Ярослав КОХАН

КОХАН Ярослав Олексійович — аспірант відділу логіки та методології науки Інституту філософії ім. Г. С. Сковороди НАН України. Область наукових інтересів — металогіка, теорія істинневих функцій, часова логіка, логіка індивідів.

ЗОВНІШНЯ ЧАСОВА ЛОГІКА

В даній статті розвивається концепція часової логіки, що суттєво відрізняється від усіх дотеперішніх точок зору на цей предмет, відомих автору[1]. Проводиться поділ часових логік на зовнішні та внутрішні, який не має аналогів у логічній літературі, і будується зовнішньо-логічна теорія, в основі якої лежить класична логіка висловлювань.

Згідно з пропонованою концепцією, будь-яка часова логіка має задовольняти наступним вимогам:

1. Оцінка істинності темпоральних висловлювань, тобто висловлювань деякої часової логіки може здійснюватися тільки щодо деяких проміжків часу. Для збереження загальності розгляду такі проміжки не варто асоціювати з інтервалами фізичного часу, а мислити як чисту обмежену *тривалість*; в цьому разі ми отримаємо можливість розглядати висловлювання про неможливі події, зміст художніх творів і т. ін. Окрім цього щодо проміжків можна постулювати лише їхню направленість (майбутнє-минуле) та ще те, що проміжки, складені з інших проміжків, мають вигляд послідовностей (кортежів), але не множин.

Поняття момента часу не може бути введене, доки ми перебуваємо в межах чистої логіки. Причина цього полягає в тому, що це поняття — змістовне математичне, і надати йому чисто логічного змісту неможливо. А коли так, то ми можемо казати, що два проміжки межують в певній послідовності проміжків, але не можемо обговорювати питання наявності межі між ними як окремого об'єкта дослідження.[2]

---

[1] Маються на увазі передусім роботи: *Ишмуратов А. Т.* Логические теории временных контекстов (временная логика). — К., Наукова думка, 1981; *Караваев Э. Ф.* Философские проблемы временной логики. Дисс. докт. филос. наук. — Ленинград, 1987 (на правах рукописи); *Курганов С. И.* О возможности применения аппарата логики времени для анализа временных отношений // Актуальные проблемы диалектического материализма, М., изд-во МГУ, 1980; *Навроцкий В. В.* Временная интервальная логика (семантический анализ). Автореф. Дисс. канд. филос. наук. — К., 1985; *Bull W.* Time, tense and the verb. — Berkley; Los Angeles: Univ. California Press, 1968; *Clifford J. E.* Tense and tense logic. — Hague: Mouton, 1975; *Hamblin G. L.* Starting and stopping // Basic issues in the philosophy of time. — Le Salle: Open court, 1971; *Prior A. N.* Time and modality. — Oxford, 1957; *Prior A. N.* Past, present and future. — Oxford, 1967; *von Wright G. N.* «And next» // Acta filosophica fennica, 1966, Fasc. 18; *von Wright G. N.* «And then» // Commentationes physico-mathematicae: Societas scientarum fennica, 1966, vol. 32, № 7; *von Wright G. N.* «Always» // Theoria, 1968, vol. 34, p. 3.

[2] Таким чином, я схильний вважати, що «точкові» побудови, що походять від Прайора, належать не до чистої логіки, а до прикладної, або до якоїсь «часової математики».

Перше речення цього пункту потрібно розуміти в тому сенсі, що проміжки в часовій логіці суть виняткого області істинності і хибності часових висловлювань, а ніяк не моделі відтинків фізичного чи математичного, чи ще якогось теоретичного або філософського часу. Через це про проміжки можна говорити *тільки щодо* конкретного висловлювання або формули[3].

2. В основу кожного теоретичного розгляду має бути покладений (має мислитися покладеним) проміжок, за межі якого розгляд не виходитиме; тим самим, такий проміжок гратиме роль часового універсуму для даного розгляду. Називатимемо такий універсум <u>часовим контекстом</u> (розгляду)[4]. При викладенні всякої часово-логічної теорії потрібно припускати, що в основі всіх побудов теорії лежить якийсь часовий контекст. Накладання різних обмежень на стуктуру контексту породжуватиме різні часові логіки. Теорія можливих структурних властивостей часових контекстів буде <u>теорією моделей часової логіки</u>.

3. Особливе значення має введення ідеї проміжків, які вважатимуться в межах кожного окремого розгляду в певному сенсі *мінімальними*, такими, що не дробляться на інші проміжки, і з яких складатимуться більш обширні проміжки. Такі проміжки ми називатимемо <u>нерозривними</u> і схарактеризуємо через такі дві властивості:

(а) значення істинності даного висловлювання (формули), що розглядається, не змінюється на протязі нерозривного проміжка;

(б) нерозривний проміжок не переривається жодними іншими проміжками в межах обраного контексту.

Щоб зрозуміти сенс останнього положення, потрібно розглянути випадок висловлювання, яке описує періодичну подію в межах контексту, в якому розглядаються також висловлювання про події, які мають або не мають місце *між* настаннями згаданої періодичної події. Скажімо, розглянемо висловлювання «Семен закидає вудочку» в межах тривання якоїсь однієї риболовлі. Припустимо далі, що за час риболовлі Семен закидав вудочку більше одного разу; в такому разі, нашому висловлюванню відповідатиме проміжок, складений з підпроміжків, кожен з яких відповідатиме окремому закиданню вудочки, і тим самим ці підпроміжки не перетинатимуться в часі. Звідси маємо, що істинність висловлювання «Семен закидає вудочку» не змінюватиметься на протязі проміжка, який, тим не менше, складатиметься з підпроміжків, розведених в обраному часовому контексті. Цей проміжок істинності буде «дірявим», тобто не задовольнятиме умові (б), хоча задовольнятиме умові (а). Його складеність

---

[3] Дотеперішні часові логіки — на відміну від пропонованої тут — суть приховано фізикалістські, оскільки в усіх них явно чи неявно вважається, що часова логіка говорить дещо про властивості реального часу.

[4] Існує й інше слововживання: а саме, Ішмуратов називає часовими контекстами висловлювання, а не проміжки, як це пропонується тут.

з інших проміжків свідчить про його неелементарність — отже незмінність істинневого значення для мінімальності недостатня[5].

4. Будь-яка часова логіка є теорією умов істинності формул, що символізують структуру темпоральних висловлювань, на заданому контексті, або кожному з деякої заданої множини контекстів. При цьому завжди можливі *дві* оцінки істинності всякого годящого висловлювання, отже, всякої годящої формули, а саме, *внутрішня* і *зовнішня*, які відповідатимуть внутрішній і зовнішній часовим логікам.

4а. Внутрішня логіка описує способи знаходження істинневих оцінок кожної заданої формули (отже, кожного часового висловлювання, яке може бути інтерпретацією цієї формули) на *всьому* контексті, коли враховувати його внутрішню структуру. Це досягається розбиттям контексту *відносно даної формули* на послідовні нерозривні проміжки. При переході від кожного нерозривного проміжка контексту до наступного змінюється істинневе значення формули; отже, структуру всього контексту *відносно даної формули* можна представити у вигляді послідовності значень істинності. Тим самим, істиннева оцінка темпоральної формули (або відповідного висловлювання-інтерпретації) являє собою не окреме значення істинності, а послідовність (кортеж) істинневих значень[6], при чому жоден елемент такої послідовності не повторюється двічі підряд. Довжина такої послідовності залежить від структури контексту; але, з іншого боку можна сказати, що структуру контексту (відносно даної формули) можна задати істинневою оцінкою атомарної часової формули. Суміщаючи істинневі оцінки різних формул, ми отримуватимемо можливість оцінити на істинність формули, складені з вихідних. При введенні до розгляду кожної нової формули ускладнюватиметься і структура контексту, звідки стає зрозумілою справедливість останнього абзацу пункту 1. (див. вище).

Доцільно припустити, що будь-який контекст має налічувати не менше одного нерозривного проміжка.

4б. Зовнішня логіка оцінює істинність висловлювань щодо всього контексту, не торкаючись питання його внутрішньої структури. Оскільки висловлювання може на протязі контексту змінювати своє істинневе значення, а конкретний характер такої зміни визначається структурою контексту, зовнішня логіка може тільки констатувати сам факт наявності або відсутності цієї зміни. Тобто, в оцінках використовуватимуться слова та вирази «скрізь» (або «завжди»), «хоча б іноді» та ін. Досі логіки не розрізняли внутрішньої та зовнішньої істинневих оцінок темпоральних

[5] Цим пропонована тут концепція нерозривного проміжка відрізняється від Гемблінової концепції мінімального інтервала.

[6] Це схоже на фон Вігтову теорію Т-оператора; див., зокрема: *Мчедлишвили Л. И.* Временная логика с ветвящимся дискретным временем // Методы логического анализа. — М., Наука, 1977; *Мчедлишвили Л. И.* Функциональная полнота временной логики с оператором дискретности // там само. Загалом, між фон Врігтовими системами і нашою внутрішньою логікою є багато паралелей, але в даній статті внутрішня логіка не обговорюється взагалі.

висловлювань. Але для побудови достатньо загальної темпорально-логічної теорії потрібно поєднати зовнішню та внутрішню логіки. Побудуємо тут чисто зовнішню логіку, яку назвемо <u>екзистенціальною темпоральною логікою висловлювань</u>, або коротше — екзистенціальною т-логікою[7], і позначимо її умовним символо м ***eTP***; під логікою висловлювань (без додаткових характеристик) розумітимемо класичну логіку висловлювань.

Вихідними виразами, на основі яких конструюватимуться формули ***eTP***, будуть атомарні формули внутрішньої т-логіки, що символізуватимуть висловлювання, які ми назвемо сингулярними темпоральними висловлюваннями, або коротше, <u>сингулярними т-висловлюваннями</u>. Це висловлювання, що задовольняють таким трьом вимогам:

(i) вони мають структуру пропозиційних (в логіці предикатів — предикатних) атомів, тобто не містять жодних логічних сталих і не містять інших висловлювань в якості своїх частин;

(ii) їхня істинність залежить від контексту і конкретного проміжка в межах обраного контексту;

(iii) вони не містять слів і виразів, що можуть розглядатися як часові функції від будь-яких синтаксичних об'єктів — напр., «скоро», «колись», «іноді», «часто», «наступний», «колишній» і т. ін.

Приклади сингулярних т-висловлювань: «Семен закинув вудочку», «іде сніг», «ця банка впаде зі столу». В ***eTP*** атомарні формули внутрішньої т-логіки вважатимуться <u>атомарними субформулами</u>; поняття формули ***eTP*** обговорюється далі.

Отже, в зовнішній логіці встановлюється, чи має місце на обраному контексті зміна істинневого значення заданої формули (висловлювання). Це рівнозначно запитанню, набуває дана формула тільки одного, чи обох значень істинності, і якщо одного, то якого саме. З цієї точки зору для будь-якого часового контексту щодо атомарної (в поясненому вище сенсі) субформули A існують три логічні можливості:

завжди (скрізь на контексті) A	⧗A
ніколи A (завжди не-A)	●A
іноді A, іноді не-A	▲A

Перша та друга можливості зображають випадки, коли контекст складається лише з одного нерозривного проміжка; третя можливість відповідає будь-якому з інших випадків, коли контекст має більш складну структуру, тобто містить більш як один нерозривний проміжок. Позначення ⧗, ●, ▲ належать метамові ***eTP***; вони мають вигляд операторів, що навішуються на субформули, що дозволяє кваліфікувати їх як

[7] Смисл такої назви наступний: в зовнішній логіці не локалізується проміжок істинності формули, але тільки виясняється, чи є такий проміжок взагалі в межах обраного контексту; оскільки це можна сформулювати як питання, чи *існує* такий проміжок в межах обраного контексту, можна сказати, що проблематика зовнішньої логіки — це проблематика *існування* заданих проміжків істинності; звідси і назва *екзистенціальна т-логіка*.

метаоператори. Називатимемо ⧗ <u>повним метаоператором</u>, ● <u>порожнім метаоператором</u> і ▲ <u>частковим метаоператором</u>.

Описані три можливості складають повну систему альтернатив, що дозволяє оцінювати формули відносно цієї системи як *істинневі функції*. При цьому ми не можемо оцінити так безпосередньо істинність атомарної субформули, але можемо оцінювати істинність висловлювань «хоча б іноді A», «завжди A» та похідних від них. Введемо для цього в предметну мову два оператори:

$\Box A$ завжди A,

$\Diamond A$ хоча б іноді A.

Їх можна означити за допомогою таких таблиць:

		$\Box A$	$\Diamond A$
1	⧗A	і	і
2	●A	л	л
3	▲A	л	і

де «і» означає «істинно», а «л» «хибно» (тобто «лож»).

Формули обох типів вважатимуться в екзистенціальній логіці атомарними. Атоми внутрішньої т-логіки (субформули в **eTP**) не можуть бути формулами в екзистенціальній логіці, оскільки їхня істиннева оцінка, як було встановлено вище (пункти **1.**, **3.**, властивість (ii)), залежить від структури обраного часового контексту. Поняття формули **eTP** визначатиметься так:

(f_0) поняття атомарної субформули **eTP** визначене вище; кожна атомарна субформула **eTP** є субформулою **eTP**;

(f_1) якщо A — атомарна субформула **eTP**, то $\rceil A$, $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$, $(A \to B)$, $(A \leftrightarrow B)$,— субформули **eTP** (де $\rceil$, $\wedge$, $\vee$, $\to$, $\leftrightarrow$ — сполучники логіки висловлювань: $\rceil$ — заперечення, $\wedge$ — кон'юнкція, $\vee$ — диз'юнкція, $\to$ — імплікація, $\leftrightarrow$ — еквіваленція);

(f_2) якщо A — атомарна субформула **eTP**, то $\Box A$, $\Diamond A$ — атомарні формули **eTP**; кожна атомарна формула **eTP** є формулою **eTP**;

(f_3) якщо $\mathfrak{A}$ — субформула **eTP**, то $\Box\ \mathfrak{A}$, $\Diamond\ \mathfrak{A}$ — формули **eTP**;

(f_4) якщо $\mathfrak{A}$, $\mathfrak{B}$ — формули **eTP**, то $\rceil\mathfrak{A}$, $\mathfrak{A} \wedge \mathfrak{B}$, $\mathfrak{A} \vee \mathfrak{B}$, $\mathfrak{A} \to \mathfrak{B}$ $\mathfrak{A} \leftrightarrow \mathfrak{B}$ — так само формули **eTP**.

Формули **eTP**, що не суть атомарні, суть *молекулярні* (субформули так само).

Встановивши поняття формули **eTP**, ми маємо описати алгоритм, за яким кожна формула трактуватиметься як істиннева функція. Для атомарних формул це було зроблено вище через вказівку *області* чи *множини логічних можливостей*, які існують для атомарних формул. Щоб описати молекулярні формули як істинневі функції, скористаємося цим же методом.

Наш метод, безперечно, становить частину теорії істинневих функцій. Водночас, цей метод відрізняється від аналогічного методу, як він трактується в логіці висловлювань. Там вважається, що значення істинності молекулярних формул вираховуються за наборами істинневих значень аргументів формули, що ними є пропозиційні атоми. Як видно з означень операторів □ та ◇, істинневі значення формул ***e*TP** вираховуються за логічними можливостями, що існують для формул даної логічної структури (форми). І, оскільки це стосується вже атомарних формул, тим більше це має бути справедливим для формул молекулярних: коли вже атоми суть складові молекул, логічні можливості для молекулярних формул мають містити в якості складових ті вихідні логічні можливості, що мають місце для атомів. Таким чином, побудова процедури розв'язання в ***e*TP** починається з побудови області логічних можливостей для даної формули (точніше, для формули даної логічної форми). Далі, на кожній з логічних можливостей обраховується набір істинневих значень для складових субформул, атомарних чи молекулярних, даної формули. Далі, за цими наборами вираховуються значення істинності для складових формул, що починаються з якогось із операторів. Подальші кроки полягають в обрахунку істинневих значень для сентенційних сполучників. Вкажемо, як має здійснюватися вся процедура.

Називатимемо атомарні субформули формул ***e*TP** *субатомами*. Якщо тепер фомула $\mathfrak{A}$ містить n субатомів *A*, *B*, ..., *N*, з точки зору внутрішньої логіки часовий контекст має бути представлений у вигляді послідовності проміжків, у кожному з яких істинна якась одна із кон'юнкцій субатомів *A*, *B*, ..., *N*, кожен з яких взятий із запереченням або без. Така істинна на даному проміжку контексту кон'юнкція описуватиме одну з можливих комбінацій субатомів *A*, *B*, ..., *N* або їхніх заперечень, тобто одну з логічних можливостей, які існують для кожного проміжка в контексті. З точки зору зовнішньої, екзистенціальної логіки важливо, *яка кількість таких логічних можливостей*, *і яких саме*, представлена в контексті — адже зрозуміло, що в різних контекстах, які мають різну структуру, матимуть місце і різні набори логічних можливостей із загального їх списку, тобто з їх області (множини), — яка являє собою список всіх логічних можливостей для формули із заданим списком складових (атомів або субатомів, в залежності від того, про яку логіку — зовнішню чи внутрішню — ми говоримо). Відтак, логічна можливість в ***e*TP** буде комбінацією логічних можливостей для одного проміжка у внутрішній т-логіці. Якщо фомула $\mathfrak{A}$ містить саме n субатомів, кількість їхніх можливих комбінацій дорівнює 2^n (при цьому субатоми без заперечення братимуться як елементи комбінацій, а ті ж субатоми, але із запереченням — як відсутність елементів); це кількість логічних можливостей для одного проміжка. Аналогічно, кількість комбінацій цих комбінацій дорівнюватиме 2^{2^n}; щоправда, серед цих комбінацій буде комбінація по 0 елементів, тобто 0 комбінацій субатомів; така комбінація не матиме смислу, отже, її треба виключити зі списку комбінацій. Таким чином, кількість логічних можливостей (що суть комбінації комбінацій субатомів) для довільного контексту в ***e*TP** дорівнює

$2^{2^n} - 1$. Через принципову важливість цієї формули, введемо для неї спеціальне позначення. Позначатимемо окремі логічні можливості умовним знаком Ꭿ, схожим на велику літеру А (від слова «альтернатива», що те саме, що і логічна можливість). Кількість логічних можливостей (альтернатив) для деякої формули позначатимемо як ℕ (Ꭿ^n) **eTP**, де ℕ означає кількість, верхній індекс *n* — кількість субатомів у формулі, а після дужок має вказуватися логічна теорія, формула якої оцінюється як функція істинності. В таких позначеннях матимемо:

ℕ (Ꭿ^n) **eTP** = $2^{2^n} - 1$.

Легко порахувати, що для випадку $n = 1$, коли у формулі лише один субатом, кількість альтернатив дорівнюватиме $2^{2^1} - 1 = 3$, що відповідає введеному вище списку альтернатив: ⧓*A*, ●*A*, ▲*A*. Такі альтернативи (логічні можливості) називатимемо *базовими*, оскільки всі альтернативи для більш складних формул будуватимуться на основі цих базових. В загальному випадку можна описувати логічні можливості у вигляді кон'юнкцій або комбінацій (через кому) субатомів формули; при цьому перед кожною кон'юнкцією або комбінацією має стояти знак ▲, або, якщо комбінація єдина, знак ⧓. Справді, кожна логічна можливість для деякої формули **eTP** в довільному контексті полягає в тому, що в деяких із проміжків контексту (або в деякому проміжку) справедливо, скажімо, *A*, ⌉*B*, ⌉*C*, ..., ⌉*M*, *N*, на інших проміжках (на іншому проміжку), можливо, ⌉*A*, *B*, *C*, ..., *M*, *N*, і т. д., що з точки зору базових альтернатив **eTP** означає ряд ▲ (*A*, ⌉*B*, ⌉*C*, ..., ⌉*M*, *N*), ▲ (⌉*A*, *B*, *C*, ..., *M*, *N*), ... Зображатимемо такі ряди вертикальними списками, подібно до матриць в математиці:

▲ (*A*, ⌉*B*, ⌉*C*, ..., ⌉*M*, *N*)
▲ (⌉*A*, *B*, *C*, ..., *M*, *N*)
...

Звертаємо увагу читача на те, що при переході від формул з одним субатомом до формул з кількома субатомами втрачається потреба в альтернативі ●, навпаки, це позначення та ідея, що за ним стоїть, починають заплутувати справу. Так, навряд чи нам потрібні позначення виду ●(*A* ∧ ⌉*B* ∧ ⌉*C* ∧ ... ∧ ⌉*M* ∧ *N*); в якості описів логічних можливостей вони безплідні, оскільки еквівалентні деяким диз'юнкціям; логічна ж можливість означає абсолютно однозначний стан справ, який можна передати винятково кон'юнкцією, в якій заперечення, якщо вони є, розповсюджуються тільки на субатоми (або атоми — в інших логічних теоріях). Таким чином, нам потрібні тільки позначення ⧓ та ▲. Для уніфікації можна переформулювати позначення і в самій області базових логічних можливостей таким чином:

⧓*A*	⧓ ⌉*A*	▲*A*
		▲ ⌉*A*

Згідно з цим способом позначень, кожна логічна можливість в загальному випадку матиме вигляд списка, що складається з рядків, кожен з яких являє собою одну з можливих комбінацій всіх субатомів, що входять до складу формули в якості аргументів, на яку (комбінацію) навішений частковий метаоператор ▲ (якщо рядків більше одного) або повний метаоператор ⧗ (якщо є тільки один рядок). Комбінації субатомів, які не мають місця на даній логічній можливості, не зображаються ніяк (якби ми зберегли порожній метаоператор ●, саме він мав би навішуватися на такі комбінації; однак, видається непотрібним, хай і з міркувань уніфікації, виписувати поряд з ситуаціями, що мають місце, також і ті, що місця не мають).

Тепер залишається ввести загальні істинневі означення логічних констант, що входять до складу формул **eTP**.

(а) Сентенційні сполучники, як вже говорилося, зберігають зміст, який вони мають в логіці висловлювань; але в **eTP** потрібно враховувати їхнє положення у формулі; обрахунок значення істинності формули має починатися з обрахунку значення сполучників (читай: субформул, конституйованих цими сполучниками), що потрапляють в область дії часових операторів □ і ◇. Такі значення вираховуватимуться для окремих рядків таблиці, оскільки кожен рядок починається з метаоператора, що відповідає оператору в предметній мові; якщо в область дії оператора потрапляє лише один субатом, значення істинності співставляються в кожному з рядків кожної логічної можливості йому. Кожній логічній можливості такий обрахунок співставлятиме *набір* істинневих значень, який складатиметься з єдиного значення, якщо логічна можливість складається з одного рядка, і, загалом, складатиметься з *n* значень, якщо можливість складається з *n* рядків.

(б) За такими наборами значень істинності обчислюються відповідні значення для операторів (читай: складових формул, що починаються з цих операторів), в області дії яких знаходяться субформули, для яких обчислювалися істинневі значення на етапі (а). Для всієї логічної можливості обчислюється одне значення для часового оператора. Правила обчислення (отже, контекстуальні істинневі означення) для операторів такі:

($б_{□}$) оператору □ приписується значення «і» (істинневе значення «істина»), тоді і тільки тоді, коли набір істинневих значень для субформули, яка починається з даного оператора, складається з самих значень «і»; в усіх інших випадках оператору приписується значення «л» (істинневе значення «лож»);

($б_{◇}$) оператору ◇ приписується значення «і» тоді і тільки тоді, коли набір істинневих значень для субформули, яка починається з даного оператора, містить бодай одне значення «і»; в іншому випадку оператору приписується значення «л».

(в) Нарешті, залишається обрахувати значення істинності для сполучників, які не попадають в область дії жодного часового оператора, а пов'язують підформули, що починаються з операторів. Правила обрахунку, як і на етапі (а), тотожні відповідним правилам логіки висловлювань.

Проілюструємо тепер наш метод істинневих функцій на прикладі формул з двома субатомами □*A* ∨ □*B* та □(*A* ∨ *B*). Для них множина логічних можливостей і, відповідно, таблиці істинності, матимуть такий вигляд:

	Ạ	*A*	□*A*	*B*	□*B*	(*A* ∨ *B*)	□*A* ∨ □*B*	□ (*A* ∨ *B*)
1.	⧗(*A*, *B*)	і	і	і	і	і	і	і
2.	⧗(*A*, ⌉*B*)	і	і	л	л	і	і	і
3.	⧗(⌉*A*, *B*)	л	л	і	і	і	і	і
4.	⧗(⌉*A*, ⌉*B*)	л	л	л	л	л	л	л
5.	▲(*A*, *B*) ▲(*A*, ⌉*B*)	і і	і	і л	л	і і	і	і
6.	▲(*A*, *B*) ▲(⌉*A*, *B*)	і л	л	і і	і	і і	і	і
7.	▲(*A*, *B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і л	л	і л	л	і л	л	л
8.	▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, *B*)	і л	л	л і	л	і і	л	і
9.	▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і л	л	л л	л	і л	л	л
10.	▲(⌉*A*, *B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	л л	л	і л	л	і л	л	л
11.	▲(*A*, *B*) ▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, *B*)	і і л	л	і л і	л	і і і	л	і
12.	▲(*A*, *B*) ▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і і л	л	і л л	л	і і л	л	л
13.	▲(*A*, *B*) ▲(⌉*A*, *B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і л л	л	і і л	л	і і л	л	л
14.	▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, *B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і л л	л	л і л	л	і і л	л	л
15.	▲(*A*, *B*) ▲(*A*, ⌉*B*) ▲(⌉*A*, *B*) ▲(⌉*A*, ⌉*B*)	і і л л	л	і л і л	л	і і і л	л	л

Як бачить читач, правила побудови таблиць істинності в **eTP** настільки прості та інтуїтивно очевидні, що можна вираховувати остаточне значення формули за одною множиною логічних можливостей, не завдаючи собі клопоту виписувати проміжні результати для субформул, атомів та ін. складових тестованої на розв’язність формули.

В силу того, що означення сполучників співпадають з класичними, для ***eTP*** зберігають значущість поняття класичної пропозиційної металогіки: незалежність, вивідність, еквівалентність, сумісність (несуперечливість), несумісність, суперечливість, а також тотожність, здійсненність і нейтральність, отже — й розв'язність. Алгоритм розв'язання, який тільки-но був наведений, аналогічний методу, що застосовується в логіці висловлювань. Судячи з наведеного нами рекурсивного означення поняття формули ***eTP***, цей алгоритм застосовний до будь-яких формул екзистенціальної логіки, що свідчить про те, що розглядувана теорія розв'язна — так само, як і логіка висловлювань. Скориставшись тепер процедурою розв'язання для знаходження тавтологій, ми знайдемо, що наступні формули належать до цього класу:

Ia	$\Box A \leftrightarrow \Box A$	Ib	$\Box A \rightarrow \Diamond A$	Ic	$\Diamond A \leftrightarrow \Diamond A$
IIa	$\rceil(\Box A) \leftrightarrow \Diamond\rceil A$	IIb	$\rceil(\Diamond A) \rightarrow \rceil(\Box A)$	IIc	$\rceil(\Diamond A) \leftrightarrow \Box\rceil A$
IIIa	$(\Box A \wedge \Box B) \leftrightarrow \Box(A \wedge B)$			IIIc	$\Diamond(A \wedge B) \rightarrow (\Diamond A \wedge \Diamond B)$
IVa	$(\Box A \vee \Box B) \rightarrow \Box(A \vee B)$			IVc	$\Diamond(A \vee B) \leftrightarrow (\Diamond A \vee \Diamond B)$
Va	$\Box(A \rightarrow B) \rightarrow (\Box A \rightarrow \Box B)$			Vc	$(\Diamond A \rightarrow \Diamond B) \rightarrow \Diamond(A \rightarrow B)$

При огляді запропонованої теорії, зокрема рядів тавтологій, напрошується дві аналогії, а саме, часові оператори «завжди» та «хоча б іноді» в дечому схожі на квантори і на модальні оператори. Другу з цих аналогій слід визнати оманливою: якщо для модальних операторів суттєвою є проблема ітерації, для часових операторів ця проблема не може бути поставлена — часові оператори не можуть знаходитися в області дії один одного. Пояснення очевидне: область дії часового оператора — весь часовий контекст, але не його підобласті; власне, тільки оператори $\Box$ та $\Diamond$ можуть вказувати в ***eTP*** на підобласті контексту. Зрозуміло, також, що спроба постулювати «матрьошкову» структуру, в якій області дії операторів розглядаються як нові контексти, не може мати успіху, бо, **по-перше**, часова підобласть в межах іншої підобласті не може мати якісної ієрархічної («типової») відмінності від останньої: всі підобласті рівноправні в сенсі можливості дроблення, отже рівноправні і з результатами власного дроблення, а, **по-друге**, безоператорний вираз не може бути формулою в зовнішній логіці, оскільки потребує для такого статусу точної локалізації в структурі контексту, що належить до компетенції внутрішньої, а не зовнішньої логіки; (нагадаємо, що екзистенціальна логіка внутрішньо-т-логічних компонентів не має); відтак, всі субформули в областях дії операторів, розглядуваних в якості підконтекстів, потрібно буде повторно зв'язати операторами, що повертає нас до зауваження «по-перше».

Перша ж аналогія, з кванторами, більш глибока. І хоча квантори, на відміну від часових операторів, ітеруються, завжди, особливо в одномісній логіці предикатів (в якій розглядаються лише одномісні предикати), можна будь-яку формулу розкласти в примарні формули, тобто рознести квантори по складових формулах так, щоб жоден із них не знаходився в області дії іншого. Представлені таким чином одномісні предикатні формули виявляють цілковиту подібність до формул ***e*TP**; особливо слід відзначити аналогічність між наборами тавтологій в одній та іншій теорії, яка спостерігається, коли провести співставлення таким чином:

одномісна логіка предикатів		*екзистенціальна т-логіка*	
$A(x)$	предикатний атом	A	субатом ***e*TP**
$\forall$	універсальний квантор	$\Box$	т-оператор «завжди»
$\exists$	екзистенціальний квантор	$\Diamond$	т-оператор «хоча б іноді»

За такого стану справ слід очікувати і більш глибоких аналогій. Такі аналогії існують, зокрема запропонований в цій статті метод розв'язання mutatis mutandis застосовний і в логіці предикатів. Але це вже тема дослідження в області власне логіки предикатів.

Для часової ж логіки принципово, що завершена т-логічна теорія має містити, крім описаної зовнішньої підтеорії, ще й внутрішню — яку ми в даній роботі лише побіжно згадували.

Примітка до електронного варіанта: стаття подається в авторській редакції з несуттєвою коректурою, тож дещо відрізняється від опублікованого варіанта:
Кохан Я. Зовнішня часова логіка // Філософська думка, № 1, 2005. – С. 81–93.
Основна відмінність — в друкові опущена (точно) вся с. 9 даного файла із таблицею істинності для двох формул.