить подобные аксиомы в системе метафорической онтологии (например, версии не-не-фрегевской логики со связками $\underline{\Rightarrow}$,$\blacktriangleleft$), воспользуемся следующими определениями терминов силлогистики:

DL1. $x[a]\mathrm{y} \leftrightarrow \forall z(z \blacktriangleleft x \to z \blacktriangleleft \mathrm{y})$

DL2. $x[i]\mathrm{y} \leftrightarrow \exists z(z \blacktriangleleft x \wedge z \blacktriangleleft \mathrm{y})$

DL3. $x[e]\mathrm{y} \leftrightarrow \forall z(z \blacktriangleleft x \to \neg(z \blacktriangleleft \mathrm{y}))$

DL4. $x[o]\mathrm{y} \leftrightarrow \exists z(z \blacktriangleleft x \wedge \neg(z \blacktriangleleft \mathrm{y}))$

Легко удостовериться, что при подобной интерпретации аксиомы Лукасевича справедливы в соответствующих системах метафорической онтологии, за исключением (b). Однако то же самое происходит и в онтологии Лесьневского, как это показывает Слупецкий [10, p. 85].

7. Замечания по поводу перевода в системы Лесьневского

Напомним, что до сих пор мы имели дело с ограниченной не-фрегевской логикой, в то время как ее наиболее общая форма может быть описана как расширение исчисления предикатов с равенством PCI, получающееся

(i) Добавлением связки тождества к PCI;

(ii) Добавлением к PCI переменных, пробегающих по ситуациям, и некоторых операторов (в частности, кванторов), связывающих эти переменные.

Р.Вуйцицкий в связи с этим в [3] замечает, что в этом случае не-фрегевская логика становится расширением как PCI, так и Прототетики Лесьневского. Последнее становится еще более очевидным, если принять во внимание, что кванторы связывают также пропозициональные переменные.

Тем не менее, здесь возникает проблема, связанная с экстенсиональноситью, о которой предостерегал Р.Сушко. Он пишет: «Математическое содержание теории ситуаций явственно булево-алгебраическое. Разумно, поэтому, ожидать, что будут обнаружены многочисленные связи между теорией ситуаций и стандартными математическими понятиями и теориями. Теория ситуаций, в том виде как она представлена здесь, может быть подкреплена другими математическими понятиями и аксиомами. Таким образом, можно строить и изучать не-фрегевскую логику и, наверное, гёделевскую арифметику. Можно добавить к теории ситуаций понятия и принципы теоретико-множественного рода, касающиеся абстрактных объектов (классов, отношений, функций, атрибутов и им подобных). В то же время сталкиваемся лицом к лицу с принципом экстенсиональности. Читателя можно предостеречь против смешения принципа экстенсиональности абстрактных объектов с фрегевской аксиомой экстенсиональности логики, которая гарантируется аксиомой инвариантности. Несомненно, существует множество значений слов “экстенсионал” и “экстенсиональность”» [11, pp.123-124].

Упомянутая Сушко аксиома инвариантности формулируется им следующим образом:

«Если F является n-местным функтором и P есть n-местный предикат, то следующие формулы являются аксиомами инвариантности для F и P:

(5.1) $x_1 = x_{n+1} \wedge \ldots \wedge x_n = x_{2n} \to Fx_1 \ldots x_n = F\, x_{n+1} \ldots x_{2n}$

(5.2) $x_1 = x_{n+1} \wedge \ldots \wedge x_n = x_{2n} \to Px_1 \ldots x_n = P\, x_{n+1} \ldots x_{2n}$

Если % является одноместной связкой и & есть бинарная связка, то следующие формулы являются аксиомами инвариантности для % и &:

(5.3) $(p = q) \to (\%p = \%q)$

(5.4) $(p = q) \wedge (q = r) \to ((p \,\&\, r) = (q \,\&\, s))$» [11, p. 109].

Их эквивалентом в **R-NNFL** являются, очевидным образом, схемы аксиом 4,A2. В элементарной Прототетике Лесьневского, по-видимому, в качестве подобного эквивалента можно рассматривать закон экстенсиональности [9, p. 56]:

$\forall f,p,q((p \leftrightarrow q) \to (f(p) \leftrightarrow f(q)))$

Последнее вполне вероятно ввиду того, что данная формулировка эквивалентна следующему утверждению [8, p. 411]:

$\forall p,q,r,s((p \leftrightarrow q \wedge r \leftrightarrow s) \to \forall f(f(p,r) \leftrightarrow f(q,s)))$,

которое явно намекает на аксиому Сушко (5.4) выше. Заметим, также, что отнюдь не случайно в Прототетике закон экстенсиональности является теоремой, а не аксиомой системы. Сам Лесьневский в связи с этим писал: «Я перехожу к следующему этапу в развитии прототетики, рассматривая такой вопрос: посредством каких аксиом и директив должна быть усилена система SS, обсужденная в предыдущем разделе, для того, чтобы получить из нее систему обычного пропозиционального исчисления, к которому добавляется тезис

$\forall p,q\, f((p \leftrightarrow q) \to (f(p) \leftrightarrow f(q)))$

вместе со всеми его последствиями? Я нуждаюсь в построении системы, в которой, наряду со многим другим, было бы доказуемо как раз такое утверждение, потому что всегда после 1922 этот тезис так много значил для меня как никакое другое утверждение пропозиционального исчисления вообще. (В последующем разделе я буду, вначале на техническом и редакторском основаниях, занят несколько более непосредственно различными теоретическими сомнениями, которые могут возникнуть относительного этого утверждения)» [6, p. 438].

Таким образом, можно заключить, что без добавления переменных, пробегающих по ситуациям, нет никакого различия в трактовке в рамках прототетики связки тождества Сушко и обычной эквивалентности: закон экстенсиональности подразумевает единообразное понимание.

Однако обратим внимание на то, что при добавлении переменных, пробегающих по ситуациям, мы фактически получаем систему с более чем одной семантической категорией, что равносильно переходу от прототетики к системе онтологии. И здесь ситуация становится технически более прозрачной.

Во-первых, в онтологии Лесьневского имеются два тождества – экстенсиональное тождество и собственно тождество, вводимые следующими определениями:

D1.3. $X =_Z Y \leftrightarrow \forall x(x\varepsilon X \leftrightarrow x\varepsilon Y)$

D2.3. $x = y \leftrightarrow x\varepsilon y \wedge y\varepsilon x$

Во-вторых, следует принять во внимание, что в неэлементарной онтологии Лесьневского (т.е. в полной системе онтологии) эпсилон отнюдь не понимается исключительно как функтор, образующий высказывание из двух аргументов, являющихся именами, т.е. его категория, или тип, не обязана обязательно быть (*s;n,n*) (см. [5, p. 273]). Это приводит к следующей трансформации D1.3 и D2.3:

D3.3. $\Phi =_Z \Psi \leftrightarrow \forall\varphi(\varphi\varepsilon\Phi \leftrightarrow \varphi\varepsilon\Psi)$

D4.3. $\varphi = \psi \leftrightarrow \varphi\varepsilon\psi \wedge \psi\varepsilon\varphi$

Таким образом, единообразный перевод выражений со связками кореференциальности и равенства должен, по-видимому, основываться на следующих определениях:

DFL1. $tr(A \equiv B) = A =_Z B$

DFL2. $tr(x = y) = x =_Z y$

Однако чтобы перевести выражения со связкой подобия по смыслу $\cong$ и подобия $\div$, нам потребуется следующим образом модифицировать определения в онтологии Лесьневского, вводя новые понятия:

D5.3. $X \approx_Z Y \leftrightarrow \exists x(x\varepsilon X \leftrightarrow x\varepsilon Y)$

D6.3. $\Phi \approx_Z \Psi \leftrightarrow \exists\varphi(\varphi\varepsilon\Phi \leftrightarrow \varphi\varepsilon\Psi)$

При использовании этих определений (экстенсионального подобия) искомый перевод будет основываться на определениях следующего вида:

DFL3. $tr(A \cong B) = A \approx_Z B$

DFL4. $tr(x \div\ y) = x \approx_Z y$

Что касается связок референциального вовлечения $\Rightarrow$ и ситуационного вовлечения $\blacktriangleleft$, то в этом случае следует воспользоваться силлогистическим функтором *a* в онтологии Лесьневского:

D7.3. $XaY \leftrightarrow \forall x(x\varepsilon X \rightarrow x\varepsilon Y)$

D8.3. $\Phi a\Psi \leftrightarrow \forall\varphi(\varphi\varepsilon\Phi \rightarrow \varphi\varepsilon\Psi)$

Требуемые переводы будут основываться на следующих определениях:

DFL3. $tr(A \Rightarrow B) = AaB$

DFL4. $tr(x \blacktriangleleft\ y) = xay$

Наконец, чтобы получить переводы выражений со связками вовлечения по смыслу $\underline{\Rightarrow}$ и вовлечения с предвзятой точки зрения $\lhd$, то здесь, прежде всего, вновь надо модифицировать определения онтологии следующим образом:

D9.3. $Xa^*Y \leftrightarrow \exists x(x\varepsilon X \rightarrow x\varepsilon Y)$

D10.3. $\Phi a^*\Psi \leftrightarrow \exists\varphi(\varphi\varepsilon\Phi \rightarrow \varphi\varepsilon\Psi)$

Окончательно получаем, что в этом случае переводы должны основываться на определениях вида:

DFL5. $tr(A \Rrightarrow B) = Aa^*B$

DFL6. $tr(x \lhd y) = xa^*y$

На первый взгляд кажется, что мы пренебрегли предостережением Сушко о смешении экстенсиональностей, занимаясь переводом референциальности подобным образом. Наличие в онтологии Лесьневского алгебры имен может казаться как раз эквивалентом «структурализации» ситуаций, о которой говорил Сушко. Однако заметим, что эта структура индуцируется пропозициональной структурой и, следовательно, полностью естественна и не ведет к разрушению или дополнительной модификации семантики. Тем не менее, этот вопрос требует дополнительного исследования.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Васюков В.Л.* Не-фрегевская логика и Пост-Трактатная онтология // Труды научно-исследовательского семинара логического центра Института философии РАН 1997,.М., 1998. С. 131-138.
2. *Васюков В.Л.* Ситуации и смысл: не-не-фрегевская (метафорическая) логика. I // Логические исследования. Вып. 6, М., 1999.
3. *Вуйцицкий Р.* Формальное построение ситуационной семантики // Синтаксические и семантические исследования неэкстенсиональных логик. М., 1989. С. 5-28.
4. *Dummett M.* Frege: Philosophy of Language. 2nd ed. Harvard University Press, Cambridge, Massachusetts, 1981.
5. *Hiż H.* Descriptions in Russel's Theory and in Ontology // Studia Logica. Vol. 36, No 4. 1977. P. 271-283.
6. *Leśniewsk*i *S.* Collected Works. PWN-Kluwer, Warszawa-Dordrecht, 1992.
7. *Routley R. and Griffin N.* Towards a Logic of Relative Identity // Logique et Analyse. 1979. P. 65-83.
8. *Rickey V.F.* A Survey of Leśniewski's Logic // Studia Logica. Vol. 36. No 4. 1977. P. 405-426.
9. *Slupecki J.* S.Leśniewski's Protothetic // Studia Logica. No 1. 1953. P. 44-112.
10. *Slupecki J.* S.Leśniewski's Calculus of Names // Leśniewski's Systems. Ontology and Mereology / J.T.J.Srzednicki and V.F.Rickey (eds.), PWN-Kluwer, Wrocław-Dordrecht, 1984. P. 59-122.
11. *Suszko R.* Non-Fregean Logics and Theories // Acta Logica. Vol. 11. No 2. 1968. P. 105-125.
12. *Wolniewicz B.* A Formal Ontology of Situations // Studia Logica. Vol. 41. No 4. 1982. P. 381-413.
13. *Wolniewicz B.* Logical Space and Metaphysical Systems // Studia Logica. Vol. 42. No 2/3. 1983. P. 269-284.