Математическая логика

(mk.cs.msu.ru → Лекционные курсы → Математическая логика (группы 318, 241))

Лекция 2

Логика высказываний:
синтаксис, семантика,
выполнимость, общезначимость

Метод семантических таблиц
в логике высказываний

Лектор:
Подымов Владислав Васильевич

E-mail:
valdus@yandex.ru

ВМК МГУ, 2020, весенний семестр

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- “простых” высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- “булевых” причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

Если будете прогуливать лекции,

то ничего хорошего из этого не выйдет

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- "простых" высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- "булевых" причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

$$\underbrace{\text{Если будете прогуливать лекции, то ничего хорошего из этого не выйдет}}_{A}$$

Можно ли сказать, что это "простое высказывание"?

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- “простых” высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- “булевых” причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

Если будете прогуливать лекции,

то ничего хорошего из этого не выйдет

$$\rightarrow$$

Здесь есть причинно-следственная связь ...

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- “простых” высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- “булевых” причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

Если будете прогуливать лекции,

то ничего хорошего из этого не выйдет

$$\mathtt{A} \rightarrow \quad \mathtt{B}$$

... между двумя простыми высказываниями

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- "простых" высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- "булевых" причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

Если будете прогуливать лекции,

то ничего хорошего из этого не выйдет

$$A \to \neg B$$

А одно из высказываний можно сделать ещё проще

Логика высказываний: вступление

В языке логики высказываний содержатся средства записи

- “простых” высказываний, которые можно **интерпретировать** как истинные или ложные, и
- “булевых” причинно-следственных связей между этими высказываниями

Для примера можно рассмотреть такое предложение:

Если будете прогуливать лекции,

то ничего хорошего из этого не выйдет

$$\boxed{\mathtt{A} \rightarrow \neg\, \mathtt{B}}$$

Логика высказываний: вступление

После формализации высказывания получилось что-то
очень похожее на **формулу булевой алгебры**, но не совсем:

Какой смысл имеет построенное высказывание?

Булева алгебра:
значение формулы — это булева функция:

A	B	$A \to \neg B$
0	0	1
0	1	1
1	0	1
1	1	0

Логика высказываний: ?

Логика высказываний: вступление

Для языка логики высказываний будут описаны

алфавит:	набор символов, используемых в языке
синтаксис:	правила, по которым из символов строятся высказывания языка (**формулы**)
семантика:	значение этих высказываний

Затем будут

- строго сформулированы основные логические свойства формул (выполнимость, невыполнимость, общезначимость)
- описаны **логические** средства проверки этих свойств (метод семантических таблиц)

Алфавит, синтаксис

Алфавит

Множество пропозициональных переменных	Var
Логические связки	$\& \ \vee \ \rightarrow \ \neg$
Скобки	( )

Синтаксис — составление, построение, порядок;[1]
раздел грамматики — наука о
законах соединения слов и строении предложения[2]

Для задания синтаксиса в курсе будут использоваться формы Бэкуса-Наура (БНФ): совокупности определений вида

символ ::= *запись1* | *запись2* | . . . | *записьN*,

расшифровывающихся так: “*символ* — это *запись1* или *запись2* или ... *записьN*, и других способов записи *символа* нет”

[1] $\sigma\upsilon\nu\tau\alpha\xi\iota\sigma$ (древнегреческий)
[2] Ожегов. Толковый словарь

Синтаксис

БНФ, определяющая **синтаксис формул** логики высказываний:

$$\varphi \ ::= \ \mathtt{x} \ \mid \ (\varphi \,\&\, \varphi) \ \mid \ (\varphi \vee \varphi) \ \mid \ (\varphi \to \varphi) \ \mid \ (\neg\varphi),$$

где φ — формула и $\mathtt{x} \in \mathsf{Var}$

При этом формула вида $\mathtt{x}$ называется атомарной (атомом),
а формулы других видов
($(\varphi \,\&\, \psi)$, $(\varphi \vee \psi)$, $(\varphi \to \psi)$, $(\neg\varphi)$) — составными

Приоритет связок: $\neg$, затем $\&$, затем $\vee$, затем $\to$

Скобки можно опускать согласно приоритету связок,
а также согласно ассоциативности связок $\&$ и $\vee$

$\varphi = \psi$ — так в курсе будет обозначаться **посимвольное (синтаксическое) совпадение формул** φ и ψ

Семантика

Семантика — значение, смысл[1]

Значение формулы определяется значениями её атомов

Значения атомов задаются интерпретацией — отображением

$$\mathcal{I} : \mathsf{Var} \to \{\mathbf{t}, \mathbf{f}\}$$

Значение $\mathcal{I}(\varphi)$ составной формулы φ в интерпретации $\mathcal{I}$ определяется так:

$$\begin{array}{lcl}
\mathcal{I}(\varphi \mathbin{\&} \psi) = \mathbf{t} & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{t} \text{ и } \mathcal{I}(\psi) = \mathbf{t} \\
\mathcal{I}(\varphi \vee \psi) = \mathbf{t} & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{t} \text{ или } \mathcal{I}(\psi) = \mathbf{t} \\
\mathcal{I}(\varphi \to \psi) = \mathbf{t} & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{f} \text{ или } \mathcal{I}(\psi) = \mathbf{t} \\
\mathcal{I}(\neg\varphi) = \mathbf{t} & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{f}
\end{array}$$

В логике принято использовать немного другие обозначения:

$$\begin{array}{lcll}
\mathcal{I} \models \varphi & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{t} & (\text{формула } \varphi \text{ выполняется в } \mathcal{I}) \\
\mathcal{I} \not\models \varphi & \Leftrightarrow & \mathcal{I}(\varphi) = \mathbf{f} & (\text{формула } \varphi \text{ не выполняется в } \mathcal{I})
\end{array}$$

[1] Ожегов, Шведова. Толковый словарь русского языка

Семантика

Пример

$\mathsf{Var} = \{\mathtt{A}, \mathtt{B}, \dots\}$ $\qquad \varphi = \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$ $\qquad \mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}$, $\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$

Имеет место следующее:

$\mathcal{I} \not\models \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$)

$\mathcal{I} \models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}$)

Содержательное пояснение

Пусть $\mathtt{A}$ — высказывание "Я прогуливаю лекции"

$\mathtt{B}$ — высказывание "Из этого выйдет что-то хорошее"

Тогда $\mathcal{I}$ — мир, в котором я живу:

$\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}$: я прилежно хожу на лекции

$\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$: из этого выйдет что-то хорошее

$\mathcal{I} \models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$: тот, кто сказал
"Если я прогуливаю лекции,
то из этого не выйдет ничего хорошего", **прав**

Семантика

Пример

$\mathsf{Var} = \{\mathtt{A}, \mathtt{B}, \dots\}$ $\qquad \varphi = \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$ $\qquad \mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}, \mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{f}$

Имеет место следующее:

$\mathcal{I} \models \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{f}$)

$\mathcal{I} \models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}$)

Содержательное пояснение

Пусть $\mathtt{A}$ — высказывание “Я прогуливаю лекции”
$\mathtt{B}$ — высказывание “Из этого выйдет что-то хорошее”

Тогда $\mathcal{I}$ — мир, в котором я живу:
$\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{f}$: я прилежно хожу на лекции
$\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{f}$: из этого не выйдет ничего хорошего

$\mathcal{I} \models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$: тот, кто сказал
“Если я прогуливаю лекции,
то из этого не выйдет ничего хорошего”, **прав**

Семантика

Пример

$$\mathrm{Var} = \{\mathtt{A}, \mathtt{B}, \dots\} \qquad \varphi = \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B} \qquad \mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{t},\ \mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$$

Имеет место следующее:

$\mathcal{I} \not\models \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$)

$\mathcal{I} \not\models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$ (так как $\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{t}$ *и* $\mathcal{I}(\neg\mathtt{B}) = \mathbf{f}$)

Содержательное пояснение

Пусть $\mathtt{A}$ — высказывание "Я прогуливаю лекции"
$\mathtt{B}$ — высказывание "Из этого выйдет что-то хорошее"

Тогда $\mathcal{I}$ — мир, в котором я живу:
$\mathcal{I}(\mathtt{A}) = \mathbf{t}$: я прогуливаю лекции
$\mathcal{I}(\mathtt{B}) = \mathbf{t}$: из этого выйдет что-то хорошее

$\mathcal{I} \not\models \mathtt{A} \to \neg\mathtt{B}$: тот, кто сказал
"Если я прогуливаю лекции,
то из этого не выйдет ничего хорошего", **неправ**

Выполнимость и общезначимость

Основные свойства формул,
исследуемые в рамках логики высказываний:

- Формула φ выполнима ($|\models \varphi$[1]), если существует интерпретация $\mathcal{I}$, такая что $\mathcal{I} \models \varphi$
- Формула φ невыполнима ($|\not\models \varphi$[1]), если для любой интерпретации $\mathcal{I}$ верно $\mathcal{I} \not\models \varphi$
- Формула φ общезначима ($\models \varphi$), если для любой интерпретации $\mathcal{I}$ верно $\mathcal{I} \models \varphi$

Логика высказываний		*Булева алгебра*
φ выполнима	$\Leftrightarrow$	φ выполнима
φ невыполнима	$\Leftrightarrow$	φ — тождественный ноль
φ общезначима	$\Leftrightarrow$	φ — тождественная единица

[1] Это необщеупотребимое обозначение, используется **только** в слайдах

Выполнимость и общезначимость

Выполнимость, невыполнимость и общезначимость — это “почти одно и то же”:

$$\begin{tikzcd}
\text{формула } \varphi \text{ выполнима} \arrow[d, leftrightarrow, "{\begin{array}{l}\varphi = \psi \\ \text{выдать противоположный ответ}\end{array}}"] \\
\text{формула } \psi \text{ невыполнима} \arrow[d, bend left, "\chi = \neg\psi"] \\
\text{формула } \chi \text{ общезначима} \arrow[u, bend left, "\psi = \neg\chi"]
\end{tikzcd}$$

Проверка каждого из этих свойств может быть легко **сведена** к проверке каждого другого свойства

Метод семантических таблиц

$$
\begin{tikzcd}
\text{формула } \varphi \text{ выполнима} \arrow[d, leftrightarrow, "\substack{\varphi = \psi \\ \text{выдать противоположный ответ}}"] \\
\text{формула } \psi \text{ невыполнима} \arrow[d, bend left, "\chi = \neg\psi"] \\
\text{формула } \chi \text{ общезначима} \arrow[u, bend left, "\psi = \neg\chi"]
\end{tikzcd}
$$

Далее рассматривается задача

проверки общезначимости (булевых) формул

Метод семантических таблиц

Чтобы проверить общезначимость формулы φ **методами булевой алгебры**, достаточно вычислить столбец значений реализуемой функции и проверить, содержит ли он хотя бы один 0

В терминах логики это перебор всех интерпретаций и вычисление значения φ в каждой из них

Метод семантических таблиц выполняет такой перебор, по возможности сокращая его:

- предположим, что формула φ необщезначима, и попробуем построить интерпретацию $\mathcal{I}$, такую что $\mathcal{I} \not\models \varphi$
- на каждом шаге алгоритма имеем формулы, предполагаемые истинными и ложными в $\mathcal{I}$, и из готовых предположений получаем новые с "более простыми" формулами
- если **все** предположения привели к противоречивым требованиям к $\mathcal{I}$, то формула признаётся общезначимой, а иначе получается конструктивное описание интерпретации $\mathcal{I}$

Метод семантических таблиц

Семантическая таблица (логики высказываний) — это пара множеств формул: $T = \langle\ \Gamma \mid \Delta\ \rangle$

Таблица T **выполнима**, если существует интерпретация $\mathcal{I}$, такая что для любой формулы $\varphi \in \Gamma$ верно $\mathcal{I} \models \varphi$, а для любой формулы $\psi \in \Delta$ верно $\mathcal{I} \not\models \psi$

закрыта, если $\Gamma \cap \Delta \neq \emptyset$

атомарна, если все формулы из Γ и Δ атомарны

Содержательное пояснение:

Таблица T — это предположение о том, что формулы из Γ истинны, а формулы из Δ ложны

Выполнимая таблица — это предположение, верное хотя бы в одной интерпретации

Закрытая таблица — это очевидно неверное предположение

Атомарная незакрытая таблица — это явное описание интерпретаций $\mathcal{I}$, в которых предположение верно

Метод семантических таблиц

Для краткости иногда будем опускать фигурные скобки
в записи множеств семантической таблицы

Утверждение
$\models \varphi \Leftrightarrow$ **семантическая таблица** $\langle \ \mid \varphi \rangle$ **невыполнима**

Утверждение. **Любая закрытая таблица невыполнима**

Утверждение
Любая незакрытая атомарная таблица выполнима

Доказательство.
Тривиально (следует из определений)

Метод семантических таблиц

Чтобы уметь доказывать общезначимость формулы φ,
достаточно разработать правила преобразования таблиц,
позволяющие свести
неявное противоречие (невыполнимую таблицу)
к явному противоречию (набору закрытых таблиц),
и последовательно применять эти правила, начав с таблицы $\langle \ \mid \varphi \rangle$

Доказательства такого вида называются логическим выводом

Вывод, в котором участвуют семантические таблицы, принято называть табличным, а правила преобразования семантических таблиц — правилами табличного вывода

Метод семантических таблиц

Правила табличного вывода имеют следующий вид:

$$(*)\colon \frac{T_0}{T_1}, \qquad (**)\colon \frac{T_0}{T_1,\ T_2},$$

где T_0, T_1, T_2 — семантические таблицы

Правила прочитываются так:

(*): таблица T_0 выполнима тогда и только тогда, когда выполнима таблица T_1

(**): таблица T_0 выполнима тогда и только тогда, когда выполнима хотя бы одна из таблиц T_1, T_2

Таблицы T_1, T_2 под чертой в правилах иногда называют альтернативами

Метод семантических таблиц

Правила табличного вывода для логики высказываний:

$$L\&: \quad \frac{\langle\ \Gamma,\ \varphi \,\&\, \psi \mid \Delta\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \varphi,\ \psi \mid \Delta\ \rangle} \qquad R\&: \frac{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi \,\&\, \psi\ \rangle}{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi\ \rangle, \langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \psi\ \rangle}$$

$$L\vee: \frac{\langle\ \Gamma,\ \varphi \vee \psi \mid \Delta\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \varphi \mid \Delta\ \rangle, \langle\ \Gamma,\ \psi \mid \Delta\ \rangle} \qquad R\vee: \quad \frac{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi \vee \psi\ \rangle}{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi,\ \psi\ \rangle}$$

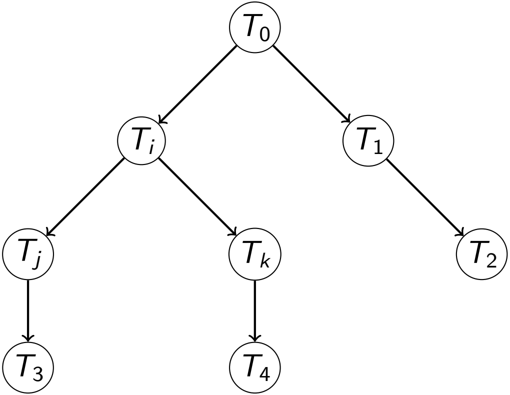
$$L\!\to: \frac{\langle\ \Gamma,\ \varphi \to \psi \mid \Delta\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \psi \mid \Delta\ \rangle, \langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi\ \rangle} \qquad R\!\to: \quad \frac{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi \to \psi\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \varphi \mid \Delta,\ \psi\ \rangle}$$

$$L\neg: \quad \frac{\langle\ \Gamma,\ \neg\varphi \mid \Delta\ \rangle}{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi\ \rangle} \qquad R\neg: \quad \frac{\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \neg\varphi\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \varphi \mid \Delta\ \rangle}$$

Метод семантических таблиц

Табличный вывод для таблицы T_0 — это корневое дерево следующего вида:

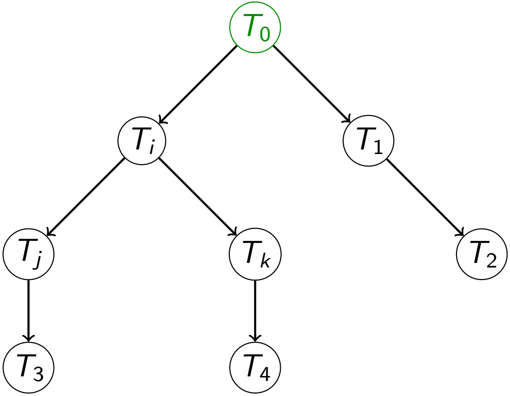
1. его вершинам приписаны семантические таблицы



Метод семантических таблиц

Табличный вывод для таблицы T_0 — это корневое дерево следующего вида:

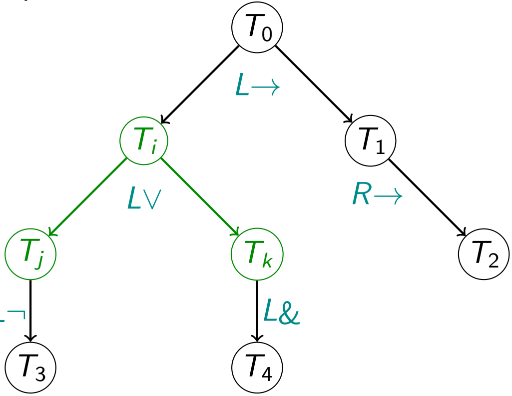
2. его корню приписана таблица T_0



Метод семантических таблиц

Табличный вывод для таблицы T_0 — это корневое дерево следующего вида:

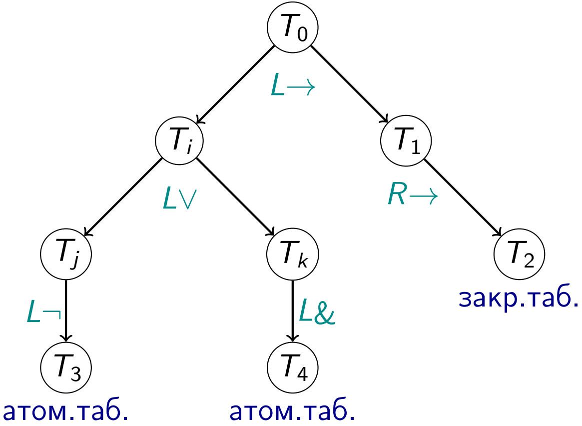
3. из T_i исходят дуги в T_j (и T_k) $\quad\Leftrightarrow$
   $\dfrac{T_i}{T_j(,\,T_k)}$ — правило табличного вывода



Метод семантических таблиц

Табличный вывод для таблицы T_0 — это корневое дерево следующего вида:

4. метки его листьев — закрытые или атомарные таблицы



Метод семантических таблиц

Табличный вывод успешен, если
он конечен и **все** его листья помечены закрытыми таблицами

Успешный табличный вывод явно демонстрирует, что таблица, для которой он построен, невыполнима (*докажем это позже*)

Если этот вывод построен для таблицы $\langle\ \mid \varphi \rangle$, то $\models \varphi$

Семантическая таблица $\langle\, \Gamma \mid \Delta \,\rangle$ конечна,
если $\Gamma \cup \Delta$ — конечное множество формул

Утверждение

Любой табличный вывод в логике высказываний для любой конечной таблицы конечен

Доказательство.
Глубина вывода для таблицы $\langle\, \Gamma \mid \Delta \,\rangle$ не превосходит $(N + 1)$, где N — суммарное число связок в формулах из $\Gamma \cup \Delta$ ▼

Табличный вывод: примеры

$$\begin{array}{c}
\langle \ \mid x \to x \vee y \ \rangle \\
\Big\downarrow R\to \\
\langle \ x \mid x \vee y \ \rangle \\
\Big\downarrow R\vee \\
\langle \ x \mid x,\ y \ \rangle
\end{array}$$

закрытая таблица

Вывод успешен

При этом $\models x \to x \vee y$

Табличный вывод: примеры

$$\begin{tikzcd}
 & \langle\ \mid \mathrm{x} \vee \mathrm{y} \to \mathrm{x}\ \rangle \arrow[d, "R\to"] & \\
 & \langle\ \mathrm{x} \vee \mathrm{y} \mid \mathrm{x}\ \rangle \arrow[dl] \arrow[dr] \arrow[d, phantom, "L\vee"] & \\
\langle\ \mathrm{x} \mid \mathrm{x}\ \rangle & & \langle\ \mathrm{y} \mid \mathrm{x}\ \rangle
\end{tikzcd}$$

незакрытая атомарная таблица

Вывод неуспешен

При этом $\not\models \mathrm{x} \vee \mathrm{y} \to \mathrm{x}$

Табличный вывод: примеры

$$
\begin{tikzcd}[column sep=small]
 & \langle\ \mid (x \to \neg y) \to (y \to \neg x)\ \rangle \arrow[d, "R\to"] & \\
 & \langle\ x \to \neg y \mid y \to \neg x\ \rangle \arrow[d, "R\to"] & \\
 & \langle\ x \to \neg y, y \mid \neg x\ \rangle \arrow[d, "R\neg"] & \\
 & \langle\ x \to \neg y, y, x \mid \ \rangle \arrow[dl] \arrow[dr] \arrow[d, phantom, "L\to"] & \\
\langle\ \neg y, y, x \mid \ \rangle \arrow[d, "L\neg"] & & \langle\ y, x \mid x\ \rangle \\
\langle\ y, x \mid y\ \rangle & & \text{закрытая таблица} \\
\text{закрытая таблица} & &
\end{tikzcd}
$$

Вывод успешен

При этом $\models (x \to \neg y) \to (y \to \neg x)$

Метод семантических таблиц

Лемма(*о корректности правил табличного вывода*)

Для любого правила табличного вывода $\frac{T_0}{T_1(,\ T_2)}$

$$L\&,\ R\&,\ L\vee,\ R\vee,\ L\to,\ R\to,\ L\neg,\ R\neg$$

таблица T_0 выполнима тогда и только тогда, когда выполнима таблица T_1 (или выполнима таблица T_2)

Доказательство.

Подробно остановимся только на правиле $L\to$: $\frac{\langle\ \Gamma,\ \varphi\to\psi \mid \Delta\ \rangle}{\langle\ \Gamma,\ \psi \mid \Delta\ \rangle, \langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi\ \rangle}$

Пусть верхняя таблица выполнима —

покажем, что тогда выполнима хотя бы одна из нижних таблиц

Определение выполнимости таблицы:

существует интерпретация $\mathcal{I}$, такая что

- для любой формулы χ' из Γ верно $\mathcal{I} \models \chi'$
- для любой формулы χ'' из Δ верно $\mathcal{I} \not\models \chi''$
- $\mathcal{I} \models \varphi \to \psi$

Метод семантических таблиц

Лемма(*о корректности правил табличного вывода*)

Для любого правила табличного вывода $\frac{T_0}{T_1(,\, T_2)}$

$$L\&,\ R\&,\ L\vee,\ R\vee,\ L\to,\ R\to,\ L\neg,\ R\neg$$

таблица T_0 выполнима тогда и только тогда, когда выполнима таблица T_1 (или выполнима таблица T_2)

Доказательство. $\quad \chi' \in \Gamma \Rightarrow \mathcal{I} \models \chi' \qquad \chi'' \in \Delta \Rightarrow \mathcal{I} \not\models \chi'' \qquad \mathcal{I} \models \varphi \to \psi$

Так как $\mathcal{I} \models \varphi \to \psi$, верно хотя бы одно из двух:

- $\mathcal{I} \not\models \varphi$
- $\mathcal{I} \models \psi$

Значит, хотя бы одна из таблиц $\langle\ \Gamma,\ \psi \mid \Delta\ \rangle$, $\langle\ \Gamma \mid \Delta,\ \varphi\ \rangle$ выполнима

Рассуждения в обратную сторону
и для остальных связок аналогичны ▼

Метод семантических таблиц

Теорема(*о табличном выводе в логике высказываний*)
Пусть D — табличный вывод
для конечной семантической таблицы T.
Тогда таблица T невыполнима
в том и только в том случае, если вывод D успешен

Доказательство. Следует из
леммы о корректности правил табличного вывода,
конечности табличного вывода и
невыполнимости закрытых таблиц ▼

Следствие. $\models \varphi \Leftrightarrow$ **для таблицы** $\langle \ \mid \varphi \ \rangle$ **существует успешный табличный вывод**

Следствие
$\models \varphi \Leftrightarrow$ **все выводы для таблицы** $\langle \ \mid \varphi \ \rangle$ **успешны**