УДК 165.74

Кохан Я. О.
Інститут філософії ім. Г. С. Сковороди НАНУ

Поняття означення з точки зору прагматики

Кохан Я. О. Поняття означення з точки зору прагматики. Розглянуто теорію, що об'єднує синтаксичні та рекурсивні означення. Висунуто тезу, за якою означення являють собою спонуки і реалізуються у вигляді прагматичних предикатів спонукання.

Ключові слова: синтаксичне означення, рекурсивне означення, спонука, прагматична дія, прагматичний предикат.

Кохан Я. А. Понятие определения з точки зрения прагматики. Рассмотрена теория, объединяющая синтаксические и рекурсивные определения. Выдвинут тезис, согласно которому определения являют собой побуждения (стимулы) и реализуются в виде прагматических предикатов побуждения.

Ключевые слова: синтаксическое определение, рекурсивное определение, побуждение, прагматическое действие, прагматический предикат.

Kokhan Y. Concept of definition from pragmatical point of view. The theory combining syntactic and recursive definition is discussed. The thesis is introduced, which claims the definitions are stimuli and are realized as pragmatical predicates of stimulation.

Keywords: syntactical definition, recursive definition, stimulus, pragmatical act, pragmatical predicate.

У цій роботі ми розберемо питання, який вигляд мають означення, коли розглядати їх у межах логічної прагматики.

В літературі трапляються різні поняття, котрі ті чи інші автори воліють називати означеннями. Вони можуть як бути предметом абстрактного вивчення, так і вживатися в науковій практиці. Ми обмежимося двома поняттями означення, які дійсно вживаються в науковій практиці, а не є просто цікавими теоретичними конструктами. Це будуть синтаксичні та рекурсивні означення; додатково, ми включимо в об'єм першого з названих понять так звані контекстуальні означення.

Об'єкт дослідження даної роботи заявлений в назві.

Мета даної роботи — сформулювати основну тезу (див. пункт 5, виділення курсивом).

1. Синтаксичні означення. Найуживаніший тип означень, який трапляється в усій логічній літературі як в якості інструмента, так і в якості об'єкта вивчення. Задаються в предметній мові формулою одного з двох наступних видів:

$$\mathrm{Dfd} \equiv_{\mathrm{Df}} \mathrm{Dfn}, \tag{1}$$

$$\mathrm{Dfd} =_{\mathrm{Df}} \mathrm{Dfn}, \tag{2}$$

де Dfd — це *дефініендум*, тобто введений означенням вираз (*означуване*), Dfn — *дефініенс*, тобто означувальний вираз (*означувальне*), а $\equiv_{\mathrm{Df}}$ та $=_{\mathrm{Df}}$ суть відношення еквівалентності та рівності за означенням, які слід чітко відрізняти від "справжніх" еквівалентності та рівності. Для застосування синтаксичних означень їх слід перекладати в термінах ≡ (або ↔) та =; для цього разом зі списком дефініендумів та всіма потрібними формулами виду (1) або (2) в метамові приймаються два правила перекладу (в сучасних формулюваннях — практично завжди неявно) які полягають у тому, що

(T1) з (1) виводиться формула '$\mathrm{Dfd} \equiv \mathrm{Dfn}$',

або, в іншому формулюванні,

(T1*) якщо $\mathrm{Dfd} \equiv_{\mathrm{Df}} \mathrm{Dfn}$, то $\mathrm{Dfd} \leftrightarrow \mathrm{Dfn}$;

(T2) з (2) виводиться формула '$\mathrm{Dfd} = \mathrm{Dfn}$'.

В залежності від позиції автора синтаксичні означення називають *явними*, *прямими* та *номінальними*, і говорять про них як про *скорочення*. Явними та прямими їх називають тому, що означуваний вираз явно і прямо прирівнюється до конкретного єдиного означувального виразу, зокрема, сам не трапляється в означувальному. Непрямими можна було б назвати означення розбором випадків, контекстуальні та рекурсивні (індуктивні) означення; другі ми опишемо далі в п. 2, треті — в п. 3; означення розбором випадків не описуватимемо.

Синтаксичні означення є *номінальними*, тобто eo ipso лише вводять нову назву (дефініендум) для вже представленого в мові (за допомогою дефініенса) поняття або іншого об’єкта, який може називатися. Тому їх також називають означеннями-скороченнями (відзначаючи, що йдеться про скорочення з точки зору легкості сприйняття, а не буквальне скорочення довжини позначувального виразу). До кінця XIX ст. серед філософів домінувало переконання, що окрім номінальних існує ще один тип означень, який підпадає, принаймні, під схему (1), і в якому означується не назва для поняття, а саме́ поняття як об’єкт теорії; такі означення називали *реальними*. Після робіт піонерів математичної логіки, перш за все Ґ. Фреґе [9], стало зрозумілим, що в науці реально вживаються тільки номінальні означення. Пізніше К. Р. Поппер довів, що реальні означення (які він з методологічних міркувань перейменував на *есенціальні*) взагалі логічно неможливі [5, с. 16–31]. В силу доступності робіт Поппера дане питання не потребує подальшого обговорення.

2. Контекстуальні означення. Від Б. Рассела походить твердження, що деякі означення, які вводяться за допомогою формул (1) та (2), не є явними. Рассел розрізняв в усякій мові *повні* і *неповні символи* (більш широко, *мовні вирази*); перші, згідно з цим розрізненням, можуть вживатися ізольовано та ізольовано набувати семантичного значення, якщо взагалі його мають; другі вживаються і набувають семантичного значення (якщо таке мають) лише в оточенні деяких інших символів (виразів) тієї ж мови. Прикладами неповних символів є дужки, функційні вирази, зокрема назви логічних операцій і кванторів. Рассел стверджував, що неповні символи не можуть мати явного означення, оскільки в потрібне означення входитимуть символи, що складають оточення (*контекст*) означуваного неповного символа, а отже все означення означуватиме цей контекст, а не ізольований неповний символ.

В якості прикладу візьмемо означення кванторів один через одного. Згідно з Расселом

$$\exists x \mathfrak{F} \equiv_{\mathrm{Df}} \neg \forall x \neg \mathfrak{F} \tag{3}$$

не є явним синтаксичним означенням, бо

(а) є схемою означення, а не конкретним означенням, оскільки містить позначення довільної формули ‘$\mathfrak{F}$’ і

(б) означує не ізольований функційний знак ‘∃’, а весь контекст, в який він входить [7, с. 80].

Із такою аргументацією навряд чи можна погодитися. Твердження (а) хибне, оскільки насправді застосовне до будь-яких синтаксичних означень конструкцій, котрі містять структуровані аргументи (терми, формули). Саме тому формулювання синтаксичних означень на практиці здійснюється в метамові, а не предметній мові: строго кажучи, вирази (1) т (2) належать саме метамові. Те саме стосується виразу (3), в якому ‘x’ та ‘$\mathfrak{F}$’ суть змінні (метазмінні), перша з яких набуває значень на області зв’язаних індивідних (предметних) змінних предметної мови, а друга — на області формул предметної мови; таким чином (3) є формулою (метаформулою), а схему ми отримаємо, якщо замінимо ‘$\mathfrak{F}$’ на яку-небудь пропозиційну змінну, і поширимо правило підстановки замість таких змінних на дане означення; але те саме справедливо і щодо (1). Твердження (б) недоформульоване, оскільки не визначено, що таке контекст. Однак, із ним можна працювати, оскільки воно говорить про те, що в (3) означується не сам екзистенційний квантор, а якась обширніша (хай і не названа) знакова конфігурація. Ми легко можемо показати, що останнє невірно. Для цього відзначимо, що квантори можна розуміти як оператори, які мають один аргумент — (квазі)формулу, на яку навішуються, — і один параметр — зв’язувану квантором змінну, а в якості значення отримують функцію того ж виду, що його має їхній єдиний аргумент. В такому разі кожен кванторний вираз ‘$\mathrm{Q}x\mathfrak{F}$’ може бути переписаний у стандартному функційному вигляді як ‘$\mathrm{Q}(x, \mathfrak{F})$’. Відтак, ми можемо переписати (3) у вигляді

$$\exists(x, \mathfrak{F}) \equiv_{\mathrm{Df}} \neg\forall(x, \neg\mathfrak{F}); \tag{4}$$

а оскільки заперечення теж є оператором (перетворює висловлювання на висловлювання), то ми можемо піти далі, і замінити ‘∃’ на ‘ε’, ‘∀’ на ‘α’ і ‘¬’ на ‘n’; в результаті отримаємо

$$\varepsilon\,(x, \mathfrak{F}) \equiv_{\mathrm{Df}} n(\alpha\,(x, n(\mathfrak{F})), \qquad (5)$$

що є формулою явного означення. Таким чином, в силу (б) і (5) будь-які означення (назв) функцій, звичні для математики, виявляються контекстуальними, оскільки містять індивідні змінні; зокрема, всі синтаксичні означення (назв) понять виявляються контекстуальними. Однак останнє очевидно невірно: аргументні змінні у функційних виразах необхідні для їхнього правильного вживання і трактування, однак самі можуть бути вибрані довільно (в певних межах) і не впливають як такі ні на вживання, ні на інтерпретацію функційних виразів. Це означає, що поняття контекстуального означення незастосовне до виразів функцій, зокрема понять і кванторів. Цим спростовується твердження (б).

Останнє ж означає, що якщо контекстуальні означення й існують, ми не маємо переконливих прикладів таких означень (крапки в символіці Дж. Пеано навряд чи можуть бути прикладом, оскільки формулюються, строго кажучи, в мові найвищого рівня — U-мові (Г. Каррі), мові дослідника (С. К. Клейні) — а не в метамові конкретної предметної мови і не в самій предметній мові). Тому відкинемо існування контекстуальних означень взагалі.

3. Рекурсивні означення належать до т. зв. *семантичних означень*. Останні відрізняються від синтаксичних тим, що їхньою метою є не скорочення деякого виразу шляхом введення в мову нової сталої, а встановлення або (що те саме) аналіз *смислу*, який має деяка вже наявна в мові стала. *Найпростіші семантичні означення* задаються тими ж метаформулами (1) і (2), що ними задаються синтаксичні означення; в якості таких часто називають означення логічних операцій одна через одну (при цьому, строго кажучи ідеться про означення смислу символів логічних операцій через смисли символів інших операцій). Таким чином, технічної, формальної різниці між найпростішими семантичними та синтаксичними означеннями не існує: всяке означення є синтаксичним або найпростішим семантичним лише з точністю до інтерпретації.

Рекурсивні означення не суть найпростіші, оскільки замість єдиної формули з єдиним дефініенсом складаються зі структурованої множини формул, в частині з яких дефініендум входить в дефініенс. Рекурсивно означують поняття (предикати) та функції, котрі виділяють нескінченні підмножини у множинах, на яких вони визначені, і при цьому не піддаються явному означенню. Всяке рекурсивне означення предиката P або функції f складається з ряду пунктів-формул, котрі групуються у три групи. У першу групу, яка називається *індуктивним базисом* означення, входять формули, що прямо означують деякі об'єкти як такі, що підпадають під дане поняття P або суть значення даної функції f при виділених (заздалегідь) аргументах. Другу групу, що називається *індуктивним кроком*, складають формули, які підводять під P або визначають в якості значень f об'єкти, отримані вказаними в цих пунктах способами з об'єктів, означених якимись із пунктів даного рекурсивного означення; нарешті, у третю групу входить всього один пункт, який говорить про те, що ніякі інші об'єкти, окрім означених в пунктах індуктивних базису та кроку, не підпадають під P, відповідно, не суть значення f; цей останній пункт не має ніякої стандартної назви і переважно взагалі не формулюється явно. Спроба його явного формулювання призводить до необхідності формалізації логіки перетворень, що використовуються при застосуванні індуктивних базису й кроку (див. [6] Смалліана). Умовно назвемо його «ceteris paribus», оскільки багато які рекурсивні означення можуть бути розширені без зміни назви означуваного предиката або функції.

Таким чином, для предикатів рекурсивне означення задається такою множиною формул:

індуктивний базис:

(b_1) $P(a_1)$;

…

(b_k) $P(a_k)$;

індуктивний крок:

(s_1) $P(t_1) \wedge \ldots \wedge P(t_{n_1}) \rightarrow P(f_1(t_1, \ldots, t_{n_1}))$;

…

(s_r) $P(t_1) \wedge \ldots \wedge P(t_{n_r}) \rightarrow P(f_r(t_1, \ldots, t_{n_r}))$;

ceteris paribus:

(∞) якщо w не трапляється ні в (b_1) – (b_k), ні в консеквентах (s_1) – (s_r), то $\neg P(w)$.

Наведені записи слід розуміти так, що $a_1, \ldots, a_k$ суть предмети, виділені до даного означення, а у P можуть бути й інші аргументи, крім виділеного; вони не зачіпаються даним означенням.

Для функцій рекурсивне означення задається наступною множиною формул, яка називається *схемою примітивної рекурсії*:

індуктивний базис:

(b_1) $f(a_1) = c_1$;

…

(b_k) $f(a_k) = c_k$;

індуктивний крок:

(s_1) $f(g_1(t)) = h_1(t, f(t))$;

…

(s_r) $f(g_r(t)) = h_r(t, f(t))$;

ceteris paribus:

(∞) якщо $w \neq c_1 \wedge \ldots \wedge w \neq c_k \wedge \forall x[w \neq h_1(x, f(x)) \wedge \ldots \wedge w \neq h_r(x, f(x))] \rightarrow \forall x(w \neq f(x))$.

Тут $a_1, \ldots, a_k$ і, можливо, $c_1, \ldots, c_k$ суть предмети, виділені до даного означення, а у функції f можуть бути й інші аргументи, крім виділеного; вони не зачіпаються даним означенням.

Оскільки в якості рекурсивно означуваних практично завжди розглядають тільки числові функції, схема примітивної рекурсії для них набуває особливо простого виду:

індуктивний базис:

(b) $f(0) = c$;

індуктивний крок:

(s) $f(\mathbf{s}(n)) = h(n, f(n))$.

Тут ми маємо тільки два виділені елементи: 0 і c, — і тільки дві додаткові функції: штрих-функцію **s** і якусь сталу функцію h, специфічну саме для даного означення. Ceteris paribus при цьому не формулюється. Також для простоти в обох пунктах (b) і (c) пишуть знак рівності, хоча за смислом це відношення $=_{\mathrm{Df}}$; відповідно, не формулюється і правило (T2).

4. Синтаксична теорія означень. Досі не існує достатньо загальної теорії означень. Вважається, що потрібна теорія виникла як така в роботах А. Падоа і Е. Бета. Щоправда, в цій теорії йдеться про *означуваність*, а не означення, при чому означуваність описується у спосіб, який уникає введення формул означення видів (1) та (2). Також, ідеться лише про означуваність предикатних виразів. Згідно з Бетом, предикатний вираз $P(x_1, \ldots, x_n)$, що належить словнику V фіксованої мови L, *явно синтаксично означуваний* в теорії T з мовою L(P), словник якої V(L(P)) = V$\cup\{P(x_1, \ldots, x_n)\}$, т. і т. т., коли в мові L існує така формула $\mathfrak{F}(x_1, \ldots, x_n)$, що

$$\mathrm{T} \vdash \forall x_1 \ldots \forall x_n (P(x_1, \ldots, x_n) \leftrightarrow \mathfrak{F}(x_1, \ldots, x_n)).$$

Таким чином, питання зводиться до існування такої формули $\mathfrak{F}$, що

$$P(x_1, \ldots, x_n) \equiv \mathfrak{F}(x_1, \ldots, x_n)).$$

Остання формула в силу (T1) може бути наслідком (1), але не навпаки. Таким чином, теорія Бета нічого не говорить про явні означення і є теорією означуваності, а не означень. І сам термін «явно синтаксично означуваний» обраний тут невдало, оскільки може стосуватися виразу $P(x_1, \ldots, x_n)$, заданого в Т аксіоматично (аксіоматичне задання eo ipso є неявним).

Суттєве значення також має проблема об'єднання в одній теорії явних і рекурсивних означень. Оскільки ми незмінно називаємо і ті, і другі однаковим словом «означення», отже, вбачаємо в обох явищах достатньо спільного, щоб зачислити їх в один клас теоретичних об'єктів. Настільки загальну теорію означень викладає Каррі [1, с. 163–171]. Коротко повторимо її.

Як і Падоа та Бет, Каррі виходить з того, що кожен введений означенням у фіксовану мову L вираз $\boldsymbol{a}$ не існує в ній із самого початку, а отже з'являється лише в її розширенні $L(\boldsymbol{a}) = L \cup \{\boldsymbol{a}\}$, яке називається *дефініційним розширенням* мови L. І якщо вживання всіх інших виразів мови $L(\boldsymbol{a})$ збігається з їхнім вживанням у мові L, то вживання введеного означенням виразу $\boldsymbol{a}$ регулюється множиною нових аксіом, які є в $L(\boldsymbol{a})$, але відсутні в L, і які сукупно складають означення виразу $\boldsymbol{a}$. Вирази, які є в L, але не в $L(\boldsymbol{a})$, називаються *базисними*, а всі інші — *новими*. Більш формально Каррі описує ситуацію лише для випадку функцій. Нехай дано числення або теорії S_0 і S_1 з мовами L_0 та L_1 відповідно. Тоді S_1 називається *дефініційним розширенням* S_0 у випадку, коли здійснюються наступні три умови:

1. $L_0 \subset L_1$, де L_1 отримана з L_0 додаванням деяких нових знаків функцій (операцій), а також бінарного предикатного символа '**D**' (якщо він відсутній в L_0), який вживається у формулах як інфікс, тобто, формує формули виду

$$\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}, \tag{6}$$

де $\boldsymbol{a}$ і $\boldsymbol{b}$ суть правильні вирази мови L_1; формули виду (6) — це формули-означення, і у них $\boldsymbol{a}$ називається означуваним (дефініендумом), а $\boldsymbol{b}$ — означувальним (дефініенсом). Сам предикат, позначений через '**D**', читається як «… є за означенням тим самим, що й…», але більш точно відповідає лише введеному в (2) '$=_{\mathrm{Df}}$'.

2. Підмножина нових аксіом S_1 складається з усіх формул виду

$$\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{a}$$

і множини *аксіом-означень*, що мають вид

$$f(\boldsymbol{a}_1, \ldots, \boldsymbol{a}_n)\mathbf{D}\boldsymbol{b}, \quad (7)$$

де f — знак нової n-місної операції, аргументи якої — базисні вирази, і яка називається *головною* операцією в (7).

3. S_1 містить *правило дефініційної редукції* (*дефініційного зведення*)

(Rd) з $\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}$ виводиться $\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}^*$,

де $\boldsymbol{b}^*$ отримують з $\boldsymbol{b}$ заміною входження дефініендума в якусь із аксіом-означень на її дефініенс. Доведення з нових аксіом за допомогою правила (Rd) називається *дефініційною редукцією* (*дефініційним зведенням*). Якщо першою формулою дефініційного зведення є $\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}$, останньою — базисний вираз, він називається *остаточним* означувальним (дефініенсом) виразу $\boldsymbol{a}$.

Далі Каррі вводить ряд нових понять і формулює деякі результати про відповідні теоретичні об'єкти. Особливий інтерес серед них становить розрізнення **D** і породженої означенням рівності, що можна вважати узагальненням ситуації, описуваної правилом (T2). Назвемо *дефініційною рівністю* монотонну еквівалентність, породжену відношенням **D**. Нагадаємо, що *монотонним відношенням* в теорії/численні S з мовою L називають таке відношення R, що для будь-якої операції $f(x)$ такої, що $\boldsymbol{a} \in \mathrm{L} \to f(\boldsymbol{a}) \in \mathrm{L}$, справедливо, що

$$\mathrm{S} \vdash \boldsymbol{a}\mathrm{R}\boldsymbol{b} \to f(\boldsymbol{a})\mathrm{R}f(\boldsymbol{b}).$$

Монотонне відношення R *породжується* (або *є породженим*) в S деяким відношенням R_0, якщо

$$\mathrm{S} \vdash \boldsymbol{a}\mathrm{R}_0\boldsymbol{b} \to \boldsymbol{a}\mathrm{R}\boldsymbol{b}.$$

Каррі показує [1, с. 168], що **D** і дефініційну рівність слід розрізняти. Винятком є випадок *власного* дефініційного розширення, тобто такого, в якому для кожного дефініендума є не більш як одна аксіома-означення. Цим, як видається автору, можна пояснити коректність результатів Падоа й Бета.

Описана теорія має одну технічну ваду: безпосередньо вона описує лише означення функцій, але не предикатів. Для вписування останніх в теорію Каррі пропонує зводити їх до функцій. Точніше, слід зводити всю мову і всю теорію/числення, що містять означувані предикати. Результат зведення називається *асерторичною системою* (численням або теорією); вона містить єдиний унарний предикат ствердження $\vdash$, а всі інші предикати в ній зведені до операцій так, що кожному предикату $P(x_1, \ldots, x_n)$ ставиться у відповідність операція $f(x_1, \ldots, x_n)$ з тією ж кількістю аргументів, а кожне висловлювання

$$P(a_1, \ldots, a_n)$$

початкової системи у зведенні набуває виду

$$\vdash f(a_1, \ldots, a_n).$$

Таке зведення навряд чи можна вважати інтуїтивно задовільним, тому варто пошукати якийсь прямий спосіб включення предикатів в узагальнену теорію означень.

5. Означення в прагматиці: основна теза. Поглянемо тепер на означення з точки зору практичної діяльності ученого. Означення вводяться в рамках теорій та числень і можуть зараховуватися до положень відповідної теорії та аксіом відповідного числення. Але на відміну від інших положень означення являють собою не твердження про реальний стан речей, а лише *домовленості* із введення символіки; а саме, ми приймаємо рішення прирівняти означуване до означувального за смислом і значенням. Інакше кажучи, означення не означає, що дефініендум і дефініенс *насправді мають* однакове значення, але означає, що вони, згідно з домовленістю, *повинні* мати єдиний смисл і єдине значення [8, с. 115]. Щоб зробити останнє твердження повністю зрозумілим, слід вияснити, що таке домовленості, і що означає слово «повинні» відносно теоретичних об'єктів.

Вказані питання належать до області логічної прагматики. Домовленість або рішення — це різновид спонуки. Коли теоретик вводить означенням деяке нове позначення, він тим самим спонукає (“запрошує”) тих, хто працюватиме в рамках його теорії, вживати дане позначення саме так, як передбачено даним означенням. *Спонука* — це будь-який стимул до дії або утримання від дії, який вживає деякий суб’єкт до деякого адресата (у спеціальних випадках адресат може збігатися з суб’єктом і навіть бути відсутній; останнє має місце у випадку інфінітивних формулювань норм). Таким чином, в усякій спонуці можна виділити дію — *прагматичну дію спонукання* — і якість, з якою здійснюється спонука. Якості, або способи, з якими здійснюється спонука, доволі різноманітні. Окрім домовленостей і рішень до спонук належать накази, погрози, прохання, поради, під’юджування і навіть запитання. Деякі зі спонук мають імперативний характер (саме такими є домовленості), інші — ні. Загалом спонуки бувають вербальні й невербальні; у прагматиці, як і взагалі в логіці, розглядаються лише *вербальні спонуки*, тобто такі, що виражаються в словах, при чому це вираження як ціле має смисл.

Наявність якості означає, що спонуки слід розглядати як особливі предикати. Ми трактуватимемо їх як *прагматичні предикати*. Структуру таких предикатів автор розглянув у [4], [2]. На жаль, розгляд у цих роботах недостатньо повний і містить помилки (напр., в [4] означення трактуються як різновид тверджень); більш повна стаття автора «Інтенсіональні та прагматичні предикати» зараз друкується. Повторимо тут той матеріал із вказаних статей, який стосується теми даної роботи.

Коли деякий x (суб’єкт спонуки) вербально спонукає деякого y-а (адресата спонуки) вчинити $\mathfrak{F}$ (зміст понуки), він передає (сповіщає) останньому смисл речення ‘$\mathfrak{F}$’, в якому сказано, що саме слід/бажано зробити, і деяким способом P здійснює з висловлюванням, вираженим в ‘$\mathfrak{F}$’, прагматичну дію спонукання, надаючи усій своїй фразі-спонуці *спонукальної сили* (остання аналогічна *стверджувальній* (*ствердній*) *силі*, яку має *прагматична дія ствердження*, описана Фреґе). *Передача смислу* є інтенсіональною функцією [4]; автор позначає її двома кутовими дужками ‘‹›’. Прагматичну дію ствердження автор позначає знаком оклику ‘!’, поставленим після функції передачі смислу.

Остаточно маємо предикат «x в умовах x_1, …, x_n способом P‹t› спонукав y-а вчинити $\mathfrak{F}$»; такі предикати називатимемо *предикатами спонукання* і записуватимемо у вигляді формул такого виду:

$$P(x, x_1, \ldots, x_n, y \langle \mathrm{t} \rangle \; ! \; \mathfrak{F}(y)) \tag{8}$$

Предикати спонукання, як усі прагматичні предикати, суть інтенсіональні, і містять чотири виділених аргументи: суб'єкта спонуки x, адресата y, номінативну підчастину предиката t (сенс якої ми зараз пояснимо) і зміст спонуки $\mathfrak{F}$; з них перші три суть екстенсіональні, а останній — інтенсіональний (адже до нього застосовуються інтенсіональна функція і прагматична дія). При цьому адресат і номінативна підчастина можуть бути відсутніми (спонука не адресується нікому конкретно); якщо вівдсутній адресат, на відповідне аргументне місце слід ставити порожню сталу ‘★’, яка за позначає відсутність мовного виразу (детальніше пояснення міститься у ще не опублікованій статті автора, яка згадувалася вище); відсутність номінативної підчастини можна не позначати. Тонкий нюанс, який автор не відзначав у попередніх роботах, полягає в тому, що якісна частина предиката виду (8) може містити номінативну підчастину — терм, який може вживатися незалежно від усього предиката. Скажімо, в той час як предикат «x означив ***a*** як ***b***» не містить номінативної підчастини, в еквівалентному йому предикаті «x ввів означенням ***a*** як ***b***» така підчастина з'являється; вона являє собою терм «означення», рівнозначний предикату «означувати». Коли скористатися теоретико-типовою технікою називання предикатів (див.[3]), то, якщо позначити перший з наведених предикатів через ‘$Df(x, \bigstar \langle \mathrm{t} \rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b})$’, терм «означення» символізується як ‘$Df^{\mathrm{x}, \bigstar \langle\rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}}$’, а другий з предикатів — відповідно як ‘$I(x, \bigstar \langle Df^{\mathrm{x}, \bigstar \langle\rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}} \rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b})$’. Коли скоротити довгий запис терма «означення» до простого ‘Df’, отримаємо ‘$I(x, \bigstar \langle Df \rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b})$’; якщо, нарешті, зафіксувати x-а та його теорію/числення (а отже й предикат I) і символізувати введене x-ом означення, враховуючи прагматичну природу останнього, отримаємо

$$\langle Df \rangle \; ! \; \boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}. \tag{9}$$

Від стандартного для логіків запису виду ‘$\boldsymbol{a}\mathbf{D}\boldsymbol{b}$’, (9) відрізняється лише явним заданням інтенсіональної та прагматичної складової. На самому початку розвитку символічної логіки її творець Ґотлоб Фреґе пропонував саме явний спосіб запису означень. Його символіка відома: перед формулою означення він ставив знак ‘$\Vdash$’, який чітко відрізняв від знака ствердження ‘$\vdash$’ [8, с. 115]. Наш аналіз відрізняється від фреґевського, але в підсумку ми маємо, по суті, реалізацію його пропозиції.

Впишемо отриманий результат у теорію Каррі. В ній формули означення розглядаються як аксіоми в дефініційному розширенні фіксованої початкової системи (числення або теорії). Як ми вияснили, ці нові аксіоми-означення відрізняються від усіх інших аксіом системи тим, що зображають спонуки, в той час як інші аксіоми зображають твердження. *Твердження* суть прагматичні об’єкти, що містять смисл декого пропозиційного формулювання та *прагматичну дію ствердження*, яка надає висловленню формулювання *ствердну силу*; відступаючи від символіки Фреґе, який зображав ствердження вертикаллю, автор зображає цю дію горизонталлю; оскільки ж ствердження відбувається лише при передачі смислу, це означає, що ствердження навішується на інтенсіональну функцію передачі смислу, так що в підсумку ствердження речення A в межах фіксованої системи набуває вигляду

$$\langle\rangle\!- A. \tag{10}$$

В загальному випадку твердження слід розглядати як різновид прагматичних предикатів, а саме, як *предикати ствердження*; вони мають ту саму структуру, що й предикати спонукання (8), тільки замість дії спонукання ! містять дію ствердження – (докладніше див. у [2], [4]).

Звідси маємо загальний висновок, який є основною тезою даної роботи: *всяке числення або теорія має аксіоматику, що складається з аксіом двох відмінних типів: ствердних та спонукальних аксіом. Відповідно, в усьому численні (теорії) можна виділити ствердну та спонукальну частини. Перша* *складається з тверджень про предметну область даного числення або теорії, друга ж містить домовленості, що регулюють вживання елементів самого числення/теорії.*

Для того, щоб ці домовленості працювали, потрібні правила (Т1) та (Т2). Точніше, кожне числення або теорія, що містить спонукальні аксіоми виду (9), має містити й правило

(Т) Якщо ‹*Df* › ! ***a*D*b***, то ‹›– ***a*D****b***,

або, в іншому формулюванні,

(Т*) Якщо за означенням ***a*D*b***, то звідси виводиться формула ‘***a*D****b***’,

де **D*** являє собою ↔ або = в залежності від того, є **D** відношенням $\equiv_{\mathrm{Df}}$ чи $=_{\mathrm{Df}}$.

Докладніший розгляд потребує подальших публікацій.

Висновки. Пункти 1–4 не потребують висновків. Висновком пункту 5 є основна теза даної роботи (виділена курсивом).

Література

1. *Карри Х.* Основания математической логики. Пер. с англ. – М.: Мир, 1969. – 568 с.
2. *Кохан Я. О.* Логічні передумови аналізу явища ментальності: огляд основних проблем // Проблеми теорії ментальності. – К.: Наукова думка, 2006. – С. 110–127.
3. *Кохан Я. О.* Непомічена металогічна дисципліна // Філософські діалоги’2009. – С. 325–340.
4. *Кохан Я. О.* Фреґевські інтенсіональні функції // Практична філософія, № 2, 2005 (№ 16). – С. 227–231.
5. *Поппер К. Р.* Открытое общество и его враги. Т. 2. Пер. с англ. – М.: Феникс, 1992. – 526 с.
6. *Смальян Р.* Теория формальных систем. Пер. с англ. – М.: Наука, 1981. – 208 с.
7. *Смирнов В. А.* Логические методы анализа научного знания. – М.: Наука, 1987. – 256 с.

8. *Фреге Г.* Исчисление понятий // Фреге Г. Логика и логическая семантика. Сб. трудов. Пер. с нем. – М.: Аспект Пресс, 2000. – С. 65–142.
9. *Фреге Г.* Логика в математике // Фреге Г. Избранные работы. Пер. с нем. – М., 1997. – С. 95–153.