УДК 164.07

КОНДИЦИОНАЛЬНАЯ ЛОГИКА С λ-ОПЕРАТОРОМ

Е. В. Борисов
Институт философии и права СО РАН (г. Новосибирск)
borisov.evgeny@gmail.com

Аннотация. Кондициональные логики разработаны для моделирования рассуждений на естественном языке, содержащих условные предложения (кондиционалы). Такие логики содержат кондициональный оператор, соответствующий союзу «если ..., то ...», как он употребляется в естественном языке. Кондициональный оператор является интенсиональным, поэтому в кондициональных логиках первого порядка его взаимодействие с нежестко интерпретируемыми индивидными константами порождает дистинкцию de re / de dicto. В некоторых модальных логиках первого порядка для ее отображения используется λ-оператор. В статье показано, что этот инструмент репрезентации данной дистинкции может быть перенесен в кондициональные логики первого порядка.

Ключевые слова: условные предложения, кондициональные логики, семантика возможных миров de re, de dicto, λ- оператор.

Для цитирования: Борисов, Е. В. (2026). Кондициональная логика с λ-оператором. *Respublica Literaria*. Т. 7. № 2. С. 22-29. DOI: 10.47850/RL.2026.7.2.22-29

A CONDITIONAL LOGIC WITH λ-OPERATOR

E. V. Borisov
Institute of Philosophy and Law SB RAS (Novosibirsk)
borisov.evgeny@gmail.com

Abstract. Conditional logics are designed to model natural language reasoning involving conditionals. They contain a conditional operator representing natural language connective “if ..., then ...”. It is an intensional operator, so its interplay with non-rigidly interpreted individual constants in first-order conditional logics generates the *de re / de dicto* distinction. In some first-order modal logics, the distinction is represented using λ-operator. In the present paper, it is shown that this tool of representation of the *de re / de dicto* distinction can be used in conditional first-order logics as well.

Keywords: conditionals, conditional logics, possible world semantics, de re, de dicto, λ-operator.

For citation: Borisov, E. V. (2026). A conditional logic with λ-operator. *Respublica Literaria*. Vol. 7. No. 2. Pp. 22-29. DOI: 10.47850/RL.2026.7.2.22-29

Введение

Парадоксы материальной импликации показывают, что союз «если ..., то ...» русского языка и аналогичные союзы других естественных языков не моделируются материальной импликацией или каким-либо иным булевым оператором [Priest, 2008]. Поэтому для моделирования рассуждений на естественных языках необходимо использовать тот или иной интенсиональный оператор. Одним из таких операторов является кондициональный оператор, используемый в кондициональных логиках[1]. Для интерпретации интенсиональных операторов наиболее

[1] Философская мотивация и многообразие кондициональных логик описаны в [Chellas, 1980; Nute, 1980; Nute, Cross, 2001].

естественной и наиболее распространенной в логической литературе является семантика возможных миров.

В семантике возможных миров для логик первого порядка мы можем использовать нежесткую интерпретацию индивидных констант (или иных термов). Нежесткая интерпретация индивидных констант позволяет константе иметь разные денотаты в разных возможных мирах. Взаимодействие интенсиональных операторов и индивидных констант с нежесткой интерпретацией порождает для последних две интерпретации: de re и de dicto. Это, в свою очередь, ставит задачу репрезентации данных интерпретаций в формулах. Применительно к модальным логикам, где эта задача обусловлена взаимодействием индивидных констант и модальных операторов, она эффективно решается с использованием λ-оператора [Fitting, Mendelsohn, 2023]. Ниже показано, что использование λ-оператора позволяет решить эту задачу также применительно к кондициональным логикам первого порядка.

В качестве примера такого рода логики описана логика, которую я обозначаю как $CFOL$ (conditional first-order logic). Синтаксические и семантические особенности этой логики таковы: ее язык содержит стандартные операторы классической логики первого порядка, а также бинарный сентенциональный оператор $>$ (формальный эквивалент союза «если…, то…») и λ-оператор. Последний является тернарным оператором, отображающим упорядоченные тройки вида $\langle$переменная, формула, терм$\rangle$ на формулы. Оператор $>$ является интенсиональным: для его интерпретации используется семантика возможных миров. В качестве термов используются только индивидные переменные и индивидные константы, при этом последние имеют нежесткую интерпретацию.

Наличие кондиционального оператора и λ-оператора, а также нежесткая интерпретация констант – это все, что нужно для наших целей, т.е. для появления и репрезентации дистинкции de re / de dicto. Во всех остальных синтаксических и семантических аспектах я определил $CFOL$ так, чтобы максимально упростить исследование ее выразительных возможностей. В частности, я не включил в формальный язык этой логики функциональные термы, модальные операторы и предикат равенства, а также определил модель $CFOL$ как модель с постоянным доменом.

De re и de dicto в кондициональных контекстах

Определим в общем виде – абстрагируясь от синтаксических и семантических особенностей отдельных кондициональных логик – стандартные для этих логик истинностные условия формул вида $\varphi > \psi$: формула $\varphi > \psi$ истинна в мире w (некоторой модели) при оценке переменных σ, если во всех ближайших к w σ-φ-мирах истинно ψ. Под σ-φ-мирами будем понимать миры (данной модели), в которых φ истинна при σ. Как видим, истинностная оценка кондиционала относительно некоторого мира w зависит от истинностной оценки его антецедента и консеквента относительно других миров модели. Это порождает интерпретации индивидных констант de re и de dicto: при определении истинностного значения $\varphi > \psi$ в w мы можем принимать в расчет денотат константы в w (интерпретация de re) или в мирах, в которые нас «переносит» кондициональный оператор (интерпретация de dicto)[2].

[2] Дистинкция de re и de dicto имеет место не только применительно к индивидным константам, но и применительно к кванторам и функциональным термам. Ниже данная дистинкция обсуждается только применительно к индивидным константам.

Рассмотрим предложение «Если чемпион проигрывает, вице-чемпион ликует». Его можно репрезентировать квази-формулой $P(a) > Q(b)$ (*). Я назвал это выражение *квази*-формулой, поскольку мы еще не выбрали формальный язык и не определили понятие формулы для него. В формальном языке $\mathcal{L}$, описанном в следующем разделе, (*) формулой не является. Здесь константа a репрезентирует определенную дескрипцию «чемпион», b репрезентирует определенную дескрипцию «вице-чемпион». Обе дескрипции и, соответственно, обе константы являются нежесткими десигнаторами, т. е. имеют разные денотаты в разных возможных мирах. Поэтому обе константы допускают интерпретацию de re и de dicto, что порождает для (*) четыре интерпретации:

- de re для обеих констант (rr),
- de re для a и de dicto для b (rd),
- de dicto для a и de re для b (dr),
- de dicto для обеих констант (dd).

В следующем разделе статьи описана кондициональная логика первого порядка, в языке которой эти четыре интерпретации отображаются соответствующими формулами.

Синтаксис и семантика $CFOL$

$CFOL$ строится на языке $\mathcal{L}$, алфавит которого содержит:

- счетное множество индивидных переменных $(x, y, \dots)$,
- счетное множество индивидных констант[3] $(a, b, \dots)$,
- счетное множество n-местных предикатов для каждого натурального $n \geq 1$ $(P, Q, \dots)$,
- булевы операторы $\neg$, $\to$,
- кондициональный оператор $>$,
- λ-оператор λ,
- универсальный квантор $\forall$,
- запятую и скобки.

Термы $\mathcal{L}$ (термы) – это переменные и константы.

Множество формул $\mathcal{L}$ (формул) определяется следующей грамматикой:

$$\varphi ::= P(x_1, \dots, x_n) \,|\, \neg\varphi \,|\, (\varphi \to \varphi) \,|\, (\varphi > \varphi) \,|\, \forall x\varphi \,|\, (\lambda x.\varphi)(t),$$

где P – n-местный предикат, $x, x_1, \dots, x_n$ – переменные, t – терм. Формулы вида $P(x_1, \dots, x_n)$ называются атомарными. Понятия свободного и связанного вхождения переменной определяются стандартно. В частности, в формулах вида $(\lambda x.\varphi)(t)$: 1) вхождение x после λ и все вхождения x в φ связаны; 2) если t – переменная, то ее показанное вхождение свободно.

Отметим, что по данному определению формулы в атомарных формулах в качестве термов могут фигурировать только переменные; константы могут встречаться только в формулах вида $(\lambda x.\varphi)(t)$ на месте t. По этой причине (*) не является формулой $\mathcal{L}$.

Нотационные конвенции.

- Будем опускать внешние скобки формул; например, будем писать $\varphi > \psi$ вместо $(\varphi > \psi)$.
- Будем писать $(t/x)\varphi$ вместо $(\lambda x.\varphi)(t)$.

[3] Ниже я для краткости говорю «переменная» вместо «индивидная переменная» и «константа» вместо «индивидная константа».

Модель $CFOL$ (модель) $\mathcal{M}$ – это упорядоченная четверка $\langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$, где:

- $\mathcal{G}$ – непустое множество (множество возможных миров).
- $\leq$ – функция, назначающая каждому возможному миру w линейный предпорядок $\leq_w$ на $\mathcal{G}$[4]. При этом на $\leq_w$ налагаются следующие ограничения:
  - w является единственным $\leq_w$-минимальным элементом $\mathcal{G}$,
  - для любого непустого множества возможных миров X, множество $\leq_w$-минимальных элементов X непусто[5].
- $\mathcal{D}$ – непустое множество (домен модели).
- $\mathcal{I}$ – функция, которая назначает каждому n-местному предикату и возможному миру миров n-местное отношение на $\mathcal{D}$, а каждой константе и возможному миру – элемент $\mathcal{D}$ (интерпретация предикатов и констант).

Отношение $\leq_w$ интуитивно означает отношение сравнительной близости миров к w. Для любых миров s и t, верно ($s \leq_w t$ и $t \nleq_w s$) или ($s \leq_w t$ и $t \leq_w s$). В первом случае s ближе к w, чем t; во втором случае s и t одинаково близки к w.

Нотационная конвенция. Пусть $\langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$ – модель, $w \in \mathcal{G}$, $X \subseteq \mathcal{G}$. Тогда $f(w, X)$ – это множество $\leq_w$-минимальных элементов X, т.е. множество ближайших к w элементов X.

Пусть $\mathcal{M} = \langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$ – модель. *Оценка переменных* в $\mathcal{M}$ – это функция, отображающая переменные $\mathcal{L}$ на элементы домена $\mathcal{M}$. Пусть σ – оценка переменных в $\mathcal{M}$, $e \in \mathcal{D}$, x – переменная. Тогда $\sigma(e/x)$ – это оценка переменных в $\mathcal{M}$, такая что

$$\sigma(e/x)(y) = \begin{cases} e, & \text{если } y = x \\ \sigma(y), & \text{если } y \neq x \end{cases}$$

Денотация в $\mathcal{M}$ при σ – это функция $\sigma\mathcal{I}$, отображающая каждый терм t и возможный мир w на элемент $\mathcal{D}$ следующим образом:

$$\sigma\mathcal{I}(t, w) = \begin{cases} \sigma(t), & \text{если } t \text{ – переменная} \\ \mathcal{I}(t, w), & \text{если } t \text{ – константа} \end{cases}$$

Истина определяется как отношение между моделями, возможными мирами, оценками переменных и формулами.

Нотационная конвенция. Пусть $\mathcal{M} = \langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$ – модель, $w \in \mathcal{G}$, σ – оценка переменных в $\mathcal{M}$. 1) Запись $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi$ означает: формула φ истинна в мире w модели $\mathcal{M}$ при оценке переменных σ. 2) $[\![\varphi]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma} := \{w : \mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi\}$, т.е. $[\![\varphi]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma}$ – это множество возможных миров модели $\mathcal{M}$, в которых φ истинна при σ. Соответственно, $f(w, [\![\varphi]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma})$ – это множество ближайших к w миров σ-φ-миров.

Истина определяется рекурсивно следующим образом. Пусть $\mathcal{M} = \langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$ – модель, $w \in \mathcal{G}$, σ – оценка переменных в $\mathcal{M}$, P – n-местный предикат, $x, x_1, \ldots, x_n$ – переменные, t – терм. Тогда:

[4] Бинарное отношение R является линейным предпорядком на множестве X, если оно рефлексивно и транзитивно и для любых $x, y \in X$, xRy или yRx.

[5] Пусть R – линейный предпорядок на множестве X и $x \in X$. Тогда x называется R-минимальным элементом X, если для всех $y \in X$, xRy.

DOI: 10.47850/RL.2026.7.2.22-29

- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash P(x_1, \dots, x_n) \iff \langle \sigma(t_1, w), \dots, \sigma(t_n, w) \rangle \in \mathcal{I}(P, w)$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \neg\varphi \iff \mathcal{M}, w, \sigma \nvDash \varphi$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi \to \psi \iff (\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi \implies \mathcal{M}, w, \sigma \vDash \psi)$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi > \psi \iff f(w, [\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![\psi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \forall x\varphi \iff$ для каждого $e \in \mathcal{D}$, $\mathcal{M}, w, \sigma(e/x) \vDash \varphi$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (t/x)\varphi \iff \mathcal{M}, w, \sigma(\sigma\mathcal{I}(t, w)/x) \vDash \varphi$.

Отметим, что данная семантика имеет следующие стандартные для кондициональных семантик свойства:

- $f(w, [\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi \implies w \in [\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}$;
- $[\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}} \neq \emptyset \implies f(w, [\![\varphi]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}) \neq \emptyset$.

Семантическое следование для $CFOL$ определяется стандартно. Пусть Γ – множество формул, а φ – формула. φ является семантическим следствием Γ, если для любой модели $\mathcal{M}$, любого возможного мира w в $\mathcal{M}$ и любой оценки переменных σ в $\mathcal{M}$:

$$(\forall \psi \in \Gamma)\ \mathcal{M}, w, \sigma \vDash \psi \implies \mathcal{M}, w, \sigma \vDash \varphi$$

Это определение завершает семантическую характеристику $CFOL$[6]. В следующем разделе показаны выразительные возможности этой логики в аспекте дистинкции de re / de dicto.

Репрезентация de re и de dicto в $CFOL$

Вернемся к четырем интерпретациям квази-формулы (*). В $\mathcal{L}$ они выражаются следующими формулами:

- $(rr)\ :\ (a/x)(b/y)(P(x) > Q(y))$;
- $(rd)\ :\ (a/x)(P(x) > (b/y)Q(y))$;
- $(dr)\ :\ (b/y)((a/x)P(x) > Q(y))$;
- $(dd)\ :\ (a/x)P(x) > (b/y)Q(y)$.

Определим условия истинности этих формул относительно произвольных модели $\mathcal{M}$, возможного мира w и оценки переменных σ в $\mathcal{M}$:

- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (rr) \iff f(w, [\![P(x)]\!]_\tau^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![Q(y)]\!]_\tau^{\mathcal{M}}$, где $\tau = \sigma(\mathcal{I}(a, w)/x)(\mathcal{I}(b, w)/y)$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (rd) \iff f(w, [\![P(x)]\!]_\rho^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![(b/y)Q(y)]\!]_\rho^{\mathcal{M}}$, где $\rho = \sigma(\mathcal{I}(a, w)/x)$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (dr) \iff f(w, [\![(a/x)P(x)]\!]_\pi^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![Q(y)]\!]_\pi^{\mathcal{M}}$, где $\pi = \sigma(\mathcal{I}(b, w)/y)$;
- $\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (dd) \iff f(w, [\![(a/x)P(x)]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}) \subseteq [\![(b/y)Q(y)]\!]_\sigma^{\mathcal{M}}$.

Эти условия истинности попарно различны в том смысле, что для любой пары рассматриваемых формул существуют модель, возможный мир и оценка переменных, относительно которых одна формула истинна, а другая ложна. Это обусловлено нижеследующими фактами (i) и (ii).

(i) В общем случае (для некоторых моделей и миров) имеют место следующие неравенства:

- $[\![P(x)]\!]_\tau^{\mathcal{M}} \neq [\![(a/x)P(x)]\!]_\pi^{\mathcal{M}}$; как следствие, $f(w, \mathcal{M}\ [\![P(x)]\!]_\tau^{\mathcal{M}}) \neq f(w, [\![(a/x)P(x)]\!]_\pi^{\mathcal{M}})$. В самом деле, $u \in [\![P(x)]\!]_\tau^{\mathcal{M}} \iff \mathcal{I}(a, w) \in \mathcal{I}(P, u)$ и $u \in [\![(a/x)P(x)]\!]_\pi^{\mathcal{M}} \iff \mathcal{I}(a, u) \in$

[6] Альтернативные варианты семантики возможных миров для кондициональных логик, основанные на других определниях модели и истины, показаны в [Nute, 1980; Grahne, 1998].

$\mathcal{I}(P, u)$. Как видим, условия принадлежности к $[\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau}$ и $[\![(a/x)P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\pi}$ не совпадают, что позволяет составить модель, в которой эти множества не равны.

- $[\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} \neq [\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho}$. Действительно, $u \in [\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} \iff \mathcal{I}(b, w) \in \mathcal{I}(Q, u)$ и $u \in [\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho} \iff \mathcal{I}(b, u) \in \mathcal{I}(Q, u)$. Опять же, условия принадлежности к $[\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau}$ и $[\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho}$ различны, следовательно, в некоторых моделях эти множества не равны.

(ii) При этом для любых $\mathcal{M}$, w и σ верны следующие равенства:

- $[\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} = [\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho}$;
- $[\![(a/x)P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\pi} = (a/x)P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma}$;
- $[\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} = [\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\pi}$;
- $[\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho} = [\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma}$.

Из (i) и (ii) следует, что для любой пары формул из множества $\{(rr), (rd), (dr), (dd)\}$ можно подобрать модель, мир и оценку переменных, относительно которых формулы этой пары имеют разные истинностные значения. Проиллюстрируем этот тезис на примере.

Пусть $\mathcal{M} = \langle \mathcal{G}, \leq, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$ – модель, а σ – оценка переменных в $\mathcal{M}$[7]. Чтобы упростить нотацию, будем, говоря об этой модели, писать c_w вместо $\mathcal{I}(c, w)$ и P_w вместо $\mathcal{I}(P, w)$. Пусть $\mathcal{M}$ имеет следующие свойства:

- $\mathcal{G} = \{w, u\}$;
- $\mathcal{D} = \{a_w, a_u, b_w, b_u\}$;
- $P_w = \emptyset, P_u = \{a_u\}$;
- $Q_w = Q_u = \emptyset$[8].

По определению истины, из этого следует:

$$[\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} = [\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho} = \emptyset$$

Отсюда, с учетом последнего из указанных в предыдущем разделе стандартных свойств семантики $CFOL$:

$$f(w, [\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} = f(w, [\![P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho} = \emptyset$$

Отсюда, по определению истины:

$$\mathcal{M}, w, \sigma \vDash (rr) \text{ и } \mathcal{M}, w, \sigma \vDash (rd) \tag{1}$$

Кроме того, из указанных свойств $\mathcal{M}$ следует:

$$[\![(a/x)P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\pi} = [\![(a/x)P(x)]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma} = \{u\}$$

и

$$[\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\tau} = [\![Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\pi} = [\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\rho} = [\![(b/y)Q(y)]\!]^{\mathcal{M}}_{\sigma} = \{u\} = \emptyset$$

[7] Для $CFOL$ выполняется стандартная теорема, согласно которой истинностное значение замкнутой (не содержащей свободных вхождений переменных) формулы в некотором мире некоторой модели не зависит от оценки переменных. Поскольку (dr), (dd), (dr) и (dd) – замкнутые формулы, нам нет нужды определять σ.

[8] В данном случае нет нужды определять $\leq$, поскольку ограничения на эту функцию, указанные в определении модели, однозначно определяют ее для моделей, содержащих не более двух возможных миров. Например, в рассматриваемой модели $\leq_w = \{\langle w, w\rangle, \langle w, u\rangle, \langle u, u\rangle\}$.

Отсюда, по определению истины:

$$\mathcal{M}, w, \sigma \nvDash (dr) \text{ и } \mathcal{M}, w, \sigma \nvDash (dd) \tag{2}$$

(1) и (2) показывают семантическое различие между (rr) и (rd) с одной стороны и (dr) и (dd) с другой, т.е. семантическую значимость дистинкции de re / de dicto применительно к константе a. Нетрудно подобрать пример, иллюстрирующий семантическую значимость этой дистинкции для b.

Таким образом, синтаксис $CFOL$ позволяет различать интерпретации индивидных констант de re и de dicto.

Заключение

В статье на примере $CFOL$ показано, что использование λ-оператора позволяет отображать дистинкцию de re / de dicto, порожденную взаимодействием кондиционального оператора и констант с нежесткой интерпретацией. Этот результат, в свою очередь, ставит следующие задачи для дальнейшего исследования.

Варьируя параметры семантики $CFOL$, мы получаем семейство кондициональных логик первого порядка с λ-оператором, некоторые из которых пригодны для моделирования рассуждений, содержащих условные предложения, в различных контекстах. К такого рода параметрам относятся различные ограничения на функцию $\leq$, постоянный / переменный характер доменов миров, актуалистская / поссибилистская интерпретация квантора в семантике с переменным доменом и т. д.

Расширяя синтаксис формального языка – добавляя функциональные термы, модальные и иные операторы, предикат равенства, предикат существования и т. д., – и соответствующим образом модифицируя семантику, мы, опять же, получаем семейство кондициональных логик с более широкими, чем у $CFOL$, выразительными возможностями.

Исследование выразительных возможностей получаемых таким образом логик и разработка исчислений для них является открытой задачей.

Список литературы / References

Chellas, B. F. (1980). *Modal Logic. An Introduction*. Cambridge. Cambridge University Press.

Fitting, M., Mendelsohn, R. L. (2023). *First-Order Modal Logic*. Dordrecht. Springer.

Grahne, G. (1998). Updates and Counterfactuals. *Journal of Logic and Computation.* Vol. 8. Iss. 1. Pp. 87-117.

Nute, D., Cross, C. B. (2001). Conditional Logic. In Gabbay, D. M., Guenthner, F. (eds.) *Handbook of Philosophical Logic*. Vol. 4. Dordrecht. Kluwer. Pp. 1-98.

Nute, D. (1980). *Topics in Conditional Logic*. Dordrecht, Boston, London. Reidel.

Priest, G. (2008). *An Introduction to Non-Classical Logic. From If to Is*. Cambridge. Cambridge University Press.

Сведения об авторе / Information about the author

Борисов Евгений Васильевич — доктор философских наук, главный научный сотрудник Института философии и права Сибирского отделения Российской академии наук, г. Новосибирск, ул. Николаева, 8, e-mail: borisov.evgeny@gmail.com, https://orcid.org/0000-0001-6587-9616.

Статья поступила в редакцию: 15.04.2026
После доработки: 18.05.2026
Принята к публикации: 29.05.2026

Borisov Evgeny — Doctor of Philosophical Sciences, Chief Researcher of the Insitute of Philosophy and Law of the Siberian Branch of the Russian Academy of Sciences, Novosibirsk, Nikolaeva Str., 8, e-mail: borisov.evgeny@gmail.com, https://orcid.org/0000-0001-6587-9616.

The paper was submitted: 15.04.2026
Received after reworking: 18.05.2026
Accepted for publication: 29.05.2026