В. М. Попов

Московский государственный университет,

vpopov@philos.msu.ru

О ЛОГИКАХ, РОДСТВЕННЫХ ЛОГИКЕ, ИНДУЦИРОВАННОЙ ИСЧИСЛЕНИЕМ V1 А. АРРУДА

Изучаются логики, родственные логике, индуцированной исчислением V1 из [1], являющимся одной из экспликаций логических идей Н.А. Васильева. Язык L всех рассматриваемых здесь исчислений есть стандартно определяемый пропозициональный язык, алфавиту которого принадлежат только символы $\&, \vee, \supset, \neg, (,), p_1, s_1, p_2, s_2, p_3, s_3, \ldots$. Вместо "формула языка L" используем "формула". В качестве переменных для формул выбираем буквы A, B, C. Васильевской квазиэлементарной формулой называем формулу, в которую не входят ни одна из связок $\&, \vee, \supset$ и ни одна из пропозициональных букв $p_1, p_2, p_3 \ldots$. Длиной васильевской квазиэлементарной формулы называем число всех вхождений $\neg$ в эту формулу. Для всякого i из $\{0, 1, 2, 3\}$ определим исчисления $HV_{i,1}$, $HV_{i,2}$, $HV_{i,3}, \ldots$ $HV_{i,\omega}$. Все эти исчисления являются исчислениями гильбертовского типа, язык каждого из которых есть L. Любое из этих исчислений имеет единственное правило вывода – модус поненс. Во всяком из этих исчислений выводы (в частности, доказательства) строятся обычным для гильбертовского типа исчислений образом. Схемы аксиом исчисления $HV_{0,k}$ (здесь и далее k есть целое положительное число):

(I) $(A \supset B) \supset ((B \supset C) \supset (A \supset C))$;

(II) $A \supset (A \vee B)$;

(III) $A \supset (B \vee A)$;

(IV) $(A \supset C) \supset ((B \vee C) \supset ((A \vee B) \supset C))$;
(V) $(A \& B) \supset A$;
(VI) $(A \& B) \supset B$;
(VII) $(C \supset A) \supset ((C \supset B) \supset (C \supset (A \& B)))$;
$(VIII)$ $(A \supset (B \supset C)) \supset ((A \& B) \supset C)$;
(IX) $((A \& B) \supset C) \supset (A \supset (B \supset C))$;
(X) $((A \supset B) \supset A) \supset A$;
(XI, k) $\neg E \supset (E \supset A)$;
(XII, k) $(E \supset \neg(A \supset A)) \supset \neg E$.

Здесь E есть переменная по формулам, ни одна из которых не является васильевской квазиэлементарной формулой, длина которой меньше k. Схемой аксиом исчисления $HV_{3,k}$ называется такая схема формул, которая есть $(A \& \neg A) \supset (B \vee \neg B)$ или является схемой аксиом исчисления $HV_{0,k}$. Схемой аксиом исчисления $HV_{1,k}$ называется такая схема формул, которая есть $(B \supset \neg(A \supset A)) \supset \neg B$ или является какой-нибудь их схем формул (I) – (XI,k). Схемой аксиом исчисления $HV_{2,k}$ называется такая схема формул, которая есть $\neg B \supset (B \supset A)$ или является какой-нибудь их схем формул (I) – (X), (XII,k). Далее F есть переменная для формул, ни одна из которых не является васильевской квазиэлементарной формулой. Схемой аксиом исчисления $HV_{0,\omega}$ называется такая схема формул, которая есть $\neg F \supset (F \supset A)$ или $(F \supset \neg(A \supset A)) \supset \neg F$ или является какой-нибудь их схем формул (I) – (X). Схемой аксиом исчисления $HV_{3,\omega}$ называется такая схема формул, которая есть $(A \& \neg A) \supset (B \vee \neg B)$ или является схемой аксиом исчисления $HV_{0,\omega}$. Схемой аксиом исчисления $HV_{1,\omega}$ называется такая схема формул, которая есть $(B \supset \neg(A \supset A)) \supset \neg B$ или $\neg F \supset (F \supset A)$, или является какой-нибудь их схем формул (I) – (X). Схемой аксиом исчисления $HV_{2,\omega}$ называется такая схема формул, которая есть $\neg B \supset (B \supset A)$ или $(F \supset \neg(A \supset A)) \supset \neg F$, или является какой-нибудь их схем формул (I) – (X). Для всякого i из $\{0, 1, 2, 3\}$ и для всякого α из $\{1, 2, 3, \ldots \omega\}$ обозначаем через $V_{i,\alpha}$ множество всех $HV_{i,\alpha}$-доказуемых формул. С использованием определений логики, паранепротиворечивой логики, параполной логики и паранормальной логики, аналогичных соответствующим определениям из [2], доказано, что: (1) $V_{1,1}$ является логикой, удовлетворяющей условию $A \in V_{1,1}$ тогда и только тогда, когда есть формула, доказуемая в исчислении $V1$ А. Арруда (предполагается, что язык исчисления $V1$ есть L); (2) если $i \in \{0, 3\}$, то $V_{i,1}$, $V_{i,2}$, $V_{i,3}, \ldots$ $V_{i,\omega}$ суть попарно различные паранормальные логики, при этом для всяких α и β из $\{1, 2, 3, \ldots \omega\}$ верно, что если $\alpha < \beta$, то $V_{i,\beta} \subseteq V_{i,\alpha}$; (3) $V_{1,1}$, $V_{1,2}$, $V_{1,3}, \ldots$ $V_{1,\omega}$ суть попарно различные паранепротиворечивые логики, ни одна из которых не является параполной логикой, при этом для всяких α и β из $\{1, 2, 3, \ldots \omega\}$ верно, что если $\alpha < \beta$, то $V_{1,\beta} \subseteq V_{1,\alpha}$; (4) $V_{2,1}$, $V_{2,2}$, $V_{2,3}, \ldots$ $V_{2,\omega}$ суть попарно различные параполные логики, ни одна из которых не является паранепротиворечивой логикой, при этом для всяких α и β из $\{1, 2, 3, \ldots \omega\}$ верно, что если $\alpha < \beta$, то $V_{2,\beta} \subseteq V_{2,\alpha}$. Доказано также, что: (5) множества $\{V_{0,1}, V_{0,2}, V_{0,3}, \ldots V_{0,\omega}\}$ и $\{V_{3,1}, V_{3,2}, V_{3,3}, \ldots V_{3,\omega}\}$ несовместимы; (6) для всякого i из $\{0, 1, 2, 3\}$ верно, что $V_{i,\omega} = \bigcap\{V_{i,n}\}_{n \in \{1,2,3\ldots\}}$; (7) для всякого α из $\{1, 2, 3, \ldots \omega\}$ верно, что $V_{1,\alpha} \cap V_{2,\alpha} = V_{3,\alpha}$; (8) для всякого i из $\{0, 1, 2, 3\}$ и для всякого n из $\{1, 2, 3, \ldots\}$ верно, что $V_{i,n}$ есть табличная логика; (9) ни одна из логик $V_{0,\omega}$, $V_{1,\omega}$, $V_{2,\omega}$, $V_{3,\omega}$ не является табличной; (10) логики $V_{0,\omega}$, $V_{1,\omega}$, $V_{2,\omega}$, $V_{3,\omega}$ разрешимы.

Работа выполнена при поддержке РГНФ, проект № 10-03-00570а, и РФФИ, проект № 10-06-00224а.

ЛИТЕРАТУРА

1. Арруда А. *Воображаемая логика Васильева.* Васильев Н. А. Воображаемая логика. Избранные труды (под ред. Смирнова В. А.). – М.: Наука, 1989.

2. Попов В. М. *Секвенциальные аксиоматизации простых паралогик* // Логические исследования (отв. ред. Карпенко А. С.). – М.-СПб., ЦГИ, 2010. – Вып. 16.

Н. В. Серов

Санкт-Петербургский государственный институт психологии и социальной работы, nv_serov@mail.ru

ЛОГИКА И ДИАЛЕКТИКА ОНТОЛОГИИ

В продолжение генезиса воображаемой логики кратко рассмотрим методологию хроматического анализа, который наделен достаточно строгими критериями подобия как системно-функционального изоморфизма информации, передаваемого хром-планами (Серов, НТИ, 2010). Последние представляют семантические характеристики, соотнесенные между собой внутри каждой системы практически так же, как соотносятся функции классов в порядковых шкалах статистических измерений вне их ранжирования, благодаря чему и достигается высоковероятное знание.

К примеру, сущность цветовой номинации заключается не в том, что цветовой знак обозначает вещь или соотносится с вещью, а в том, что он репрезентирует релевантный код обобщения как результат познавательной деятельности человека, каждый из которых связан с определенным компонентом интеллекта.