
ВЪВЕДЕНИЕ В СЪЖДИТЕЛНАТА И ПРЕДИКАТНАТА ЛОГИКА

Минко Марков
12 октомври 2025 г.

1 Същност на логиката.

Логиката е науката за правенето на валидни изводи и правилни разсъждения. Дали даден извод е валиден или не, зависи от *фòрмата* му. Да разгледаме следния пример, често срещан в учебниците по логика:

Всеки човек е смъртен.
Сократ е човек.
Следователно, Сократ е смъртен.

Всеки разумен човек ще се съгласи, че изводът е валиден. Причината изводът да е валиден обаче не е тази, че трите изречения са верни. Фòрмата на този извод е такава, че той е валиден. Ще демонстрираме това с друг извод, чиято форма е същата:

Всяка риба е безсмъртна.
Заекът е риба.
Следователно, заекът е безсмъртен.

И трите изречения са неверни, но въпреки това изводът е валиден, защото при **тези** предпоставки (а именно, първите две изречения), третото изречение следва. Забележете, че и двата извода имат една и съща форма[†]:

Всяка _____ е _____.
_____ е _____.
Следователно, _____ е _____.

Цветовите указват кои думи са едни и същи – примерно, първата дума в първото изречение е същата като втората дума във второто изречение, и т. н.

Да повторим: изводът е валиден заради фòрмата си, а не заради истинността на изреченията, от които се състои. В дадения пример, изводът остава валиден каквито и думи да се слагат на празните места, стига на еднакво оцветени места да се слагат едни и същи думи.

Това, че валидността на извода зависи от фòрмата му, а не от съдържанието на участващите прости изречения, се смята за достижение на древногръцката философска мисъл и по-точно на гениалния философ Аристотел (384-322 пр. Хр.), чиито трудове съдържат най-старото известно днес систематично изучаване на правилата за извод.

[†]Това, че “всеки” е от мъжки род, а “всяка”, от женски, няма значение; също така няма значение дали думите в празните позиции са членувани или не

2 Съждителна логика

Примерът с извода от предишната секция е такъв, че за да го осмислим, трябва да разгледаме структурата на неговите прости изречения. Сега ще разгледаме пример за извод, в който участващите прости изречения може да бъдат считани за *атомарни*; тоест, такива, които нямат структура.

Извод 1

Ако **вали дъжд**, то **Иван носи чадър**.

Вали дъжд.

Следователно, **Иван носи чадър**.

Простите изречения са **Вали дъжд** и **Иван носи чадър**. Всяко от тях е или истина, или лъжа. В съждителната логика не се допускат “междинни възможности” на частична истинност. Светът на съждителната логика в този смисъл е черно-бял: или истина, или лъжа, друга възможност няма.

Извод 1 е валиден. Това е интуитивно ясно, но нататък ще видим, че апаратът на съждителната логика позволява да докажем формално валидността му. Сега да разгледаме друг пример.

Извод 2

Ако **вали дъжд**, то **Иван носи чадър**.

Иван носи чадър.

Следователно, **вали дъжд**.

Интуитивно е ясно, че **Извод 2** е невалиден, тъй при изказаните предположения нищо не пречи на Иван да носи чадър дори когато не вали дъжд.

Сега да разгледаме два други извода.

Извод 3

Ако **денят е понеделник**, то **Мария отива във ФМИ**.

Денят е понеделник.

Следователно, **Мария отива във ФМИ**.

Извод 4

Ако **денят е понеделник**, то **Мария отива във ФМИ**.

Мария отива във ФМИ.

Следователно, **денят е понеделник**.

Ясно е, че **Извод 3** е валиден, а **Извод 4**, невалиден. Нещо повече,

- причината, поради която **Извод 3** е валиден е същата, поради която **Извод 1** е валиден,
- причината, поради която **Извод 4** е невалиден е същата, поради която **Извод 2** е невалиден.

Валидността или невалидността на четирите извода е следствие на тяхната форма, а не на това, какви прости изречения са използвани. **Извод 3** се получава от **Извод 1** чрез заместване на “**Вали дъжд**” с “**Денят е понеделник**” и заместване на “**Иван носи чадър**” с “**Мария отива във ФМИ**”. **Извод 4** се получава от **Извод 2** аналогично.

Да повторим: няма нищо особено в простите изречения “Вали дъжд” и “Иван носи чадър”, което да прави **Извод 1** валиден. Можем да ги заменим с *кои да е* прости изречения и изводът ще остане валиден. Аналогично, **Извод 2** е невалиден не защото има нещо особено в простите му изречения.

Просто съждение е просто разказвателно изречение, което е или истина, или лъжа. Въпросителните изречения и възклицанията не са съждения. Не са съждения и разказвателни изречения, за които не можем да твърдим, че са или истина, или лъжа. В примера, който видяхме, “Вали дъжд”, “Денят е понеделник”, “Иван носи чадър” и “Мария отива във ФМИ” са прости съждения.

Щом няма нищо особено в изреченията “Вали дъжд” и “Иван носи чадър”, можем да ги абстрахираме чрез *променливи* p и q . Формата на валидния **Извод 1** става:

Ако p , то q
 p
 Следователно, q

Валидният **Извод 3** има абсолютно същата форма. p и q са променливи, всяка от които е или истина, или лъжа. Такива променливи се наричат *логически* променливи.

Формата на невалидните **Извод 2** и **Извод 4**, написани чрез p и q , е:

Ако p , то q
 q
 Следователно, p

Защо извод с такава форма е невалиден ще стане ясно нататък.

За краткост, ще бележим истината с T , а лъжата с F . Освен прости съждения въвеждаме и

- *логическите константи*, които са T и F ,
- *составни съждения*, които се образуват от прости съждения, други составни съждения и логически константи чрез *логически съюзи*.

Следващата подсекция въвежда логическите съюзи.

2.1 Видове логически съюзи

Дизюнкция Бележи се с “ $\vee$ ”. Ако p и q са съждения (прости или составни, няма значение) или константи, то $p \vee q$ е *дизюнкцията на p и q* . Това се чете “ p или q ”. То е составно съждение, което е

- лъжа, ако и p , и q са лъжа,
- истина във всеки останал случай. А тези останали случаи са три:
 - ♦ p е лъжа, q е истина
 - ♦ p е истина, q е лъжа
 - ♦ p е истина и q е истина

Иначе казано, дизюнкцията е истина тогава и само тогава, когато поне едно от участващите съждения е истина. Накратко, може да определим дизюнкцията чрез таблица:

p	q	$p \vee q$
F	F	F
F	T	T
T	F	T
T	T	T

Такава таблица се нарича *таблица на истинност*. Всеки ред на таблицата отговаря на точно една възможна комбинация от F и T за p и q. Силно препоръчително е редовете на таблицата да са наредени отгоре надолу по такъв начин, че комбинациите от F и T да са в лексикографската наредба, в която F е преди T; в случая, FF преди FT преди TF преди TT.

Всяко такова “раздаване” на конкретни стойности F или T на променливите се нарича *валюация* (вижте Подсекция 2.4.2). От комбинаториката е известно, че броят на валюациите е 2^n , където n е броят на участващите променливи[†].

Дизюнкцията горе-долу съответства на съюза “или” от естествения език. Съответствието обаче не е точно, понеже естественото “или” на български се употребява с два различни смисъла. “Или” в естествения език често е *изключващо*, което значи, че изразът е:

- истина, когато точно едно от участващите съждения е истина,
- лъжа, в противен случай.

Примерно, ако човек не може да си спомни каква е първата лекция за деня, може да каже

Първата лекция е по анализ или по алгебра.

Тук “или” се употребява в смисъл на изключващо “или” – ясно е, че лекцията няма да е едновременно по анализ и по алгебра.

Дизюнкцията съответства точно на другото, *включващото* “или”, при което, ако двете участващи съждения са истина, цялото съждение е истина. Примерно

Времето на морето е слънчево или времето в планините е ветровито.

Примерът може да не звучи съвсем естествено, но смисълът е, че поне едно от двете, а може и двете едновременно са изпълнени: слънце на морето и вятър по планините.

Ние ще възприемем конвенцията, че само едно употребено “или” означава винаги включващо “или”, докато за изключващото “или” конструкцията е “или ..., или ...”. Съгласно тази конвенция, за да кажем, че първата лекция е по точно една от дисциплините анализ и алгебра, трябва да кажем

Първата лекция е или по анализ, или по алгебра.

Изключващо или Бележи се с “ $\oplus$ ”. Вече обяснихме смисъла на този логически съюз. Тук сама ще дадем таблицата му на истинност, която е

p	q	$p \oplus q$
F	F	F
F	T	T
T	F	T
T	T	F

[†]За логическите константи може да мислим, че също имат таблица на истинност, но тя се състои само от един ред. Тъй като $2^0 = 1$, правилото за броя на редовете остава в сила. Този единствен ред за константата T е T и за константата F е F.

Конюнкция Бележи се с “ $\wedge$ ”. Ако p и q са съждения или константи, то $p \wedge q$ е *конюнкцията на p и q* . Това се чете “ p и q ”. То е съставно съждение, което е

- лъжа в трите случая:
 - ♦ p е лъжа и q е лъжа
 - ♦ p е лъжа, q е истина
 - ♦ p е истина, q е лъжа
- истина, ако и p , и q са истина,

Иначе казано, конюнкцията е истина тогава и само тогава, когато и двете участващи съждения са истина. Таблицата на истинност на конюнкцията е:

p	q	$p \wedge q$
F	F	F
F	T	F
T	F	F
T	T	T

Конюнкцията съответства доста точно на съюза “и” от естествения език. Примерно,

Днес времето е слънчево и утре времето ще е слънчево.

Съответствието не е съвсем точно, тъй като понякога съюзът “и” на български има темпорален или каузален аспект, заради който подредбата на простите изречения, които той свързва, има значение. Примерно

Тя изпусна чашата и чашата се разби на пода.

звучи естествено, докато

Чашата се разби на пода и тя изпусна чашата.

звучи странно, ако става дума за една и съща чаша.

Друг пример за това, че в естествения език подредбата на двете прости изречения около “и”-то може да има значение, е очевидната разлика в смисъла на следните две изречения:

Той спечели пари и отвори ресторант.

Той отвори ресторант и спечели пари.

Забележете, че съюзите “а”, “но”, “обаче” и “хем, ... хем” на български също изразяват конюнкция, примерно

Днес времето е слънчево, а утре времето ще е облачно.

Вчера отидох в университета, но не видях Петър.

Хем вали, хем грее слънце.

Импликация Бележи се с “ $\rightarrow$ ”. Ако p и q са съждения или константи, то $p \rightarrow q$ се чете “ p импликация q ”. Съждението p се нарича *антецедент*, а q се нарича *консеквент*.

Импликацията донякъде съответства на съюза “ако ..., то ...” от естествения език, но съответствието съвсем не е пълно. Забележете, че в естествения език конструкцията “ако ..., то ...”, или дори само “ако ..., ...” често изразява причинно-следствена връзка, примерно

Ако изпусна чашата, тя ще се счупи.

Чупенето на чашата е следствие от изпускането ѝ.

От друга страна, при липса на очевидна причинно-следствена връзка между антецедента и консеквента импликацията може да звучи безсмислено в разговорния език, примерно

Ако $2 + 2 = 4$, то Рим е столицата на Италия.

В логиката, която дискутираме, причинно-следствени връзки няма. В съждителната логика единствено ни интересува истинността на някакви съждения. Нека разсъждаваме върху това, как истинността на формалната импликация зависи от истинността на участващите съждения.

- Ако антецедентът е истина, нещата са ясни:
 - ♦ ако консеквентът е истина, то импликацията е истина,
 - ♦ но ако консеквентът е лъжа, то импликацията е лъжа.

Чисто езиково-интуитивно това е така, понеже можем да мислим за импликацията като за “обещание и изпълнение”: *при условие*, че антецедентът е истина, *тогава* консеквентът трябва да е истина, за да бъде изпълнено обещанието. Ерго, съждението $p \rightarrow q$ задължително е истина, когато p е истина и q е истина, понеже обещанието е изпълнено. От друга страна, то задължително е лъжа, когато p е истина и q е лъжа, понеже обещанието е нарушено.

Дотук изведохме част от таблицата на истинност за $p \rightarrow q$:

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	?
F	T	?
T	F	F
T	T	T

- Остава да разгледаме случая, в който антецедентът е лъжа. Тук нещата не са толкова ясни. Ако определим, че импликацията е лъжа при антецедент-лъжа, то импликацията би била същият съюз като конюнкцията:

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	F
F	T	F
T	F	F
T	T	T

Това не може да е така: интуитивно е ясно, че импликацията и конюнкцията са различни съюзи.

Да разсъждаваме дали би могло импликацията да има различна истинност при различни стойности на консеквента (припомняме си, че антецедентът е лъжа):

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	F
F	T	T
T	F	F
T	T	T

или

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	T
F	T	F
T	F	F
T	T	T

Първата възможност отхвърляме веднага, защото тогава импликацията би имала същата истинност като консеквента, а очевидно “ако p , то q ” не е същото като само “ q ”. За да отхвърлим втората възможност, да разгледаме отново импликацията “Ако вали дъжд, Иван носи чадър”. Втората възможност казва, че няма как да не вали и същевременно Иван да носи чадър. От най-общи съображения обаче е ясно, че Иван може да носи чадър непрекъснато и това не е в противоречие с “Ако вали дъжд, Иван носи чадър”. Така че втората възможност също не би следвало да бъде приета.

Единствената оставаща възможност е импликацията да е истина винаги, кога антецедентът е лъжа

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	T
F	T	T
T	F	F
T	T	T

С други думи, логиците възприемат оптимистичния подход на *невинен до доказване на противното* към обещание, чиято предпоставка е лъжа: обещанието е спазено независимо от това, дали обещаното е изпълнено или не.

Въпреки цялата аргументация за истинността на импликация с антецедент-лъжа, това, което току-що изведохме е контраинтуитивно. Според него съждения като

Ако $2 + 2 = 400$, то понеделник е в петък.

са истина! Ключът към разбирането на импликацията е, човек **да не мисли в причинно-следствени категории**. Повтаряме, че таблицата на истинност на импликацията е следната:

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	T
F	T	T
T	F	F
T	T	T

Има много езикови конструкции, които съответстват на импликацията. $p \rightarrow q$ може да е формалният запис на всяко от следните твърдения на естествен български език. Илюстрираме с пример, в който p е “Вали дъжд”, а q е “Мария носи чадър”.

- Ако p , то q . // Ако вали дъжд, то Мария носи чадър.
- Ако p , q . // Ако вали дъжд, Мария носи чадър.
- Когато p , q . // Когато вали дъжд, Мария носи чадър.
- Тогава, когато p , q . // Тогава, когато вали дъжд, Мария носи чадър.
- p влече q . // Да вали дъжд влече, че Мария носи чадър.
- p , само ако q . // Вали дъжд, само ако Мария носи чадър.
- p , само когато q . // Вали дъжд, само когато Мария носи чадър.
- p само тогава, когато q . // Вали дъжд само тогава, когато Мария носи чадър.

- q , ако p . // *Мария носи чадър, ако вали дъжд.*
- q , когато p . // *Мария носи чадър, когато вали дъжд.*
- q тогава, когато p . // *Мария носи чадър тогава, когато вали дъжд.*
- Достатъчно е p за q . // *Достатъчно е да вали, за да носи М. чадър.*
- Необходимо е q за p . // *Необходимо е М. да носи чадър, за да вали.*
- q следва от p . // *Че вали дъжд следва от това, че Мария носи чадър.*

Ако разсъждаваме в термините на необходимост и достатъчност (в математиката често се изразява така), антецедентът е свързан с достатъчността, а консеквентът, с необходимостта. А не обратното!

$$\underbrace{\text{вали дъжд}}_{\text{достатъчност}} \rightarrow \underbrace{\text{Мария носи чадър}}_{\text{необходимост}}$$

Ако имате съмнения в това, помислете по този начин. Да вали дъжд е достатъчно, за да твърдим, че Мария носи чадър, но не е необходимо: Мария може да носи чадър по всяко време, не само когато вали; импликацията “ако вали, Мария носи чадър” не го забранява. От друга страна, Мария да носи чадър е необходимо, за да твърдим, че вали дъжд, но не е достатъчно: отново, Мария може да носи чадър по всяко време, не само когато вали; импликацията “ако вали, Мария носи чадър” не го забранява. Изречението “*Необходимо е М. да носи чадър, за да вали.*” може да звучи странно, ако човек го тълкува така: носенето на чадъра причинява валежа. Всъщност, за причинно-следствена връзка и дума не може да става. Ако предпочитате, сложете “*Неизбежно М. носи чадър, щом вали.*” на негово място.

И още един пример. Да кажем, че има доставчик на Интернет и клиент, който не си е платил таксата и съответно достъпът му е спрял. Клиентът говори с двама служители на доставчика, да ги наречем А и Б. А казва следното:

Ще ви пуснем Интернет, само когато платите таксата.

Б казва следното:

Ще ви пуснем Интернет, когато платите таксата.

Дали А и Б казват едно и също нещо? Категорично не. Да моделираме ситуацията със съждителна логика. Нека q е простото съждение “ще ви пуснем Интернет”, а p е простото съждение “платили сте си таксата”. Игнорираме глаголните времена и наклонения и виждаме, че А казва $q \rightarrow p$, докато Б казва $p \rightarrow q$. За да се убедим в това, забелязваме, че “ако” и “когато”, по отношение на импликацията, са едно и също нещо, въпреки че на български език “ако” е съюз, а “когато” е наречие. Казаното от Б може да се изрази и така “Когато платите таксата, ще ви пуснем Интернет”, тоест, “Ако платите таксата, ще ви пуснем Интернет”, тоест, $p \rightarrow q$. Докато А казва конверсното (дефиницията на “конверсно” е на стр. 17) $q \rightarrow p$.

Нещо повече. Формално, според служител Б е възможно клиентът да не плати таксата и въпреки това Интернетът да му бъде пуснат. Това звучи абсурдно в естествения език, но според формалната логика е точно така. Вижте горните два реда на таблицата.

p	q	$p \rightarrow q$
F	F	T
F	T	T
T	F	F
T	T	T

От лъжата следва всичко; ерго, “Ако платите, имате Интернет.” допуска да не платите и все пак да имате Интернет. Това, което е невъзможно според Б, е таксата да бъде платена и да няма Интернет – вижте третия ред на таблицата.

Сега да помислим върху казаното от А. Според служител А е възможно клиентът да си плати таксата и въпреки това да не получи Интернет. Звучи още по-абсурдно да чуете “Ще имате достъп, само когато платите.”, да платите, въпреки това да нямате достъп и служител А да каже, че си е удържал на думата. Но по правилата на формалната логика е точно така. Това, което е невъзможно според А, е клиентът да получи Интернет, без да е платил.

Би-импликация Бележи се с “ $\leftrightarrow$ ”. Ако p и q са съждения или константи, то $p \leftrightarrow q$ е би-импликацията на p и q . Това се чете “ p тогава и само тогава, когато q ”. Би-импликацията е истина, когато p и q имат една и съща логическа стойност, и лъжа в противен случай. Таблицата на този съюз е следната:

p	q	$p \leftrightarrow q$
F	F	T
F	T	F
T	F	F
T	T	T

Отрицание Нарича се още *негация*. Отрицанието не е съюз в същия смисъл, в който са съюзи конюнкцията, дизюнкцията и т. н. Те се прилагат към две съждения, докато отрицанието се прилага към едно съждение. Ако p е съждение или константа, то неговото отрицание се бележи с “ $\neg p$ ”. Отрицанието на p е лъжа, когато p е истина, и е истина, когато p е лъжа.

p	$\neg p$
F	T
T	F

2.2 Таблицы на истинност на съставните съждения

Нека p , q и r са прости съждения, всяко от които може да е или Т, или F. Видяхме как от тях можем да образуваме съставни съждения чрез логически съюзи. На свой ред, получените съставни съждения може да се ползват за съставяне на още по-големи съставни съждения, и т. н. Съставните съждения също са или Т, или F, други възможности в класическата логика няма. Това ясно се вижда в таблиците на истинност на конюнкцията, дизюнкцията и другите съюзи – в най-десните колони възможните стойности са Т и F. Важното при всяко съставно съждение е, как зависи неговата стойност от стойностите на участващите прости съждения. За всяка възможна валуация на простите съждения, стойността на съставното съждение е строго определена.

Като пример да разгледаме съставното съждение $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$. Скобите указват *приоритета*: на най-високо ниво това съждение е конюнкция, като двете съставляващи съждения не са прости, а всяко от тях е дизюнкция на прости съждения. Очевидно участващите прости съждения са 3, а не 4[†]. За да видим как зависи стойността на $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$ от стойностите на p , q и r , правим таблица на истинност с $2^3 = 8$ реда, отговарящи на осемте възможни валуации. Таблица 1 на същата страница показва крайния резултат, който ни интересува

[†]Ако използваме терминологията на теорията на множествата, ще кажем, че множеството от простите съждения-участници в конюнкцията е *обединението* от множествата на простите съждения на двете дизюнкции.

– колоната на $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$ е най-вдясно (шестата колона), а междинните резултати (четвърта и пета колона) са за улеснение на читателя.

p	q	r	$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	F	F	F	F
F	F	T	F	T	F
F	T	F	T	F	F
F	T	T	T	T	T
T	F	F	T	T	T
T	F	T	T	T	T
T	T	F	T	T	T
T	T	T	T	T	T

Таблица 1

В случай, че не е ясно как е построена Таблица 1, сега ще направим нейното попълване подробно, стъпка по стъпка. Да речем, че сме в самото начало и сме попълнили само стойностите на валюациите:

p	q	r	$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	F			
F	F	T			
F	T	F			
F	T	T			
T	F	F			
T	F	T			
T	T	F			
T	T	T			

Ще попълним колоната, маркирана с $p \vee q$. Съобразяваме, че тъй като $p \vee q$ не съдържа r , можем да игнорираме (временно) колоната, маркирана с r . Тогава гледаме вляво само колоните, маркирани с p и q и все едно попълваме тази таблица:

p	q	$p \vee q$
F	F	
F	F	
F	T	
F	T	
T	F	
T	F	
T	T	
T	T	

Съгласно това, което знаем за дизюнкцията, колоната на $p \vee q$ се попълва така:

p	q	$p \vee q$
F	F	F
F	F	F
F	T	T
F	T	T
T	F	T
T	F	T
T	T	T
T	T	T

Вече сме попълнили колоната на $p \vee q$ и се връщаме към оригиналната таблица:

p	q	r	$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	F	F		
F	F	T	F		
F	T	F	T		
F	T	T	T		
T	F	F	T		
T	F	T	T		
T	T	F	T		
T	T	T	T		

Аналогично попълваме и колоната на $p \vee r$:

p	q	r	$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	F	F	F	
F	F	T	F	T	
F	T	F	T	F	
F	T	T	T	T	
T	F	F	T	T	
T	F	T	T	T	
T	T	F	T	T	
T	T	T	T	T	

Остава да попълним колоната, маркирана с $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$. Тъй като това съждение зависи пряко само от колоните, маркирани с $p \vee q$ и $p \vee r$, игнорираме временно трите колони вляво и все едно попълваме:

$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	
F	T	
T	F	
T	T	
T	T	
T	T	
T	T	
T	T	

Попълването става съгласно правилата за конюнкцията:

$p \vee q$	$p \vee r$	$(p \vee q) \wedge (p \vee r)$
F	F	F
F	T	F
T	F	F
T	T	T
T	T	T
T	T	T
T	T	T
T	T	T

Това е точно резултатът, показан в Таблица 1 на стр. 10.

2.3 Приоритети на логическите съюзи

Ако трябва да запишем подробно сложен израз от съждителната логика, трябва да използваме много скоби, за да укажем недвусмислено какво имаме предвид. Ако нямаме правила за приоритети при записването и не използваме скоби, изразите, които записваме, биха били двусмислени. Примерно, при липса на правила за приоритети, изразът

$$\neg p \vee q$$

означава точно едно от следните две:

- дизюнкция върху два обекта, единият от които е негацията на p , а другият е q ,

- негация върху дизюнкцията на p и на q

Ясно е, че тези две трактовки са различни.

Ще се уговорим, че следните приоритети на логическите съюзи са в сила, в намаляващ порядък:

1. отрицание,
2. конюнкция,
3. дизюнкция,
4. импликация,
5. би-импликация.

Имайки предвид приоритетите, изразът $\neg p \wedge q$ има смисъл на $(\neg p) \wedge q$, а не на $\neg(p \wedge q)$. Също така,

$$\neg p \wedge \neg q \vee r \rightarrow p \vee r \leftrightarrow \neg r \rightarrow p$$

се интерпретира така:

$$(((\neg p) \wedge (\neg q)) \vee r) \rightarrow (p \vee r) \leftrightarrow ((\neg r) \rightarrow p)$$

2.4 За синтаксиса и семантиката в съждителната логика

Досегашното изложение на простите и съставните съждения беше интуитивно и не особено формално. В тази подсекция ще направим много по-прецизно и формално изложение на същата материя. Донякъде ще повторим неща, които вече трябва да са станали ясни, но сега целта е да започнем да различаваме синтаксис и семантика.

Формалната логика разглежда съжденията на синтактично ниво и на семантично ниво.

- Синтаксисът е набор от правила, съгласно които се записват изразите, които са валидни. Става дума за изразите в съждителната логика. Първо трябва да е ясно какви букви може да се използват. Множеството от буквите е крайно и е прието да се нарича *азбука*. Синтактичните правила определят кои са валидните стрингове над азбуката. Множеството от стринговете е безкрайно и е прието те да бъдат наричани *формули*. На латински, *formula* е умалително от *forma*, така че не е грешно да се казва “форма” вместо “формула”. Въпреки че формулите са безброй много, правилата за тяхното конструиране са краен брой и дори се побират на половин страница.
- Семантиката, от друга страна, разглежда смисъла на въпросните формули.

2.4.1 Синтаксисът

Нека е дадено крайно множество от прости съждения $\{p_1, p_2, \dots, p_n\}$. Азбуката е

$$\Sigma = \{F, T, p_1, p_2, \dots, p_n, \neg, \wedge, \vee, \oplus, \rightarrow, \leftrightarrow, (,)\}$$

На синтактично ниво, това са просто букви и нищо повече. Когато разсъждаваме синтактично, забравяме за смисъла на тези букви.

Забележе визуалната разлика между, примерно, p_1 и p_1 . Това не е случайно. p_1 означава съждителна променлива, която може да или истина, или лъжа; можем да си мислим за него като за кутийка, в която се намира или истина, или лъжа. Докато p_1 е буква-елемент на Σ . Концептуално, това са **принципно, качествено различни обекти**! Променливата не е буква и буквата не е променлива! Ако сме изрядно формални и педантични, трябва да записваме обекта (променливата) по различен начин от името на обекта (буквата в случая). Повечето учебни помагала не правят такава визуална разлика, разчитайки, че читателят от контекста ще разбере дали става дума за името на обекта (от синтактичното ниво) или самия обект (от семантичното ниво). В този курс на повечето места също няма да се ползва различен запис за името на обекта и за обекта; това тук е изключение.

Формулите над $p_1, p_2, \dots, p_n$ са точно стринговете, които се получават по следните правила. Тази дефиниция определя и понятието *множеството от простите съждения на формула*.

- F и T са формули. Множеството от простите съждения на всяка от тези формули е празното множество.
- p_1 е формула с множество от прости съждения $\{p_1\}$, p_2 е формула с множество от прости съждения $\{p_2\}$, $\dots$, p_n е формула с множество от прости съждения $\{p_n\}$.
- Ако s и t са формули, то
 - ♦ $\neg(s)$ е формула, чието множество от прости съждения съвпада с множеството от прости съждения на s ,
 - ♦ всяка от $(s \wedge t)$, $(s \vee t)$, $(s \oplus t)$, $(s \rightarrow t)$ и $(s \leftrightarrow t)$ е формула, чието множество от прости съждения е обединението от множествата на простите съждения на s и t .

Това е всичко, що се отнася до синтаксиса.

Ето няколко примера за валидни формули съгласно тези синтактични правила. Нека p , q и r са прости съждения. С цел опростяване на изложението игнорираме разликата между просто съждение и неговата съответна буква, така че p , q и r са и букви. Валидни формули са:

F
 p
 r
 $\neg(q)$
 $(p \wedge p)$
 $(p \wedge r)$
 $((p \wedge r) \vee (p \wedge r))$
 $\neg((p \wedge r))$
 $((p \oplus r) \rightarrow (q \wedge \neg(p)))$
 $\neg(((p \oplus r) \rightarrow (q \wedge \neg(p))))$

Не са валидни формули тези стрингове:

FT
 pq
 (p)
 $p \wedge q$
 $p \wedge q)$
 $((p \wedge q))$
 $\neg p$
 $\neg p \wedge q$
 $(\neg(p) \wedge (q))$
 $(p \rightarrow q \vee r)$

2.4.2 Семантиката

Нека са дадени някакви прости съждения. Неформално, *валюация* на тези прости съждения е раздаване на конкретни логически стойности—лъжа или истина—на тях. Преди това раздаване, простите съждения са логически променливи и всяко може да е или лъжа, или истина. След раздаването, всяко от простите съждения има конкретна стойност и вече не е променлива.

Формално, валюация е всяка функция от множеството на простите съждения в множеството $\{F, T\}$.

Примерно, нека разглеждаме простите съждения p и q . Нека v е валюацията, даваща T на p и F на q . Пишем $v(p) = T$ и $v(q) = F$.

Нека R е съставно съждение, чиито прости съждения са $p_1, \dots, p_n$. Нека v е валюация на тези прости съждения. *Стойността на R по отношение на v* , която означаваме с “ $TV(R, v)$ ”, е функция от наредената двойка (R, v) в множеството $\{F, T\}$, дефинирана по следния начин:

1. ако R е F , то $TV(R, v) = F$; ако R е T , то $TV(R, v) = T$,
2. ако R е p_i , за някое $i \in \{1, \dots, n\}$, то $TV(R, v) = v(p_i)$,
3. ако R е от вида $\neg(A)$ за някое съждение A , то
 - ако $TV(A, v) = T$, то $TV(R, v) = F$,
 - ако $TV(A, v) = F$, то $TV(R, v) = T$,
4. ако R е от вида $(A \wedge B)$ за някои съждения A и B , то $TV(R, v) = T$ тстк $TV(A, v) = T$ и $TV(B, v) = T$,
5. ако R е от вида $(A \vee B)$ за някои съждения A и B , то $TV(R, v) = T$ тстк $TV(A, v) = T$ или $TV(B, v) = T$,
6. ако R е от вида $(A \oplus B)$ за някои съждения A и B , то $TV(R, v) = T$ тстк или $TV(A, v) = T$, или $TV(B, v) = T$,
7. ако R е от вида $(A \rightarrow B)$ за някои съждения A и B , то $TV(R, v) = T$ тстк $TV(A, v) = F$ или $(TV(A, v) = T$ и $TV(B, v) = T)$,

8. ако R е от вида $(A \leftrightarrow B)$ за някои съждения A и B , то $TV(R, v) = T$ тстк $TV(A, v) = TV(B, v)$.

Тези осем правила представляват алгоритъм за изчисляването на стойността на R по отношение на v . Ето пример за такова изчисление. Нека $R = ((p \rightarrow t) \vee (q \rightarrow s))$. Нека v е тази валюация:

$$\begin{aligned} v(p) &= F \\ v(t) &= T \\ v(q) &= T \\ v(s) &= T \end{aligned}$$

Да изчислим $TV(R, v)$. R е от вида $(A \vee B)$, така че ще приложим правило 5, но само след като изчислим $TV(A, v)$ и $TV(B, v)$.

- A е съждението $(p \rightarrow t)$. A е от вида $(A' \rightarrow B')$, така че прилагаме правило 7, съгласно което $TV(A, v) = T$, понеже антецедентът A' всъщност е p , а $v(p) = F$.
- B е съждението $(q \rightarrow s)$. B е от вида $(A'' \rightarrow B'')$, така че прилагаме правило 7, съгласно което $TV(B, v) = T$, понеже антецедентът A'' всъщност е q , а $v(q) = T$, и консеквентът B'' всъщност е s , а $v(s) = T$.

Вече знаем, че $TV(A, v) = T$ и $TV(B, v) = T$. Съгласно правило 5, $TV(R, v) = T$.

Нека R е съставно съждение, чиито прости съждения са $p_1, \dots, p_n$. *Семантиката на R* , тоест, смисълът на R , е множеството от функциите $TV(R, v)$, по всички валюации v на простите променливи $p_1, \dots, p_n$. Иначе казано, семантиката на R е неговата таблица на истинност, защото тя съдържа стойностите на R за всички негови валюации.

2.5 Еквивалентност на съставни съждения

Съставно съждение, чиято стойност е T за всяка валюация на простите му съждения, се нарича *тавтология*. Съставно съждение, чиято стойност е F за всяка валюация на простите му съждения, се нарича *противоречие*. Съставно съждение, чиято стойност е T за поне една валюация и F за поне една валюация на простите му съждения, се нарича *условност*. Лесно се вижда, че съставно съждение е условност тогава и само тогава, когато не е нито тавтология, нито противоречие.

Елементарен пример за тавтология е $p \vee \neg p$, елементарен пример за противоречие е $p \wedge \neg p$:

p	$\neg p$	$p \vee \neg p$	$p \wedge \neg p$
T	F	T	F
F	T	T	F

Ясно е, че колоната на всяка тавтология се състои само от T , на всяко противоречие, само от F , а колоната на всяка условност съдържа поне едно T и поне едно F . Следователно, съждението $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$ е условност, както се вижда от Таблица 1 на стр. 10.

Да разгледаме съждението $p \vee (q \wedge r)$ и неговата таблица на истинност:

p	q	r	$q \wedge r$	$p \vee (q \wedge r)$
F	F	F	F	F
F	F	T	F	F
F	T	F	F	F
F	T	T	T	T
T	F	F	F	T
T	F	T	F	T
T	T	F	F	T
T	T	T	T	T

Таблица 2

Сравнете Таблица 1 с Таблица 2. За всяка валуация, стойността на $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$ е същата като стойността на $p \vee (q \wedge r)$. В някакъв смисъл, $(p \vee q) \wedge (p \vee r)$ и $p \vee (q \wedge r)$ са едно и също съждение, написано по различни начини.

Определение 1. За всеки две съставни съждения s и t казваме, че s и t са еквивалентни, тогава и само тогава, когато съждението $s \leftrightarrow t$ е тавтология. Фактът, че s и t са еквивалентни, се бележи с $s \equiv t$.[†] □

Забележка: Символът “ $\equiv$ ” **не е логически съюз**, така че “ $s \equiv t$ ” не е съставно съждение на s и t .

Ще покажем, че $(p \rightarrow q) \wedge p \equiv p \wedge q$:

p	q	$p \rightarrow q$	$(p \rightarrow q) \wedge p$	$p \wedge q$
F	F	T	F	F
F	T	T	F	F
T	F	F	F	F
T	T	T	T	T

Нека е дадена импликацията $p \rightarrow q$. *Конверсната импликация* е $q \rightarrow p$. *Контрапозитивната импликация* е $\neg q \rightarrow \neg p$. Сами покажете, че $p \rightarrow q \equiv \neg q \rightarrow \neg p$, тоест, всяка импликация е еквивалентна на своята контрапозитивна импликация. Поради това, ако искаме да докажем $p \rightarrow q$, можем да докажем $\neg q \rightarrow \neg p$ и сме готови.

От друга страна, импликация не е еквивалентна на своята конверсна импликация, поради което, ако докажем $q \rightarrow p$, **не доказваме** $p \rightarrow q$. За да се убедите в това, сами докажете, че $p \rightarrow q \not\equiv q \rightarrow p$.

Сами покажете, че $p \rightarrow q \equiv \neg p \vee q$. Този резултат позволява да заместим всяка импликация, било на прости, било на съставни съждения, с дизюнкция от негацията на първото съждение и второто съждение.

Сами покажете, че $p \leftrightarrow q \equiv (p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow p)$. Имайки предвид този резултат, когато доказваме твърдения от типа

[†]В някои книги се използва символът “ $\Leftrightarrow$ ” вместо “ $\equiv$ ”.

А тогава и само тогава, когато В

често извършваме доказателството на два етапа: първо доказваме импликацията

От А следва В

и после доказваме импликацията

От В следва А

Теорема 1. Нека p , q и r са произволни съждения. Следните еквивалентности са в сила:

свойства на константите: $p \wedge T \equiv p$, $p \vee F \equiv p$, $p \vee T \equiv T$, $p \wedge F \equiv F$.

свойства на отрицанието: $p \wedge \neg p \equiv F$, $p \vee \neg p \equiv T$.

идемпотентност: $p \vee p \equiv p$, $p \wedge p \equiv p$.

закон за двойното отрицание: $\neg(\neg p) \equiv p$.

комутативност: $p \vee q \equiv q \vee p$, $p \wedge q \equiv q \wedge p$.

асоциативност: $(p \vee q) \vee r \equiv p \vee (q \vee r)$, $(p \wedge q) \wedge r \equiv p \wedge (q \wedge r)$.

дистрибутивност: $p \vee (q \wedge r) \equiv (p \vee q) \wedge (p \vee r)$, $p \wedge (q \vee r) \equiv (p \wedge q) \vee (p \wedge r)$.

закони на De Morgan: $\neg(p \vee q) \equiv \neg p \wedge \neg q$, $\neg(p \wedge q) \equiv \neg p \vee \neg q$.

поглъщане: $p \vee (p \wedge q) \equiv p$, $p \wedge (p \vee q) \equiv p$.

свойство на импликацията: $p \rightarrow q \equiv \neg p \vee q$.

свойство на би-импликацията: $p \leftrightarrow q \equiv (p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow p)$. □

Всяко от тези свойства може лесно да се докаже чрез таблица на истинност. Законите на De Morgan имат следните обобщения:

$$\neg(p_1 \vee p_2 \vee \dots \vee p_n) \equiv \neg p_1 \wedge \neg p_2 \wedge \dots \wedge \neg p_n$$

$$\neg(p_1 \wedge p_2 \wedge \dots \wedge p_n) \equiv \neg p_1 \vee \neg p_2 \vee \dots \vee \neg p_n$$

Съществува и друг начин за доказване на еквивалентности – чрез еквивалентни преобразувания. Като пример ще покажем, че $(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r) \equiv T$.

$$(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r) \equiv \text{(свойство на импликацията)}$$

$$(\neg p \vee q) \vee (\neg q \vee r) \equiv \text{(асоциативност на дизюнкцията)}$$

$$\neg p \vee q \vee \neg q \vee r \equiv \text{(комутативност на дизюнкцията)}$$

$$\neg q \vee q \vee \neg p \vee r \equiv \text{(асоциативност на дизюнкцията)}$$

$$(\neg q \vee q) \vee (\neg p \vee r) \equiv \text{(свойства на отрицанието)}$$

$$T \vee (\neg p \vee r) \equiv \text{(свойства на константите)}$$

T

При доказателство чрез еквивалентни преобразувания на първия ред пишем едно от съжденията, в случая $(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r) \equiv T$. След това пишем знака за еквивалентност “ $\equiv$ ” и след него в скоби основанието, поради което твърдим, че написаното на втория ред е еквивалентно на написаното на първия ред. В случая, основанието е вече доказаната еквивалентност между $s \rightarrow t$ и $\neg s \vee t$ за произволни съждения s и t . С червено са написани тези съждения на първия ред, които биват заменени с еквивалентни съждения при прехода от първи към втори ред. И

така нататък, до последния ред, който съдържа буквално това, на което искаме да покажем, че първоначалното съждение е еквивалентно, а именно T .

Можем да покажем $(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r) \equiv T$ и чрез таблица с 8 реда. Трудно е да се каже кой начин за доказване е по-икономичен в случая: дали с преобразувания, или с таблица. Но да си представим, че трябва да докажем следната еквивалентност:

$$(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r) \vee ((\neg r \rightarrow s) \oplus (t \rightarrow \neg u)) \equiv T$$

Тук имаме 6 прости съждения. Ако започнем да доказваме с таблица на ръка, тя ще има $2^6 = 64$ реда и попълването ѝ би било бавно, досадно и може би грешно, защото колкото повече клетки за попълване има, толкова по-вероятно е човек да сбърка някъде. От друга страна, ако забележим, че изразът вляво на “ $\equiv$ ” е от вида (за някакво A):

$$\underbrace{(p \rightarrow q) \vee (q \rightarrow r)} \quad \vee \quad A$$

съгласно предното д-во, това е еквивалентно на T

можем да го преобразуваме в еквивалентния му

$$T \vee A$$

можем веднага да твърдим, че изразът е еквивалентен на T поради свойствата на константите. Това доказателство чрез преобразувания е със сигурност по-кратко и икономично от евентуално доказателство чрез таблица.

Видяхме едно предимство на метода с преобразуванията: той може да е много по-ефикасен от табличния метод. Но табличният метод има на свой ред едно предимство – той не изисква досетливост. Той е *алгоритмичен*, което означава, че лесно може да се имплементира с компютърна програма. За разлика от него, методът с преобразуванията може да иска досетливост – в дадена ситуация, едно преобразуване може да води към успешно доказателство, а друго преобразуване да е безсмислено усилие, водещо доникъде. Като пример ще дадем два опита за доказателство на закона за поглъщането чрез преобразувания. Първият опит е неуспешен, той води до “въртене в кръг”. Вторият е успешен.

Първи опит:

$$\begin{aligned} p \vee (p \wedge q) &\equiv \text{(дистрибутивност)} \\ (p \vee p) \wedge (p \vee q) &\equiv \text{(идемпотентност)} \\ p \wedge (p \vee q) &\equiv \text{(дистрибутивност)} \\ (p \wedge p) \vee (p \wedge q) &\equiv \text{(идемпотентност)} \\ p \vee (p \wedge q) &\text{ нищо не сме постигнали, получихме това, от което започнахме} \end{aligned}$$

Втори опит:

$$\begin{aligned} p \vee (p \wedge q) &\equiv \text{(съгласно св-вата на константите)} \\ (p \wedge T) \vee (p \wedge q) &\equiv \text{(съгласно дистрибутивн. на конюнк. спрямо дизюнк.)} \\ p \wedge (T \vee q) &\equiv \text{(съгласно св-вата на константите)} \\ p \wedge T &\equiv \text{(съгласно св-вата на константите)} \\ p &\text{ успех!} \end{aligned}$$

Как да се досети човек да започне, заменяйки p с еквивалентното му $p \vee T$? За съжаление, рецепта за общия случай няма. Доказателствата чрез преобразувания изискват добра интуиция.

2.6 Извод в съждителната логика

Определение 2. Нека p и q са произволни съждения. Казваме, че q следва логически от p , ако $p \rightarrow q$ е тавтология. Фактът, че q следва логически от p , бележим така: $p \vdash q$. $\square$

Забележка: Символът “ $\vdash$ ” **не е логически съюз**, така че “ $p \vdash q$ ” не е съставно съждение на p и q .

В Определение 2 съждението p е произволно. В математиката обикновено (когато правим извод) съждението, *от което* извеждаме, е конюнкция. Примерно, теоремата на Rolle в анализа гласи:

Ако

1. f е реална функция и
2. f е непрекъсната върху затворения интервал $[a, b]$ и
3. f е диференцируема върху отворения интервал (a, b) и
4. $f(a) = f(b)$,

то съществува число c в отворения интервал (a, b) , такова че $f'(c) = 0$.

Затова следващото определение третира именно случая, в който антецедентът е конюнкция.

Определение 3. Извод[†] в съждителната логика е последователност от съждения $p_1, p_2, \dots, p_n, q$ за някое $n \geq 1$. Съжденията $p_1, p_2, \dots, p_n$ са предпоставки, а q е следствие[§]. “Изводът е валиден” означава, че следствието е вярно тогава, когато всички предпоставки са верни. $\square$

Забележка: Ако поне една предпоставка p_i е лъжа, то $p_1 \wedge p_2 \wedge \dots \wedge p_n$ е лъжа и тогава $(p_1 \wedge p_2 \wedge \dots \wedge p_n) \rightarrow q$ е истина независимо от истинността на q . Тоест, изводът винаги е валиден при наличие на поне една предпоставка–лъжа. От друга страна, ако всички предпоставки са истина, то q трябва да е истина, за да имаме валиден извод. Съгласно таблицата на истинност на импликацията, изводът е валиден тогава и само тогава, когато импликацията

$$(p_1 \wedge p_2 \wedge \dots \wedge p_n) \rightarrow q$$

е тавтология. Съгласно Определение 2, споменатия извод можем да запишем като

$$(p_1 \wedge p_2 \wedge \dots \wedge p_n) \vdash q$$

Прието е изводът да се записва така: предпоставките се изреждат една над друга, под тях се записва хоризонтална черта и под чертата се записва следствието, предхождано от символа “ $\therefore$ ”, който се чете “поради това”. Като пример ще разгледаме извода от началото на лекцията:

Ако вали дъжд, Иван носи чадър.

Вали дъжд.

Следователно, Иван носи чадър.

[†]В някои книги се използва символът “ $\Rightarrow$ ” вместо “ $\vdash$ ”.

[‡]На английски е *inference*.

[§]На английски съответните термини са *premises* и *conclusion*.

Формално го записваме така:

$$\frac{p \rightarrow q \quad p}{\therefore q}$$

Този извод е валиден – лесно можем да покажем с таблица, че $(p \rightarrow q) \wedge p \rightarrow q$ е тавтология:

p	q	$p \rightarrow q$	$(p \rightarrow q) \wedge p$	$(p \rightarrow q) \wedge p \rightarrow q$
F	F	T	F	T
F	T	T	F	T
T	F	F	F	T
T	T	T	T	T

Също толкова лесно можем да покажем с таблица, че следният извод **не е валиден**:

$$\frac{p \rightarrow q \quad q}{\therefore p}$$

Ето как изглежда таблицата:

p	q	$p \rightarrow q$	$(p \rightarrow q) \wedge q$	$(p \rightarrow q) \wedge q \rightarrow p$
F	F	T	F	T
F	T	T	T	F
T	F	F	F	T
T	T	T	T	T

За по-сложни изводи табличният метод не е пригоден, по същите причини, които вече споменахме при доказателствата за еквивалентност: таблицата става прекалено голяма. Удобно е да се ползват следните правила за извод в съждителната логика. Всяко от тези правила може да бъде доказано чрез таблица. С тяхна помощ и с известна доза досетливост можем, започвайки от дадени предпоставки, да изведем следствието.

Правило modus ponens: $p \wedge (p \rightarrow q) \vdash q$

Правило modus tolens: $\neg q \wedge (p \rightarrow q) \vdash \neg p$

Правило хипотетичен силлогизъм: $(p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow r) \vdash (p \rightarrow r)$

Правило дизюнктивен силлогизъм: $((p \vee q) \wedge \neg p) \vdash q$

Правило за конюнкцията $p, q \vdash p \wedge q$

Правило за опростяване: $p \wedge q \vdash p$

Правило за доказателство чрез случаи: $((p \rightarrow r) \wedge (q \rightarrow r)) \vdash ((p \vee q) \rightarrow r)$

Правило за конструктивната дилема: $((p \rightarrow q) \wedge (r \rightarrow s) \wedge (p \vee r)) \vdash (q \vee s)$

Правило за деструктивната дилема: $((p \rightarrow q) \wedge (r \rightarrow s) \wedge (\neg q \vee \neg s)) \vdash (\neg p \vee \neg r)$

Правило за резолюцията: $((p \vee q) \wedge (\neg p \vee r)) \vdash (q \vee r)$

Правилото за конюнкцията може да звучи странно. Идеята е, че в практиката, ако *независимо* изведем от едни и същи предпоставки и p , и q , имаме право да твърдим, че конюнкцията $p \wedge q$ е истина и можем да я използваме.

Подчертаваме, че правилата за извод са **нещо различно** от еквивалентностите (вижте Теорема 1). Еквивалентностите може да се ползват при извод – имаме право да заменим израз с друг, еквивалентен на него. Но правилата за извод не може да се ползват при доказателства на еквивалентност. Примерно, при правилото *modus ponens*, съждението $p \wedge (p \rightarrow q)$ **не е еквивалентно съждение** на q .

Ще дадем пример за правене на извод чрез правилата за извод: ще покажем, че от предпоставките *Диана кара ски или не вали сняг* и *Живко играе футбол или вали сняг* следва логически, че *Диана кара ски или Живко играе футбол*. Нека p , q и r са следните елементарни съждения:

p : Диана кара ски

q : Вали сняг

r : Живко играе футбол

Трябва да докажем, че изводът

$$\frac{\begin{array}{c} p \vee \neg q \\ r \vee q \end{array}}{\therefore p \vee r}$$

е валиден. Но това е директно приложение на правилото за резолюция върху предпоставките. Заключаваме, че изводът е валиден.

3 Предикатна логика

3.1 Едноместни предикати

Определение 4. Едноместен предикат е изречение, в което има “празно място”. В това празно място може да се сложи обект от някаква предварително зададена област, наречена домейн. За всеки обект от домейна, ако запълним празното място с този обект, предикатът се превръща в съждение, което е или истина, или лъжа. $\square$

Изречение с празно място в себе си е, в някакъв смисъл, непълно съждение. То става истинско съждение, ако празното място се запълни.

Като пример, нека домейнът се състои от плодовете

ябълка, банан, портокал, авокадо, ягода

Нека ябълката и авокадото са зелени, бананът е жълт, портокалът е оранжев, а ягодата е червена. Да разгледаме съжденията:

1. Ябълката е червена.
2. Бананът е червен.
3. Портокалът е червен.

4. Авокадото е червено.

5. Ягодата е червена.

Съгласно допусканията, първите четири съждения са лъжа, а последното е истина.

Сега да си представим, че във всяко от тези изречения сме махнали името на плода и сме го заменили с многоточие "...". И в петте случая[†] получаваме

... е червен. (1)

Това е едноместен предикат, чийто домейн са петте изброени плода. Празното място, за което се говори в Определение 4, е многоточието. На мястото на многоточието можем да слагаме име на плод и за всяко име на плод, твърдението е или истина, или лъжа.

Думата "предикат" идва от латинското *praedicatum*, което означава *това, което можем да кажем за (подлога на изречението)*. Да разгледаме простото изречение "Слънцето осветява стаята". Подлогът е "слънцето", а "осветява стаята" пояснява поглог. "осветява стаята" е нещо, което можем да кажем за подлога. С други думи, "осветява стаята" е предикат. Ако го запишем с многоточие "... осветява стаята", просто акцентираме върху мястото, на което трябва да се намира подлога.

Наместо да слагаме точки или подчертавка на празното място в съждението, удобно е да използваме променлива, примерно x . Тогава предикатът "... е червен" става " x е червен", където x взема стойности от домейна. Да бележим този предикат с " $P(x)$ ". При текущите допускания,

- $P(\text{ягода})$ е истина, докато
- $P(\text{ябълка})$ е лъжа и $P(\text{банан})$ е лъжа и $P(\text{портокал})$ е лъжа и $P(\text{авокадо})$ е лъжа.

Подчертаваме, че предикатът $P(x)$ сам по себе си **не е нито истина, нито лъжа**. За да се убедим в това, да разгледаме "е червен" и "осветява стаята". Нито една от тези фрази сама по себе си не е нито истина, нито лъжа, защото не е съждение. Истина или лъжа се получава само след **заместване** на x с някой обект от домейна. Заместването на x с обект от домейна дава съждение.

Особен интерес представляват два случая на такова заместване.

- Има поне един обект, за който предикатът е истина. Това бележим със " $\exists x P(x)$ ".
- За всеки обект предикатът е истина. Това бележим със " $\forall x P(x)$ ".

Символите " $\exists$ " и " $\forall$ " се наричат *квантори*. $\exists$ е *екзистенциалният квантор*, а $\forall$ е *универсалният квантор*. Ако обектите от областта са краен брой, да речем $a_1, a_2, \dots, a_n$, то

- $\exists x P(x)$ е кратък запис за " $P(a_1) \vee P(a_2) \vee \dots \vee P(a_n)$ ", а
- $\forall x P(x)$ е кратък запис за " $P(a_1) \wedge P(a_2) \wedge \dots \wedge P(a_n)$ ".

Виждаме, че екзистенциалният квантор е свързан с дизюнкцията, а универсалният, с конюнкцията.

Ще илюстрираме ползата от използването на предикати с квантори. Да разгледаме този извод.

[†]Родът на думата няма значение, така че "... е червен" се счита за същото като "... е червена".

Всяка риба живее във водата.
 Пъстървата е риба.
 Следователно, пъстървата живее във водата.

От най-общи съображения е ясно, че изводът е валиден. Но ако се опитаме да формализираме нещата със съждителна логика (като в предните секции), няма как да покажем валидността на извода. Нека заместим първото изречение с p , второто, с q , и третото, с r . За да покажем чрез съждителната логика, че изводът е валиден, трябва да покажем $p \wedge q \vdash r$. Но това не е валиден извод! Ерго, съждителната логика е недостатъчно изразителна (мощна), за да покажем валидността на извода.

Валидността на извода се показва формално, ако се вгледаме в *структурата* на изреченията, а не ги разглеждаме като атомарни съждения без структура. Първото изречение казва, че за всяко нещо (от някаква област, примерно животни), ако това нещо е риба, то то живее във водата. Нека $P(x)$ е предикатът “ x е риба”, а $Q(x)$ е предикатът “ x живее във водата”. Тогава първото изречение се формализира така:

$$\forall x(P(x) \rightarrow Q(x))$$

Нека t означава пъстърва. Второто изречение е $P(t)$. Като цяло, изводът е

$$\frac{\begin{array}{c} \forall x(P(x) \rightarrow Q(x)) \\ P(t) \end{array}}{\therefore Q(t)}$$

Този извод е валиден. За съжаление, в този курс нямаме време за изучаване на правилата за извод в предикатната логика и няма да покажем формално, че е валиден.

Когато е използван квантор върху някаква променлива, казваме, че тя е *свързана*. Примерно, в израза “ $\forall xP(x)$ ”, променливата x е свързана. Ако дадена променлива не е свързана, казваме, че тя е *свободна*. Предикат, в който всички променливи са свързани, е съждение: изречение, което е или истина, или лъжа. Изрази от предикатната логика със свободни променливи не са нито истина, нито лъжа. Да повторим: израз от предикатната логика, в който има поне една свободна променлива, **не е нито истина, нито лъжа**; използването на такъв израз на място, където се очаква логически израз[†], е **синтактично неправилно**.

Приемаме, че когато записваме изрази с квантори, кванторите имат по-висок приоритет, тоест, те свързват по-силно от логическите съюзи. Следователно, в израза

$$\forall xP(x) \rightarrow Q(x)$$

действието на квантора не се простира върху $Q(x)$ и x е свободна променлива в $Q(x)$. Следователно, последният израз не може да има стойност истина или лъжа. Забележете разликата с израза “ $\forall x(P(x) \rightarrow Q(x))$ ” горе, където скобите след $\forall x$ указват, че действието на квантора се простира върху $P(x) \rightarrow Q(x)$, а не само върху $P(x)$. С цел по-голяма яснота ще повторим последните съображения:

$$\begin{array}{l} \forall x \quad \underbrace{P(x)} \quad \rightarrow Q(x) \quad // \text{ има несвързана променлива} \\ \text{обхват на действие на квантора} \\ \forall x \quad \underbrace{(P(x) \rightarrow Q(x))} \quad // \text{ няма несвързана променлива} \\ \text{обхват на действие на квантора} \end{array}$$

[†]Логически израз е израз, който има стойност или истина, или лъжа.

Когато домейнът на даден предикат не е ясен, може да го укажем по някой от следните начини. Примерно, нека $P(x)$ е предикат върху числа. Нека имаме предвид домейн-естествените числа. За да укажем, че домейнът е именно множеството на естествените числа, може да използваме кой да е от следните записи

$$\forall x_{x \in \mathbb{N}} P(x)$$

$$\forall x \in \mathbb{N} P(x)$$

$$\forall x, x \in \mathbb{N} : P(x)$$

$$\forall x \in \mathbb{N} : P(x)$$

$$\forall x, x \in \mathbb{N} (P(x))$$

$$\forall x \in \mathbb{N} (P(x))$$

Подчертаваме, че записът “ $\forall x P(x)$ ”, тоест без изрично указване на домейна, е допустим само в случай, че домейнът се подразбира. Като пример за това, в реалния анализ по правило домейнът е множеството от реалните числа, което се бележи с $\mathbb{R}$, затова в реалния анализ е напълно допустимо да се пишат изрази с квантори, в които не се указва домейнът – той по подразбиране е $\mathbb{R}$.

Отрицания на изрази с едноместни предикати се извършват по следния начин: отрицанието превръща универсалния квантор в екзистенциален и обратното.

$$\neg \forall x P(x) \equiv \exists x \neg P(x) \quad (2)$$

$$\neg \exists x P(x) \equiv \forall x \neg P(x) \quad (3)$$

Ето как четем тези изрази, ако сме педантични и пунктуални.

- “ $\neg \forall x P(x)$ ” се чете така: “не е вярно, че за всяко x от дадения домейн е вярно $P(x)$ ”.
- “ $\exists x \neg P(x)$ ” се чете така: “съществува x от дадения домейн, за който не е вярно $P(x)$ ”.
- “ $\neg \exists x P(x)$ ” се чете така: “не съществува x от дадения домейн, за който е вярно $P(x)$ ”.
- “ $\forall x \neg P(x)$ ” се чете така: “за всяко x от дадения домейн не е вярно $P(x)$ ”.

На практика се изразяваме по-кратко, например “не е вярно, че за всяко x от дадения домейн, $P(x)$ ”, “съществува x от дадения домейн, за който не $P(x)$ ”, и така нататък.

Ще обосновем не много формално (2). За да се убедим, че двата изрази са еквивалентни. Да разгледаме случая, в който домейнът е краен. Да кажем, че домейнът е множеството $\{a_1, a_2, \dots, a_n\}$, и да си спомним, че “ $\forall x P(x)$ ” е кратък запис на “ $P(a_1) \wedge P(a_2) \wedge \dots \wedge P(a_n)$ ”. Тогава лявата страна на (2) е еквивалентна на “ $\neg (P(a_1) \wedge P(a_2) \wedge \dots \wedge P(a_n))$ ”. Съгласно единия от обобщените закони на De Morgan,

$$\neg (P(a_1) \wedge P(a_2) \wedge \dots \wedge P(a_n)) \equiv \neg P(a_1) \vee \neg P(a_2) \vee \dots \vee \neg P(a_n)$$

На свой ред, $\neg P(a_1) \vee \neg P(a_2) \vee \dots \vee \neg P(a_n)$ е еквивалентно на $\exists x \neg P(x)$.

Обосновката на (3) е аналогична.

Да разгледаме четирите твърдения.

$$\forall x (P(x) \wedge Q(x)) \equiv \forall x (P(x)) \wedge \forall x (Q(x)) \quad (4)$$

$$\forall x (P(x) \vee Q(x)) \equiv \forall x (P(x)) \vee \forall x (Q(x)) \quad (5)$$

$$\exists x (P(x) \wedge Q(x)) \equiv \exists x (P(x)) \wedge \exists x (Q(x)) \quad (6)$$

$$\exists x (P(x) \vee Q(x)) \equiv \exists x (P(x)) \vee \exists x (Q(x)) \quad (7)$$

където $P(x)$ и $Q(x)$ са произволни едноместни предикати и променливата x приема стойности от един и същи домейн. Кой от тези твърдения са верни и кои, не? Твърдение (4) е вярно. За да се убедим в това, да разгледаме случая, когато домейнът е краен, да речем $\{a_1, a_2, \dots, a_n\}$. Тогава изразът отляво е

$$(P(a_1) \wedge Q(a_1)) \wedge (P(a_2) \wedge Q(a_2)) \wedge \dots \wedge (P(a_n) \wedge Q(a_n))$$

Поради асоциативността и комутативността на конюнкцията, той е еквивалентен на

$$(P(a_1) \wedge P(a_2) \wedge \dots \wedge P(a_n)) \wedge (Q(a_1) \wedge Q(a_2) \wedge \dots \wedge Q(a_n))$$

който пък е еквивалентен на $\forall x(P(x)) \wedge \forall x(Q(x))$, който е дясната страна на (4).

Твърдение (5) обаче е невярно. Ето контрапример: нека $P(x)$ и $Q(x)$ са предикати с един и същи домейн: многоъгълниците от геометрията. Нека $P(x)$ е “ x има четен брой страни”, а $Q(x)$ е “ x има нечетен брой страни”. Очевидно $\forall x(P(x) \vee Q(x))$ е истина, понеже всеки многоъгълник има четен или нечетен брой страни. Обаче $\forall x(P(x)) \vee \forall x(Q(x))$ е лъжа. За да се убедим в това, да разгледаме поотделно двете съждения-участници в дизюнкцията:

- $\forall x(P(x))$ не е вярно, понеже не всеки многоъгълник има четен брой страни.
- $\forall x(Q(x))$ не е вярно, понеже не всеки многоъгълник има нечетен брой страни.

Щом двете съждения в дизюнкцията са лъжа, дизюнкцията е лъжа.

С аналогични съображения се вижда, че твърдение (6) не е вярно, а твърдение (7) е вярно. Следователно, в някакъв смисъл универсалният квантор дистрибутира спрямо конюнкцията, а екзистенциалният квантор дистрибутира спрямо дизюнкцията.

Важно умение е записването на изрази от естествения език на езика на предикатната логика. Да разгледаме следния пример, който е взет от учебника “Discrete Mathematics and Its Applications” на Rosen. Дадени са следните изречения:

A : Лъвовете са свирепи.

B : Някои лъвови не пият кафе.

C : Някои свирепи създания не пият кафе.

Да ги преведем на езика на предикатната логика. Нека предикатите $P(x)$, $Q(x)$ и $R(x)$ имат домейн множеството от животните и са дефинирани по следния начин.

- $P(x)$: x е лъв.
- $Q(x)$: x пие кафе.
- $R(x)$: x е свиреп.

Членуваната форма лъвовете в изречение **A** има смисъл на “всички лъвови”. Тогава изречението се превеждат така

A : $\forall x(P(x) \rightarrow R(x))$.

B : $\exists x(P(x) \wedge \neg Q(x))$.

C : $\exists x(R(x) \wedge \neg Q(x))$.

Забележете, че би било **грешка** да запишем **B** като $\exists x(P(x) \rightarrow \neg Q(x))$ поради следната причина. Импликацията $P(x) \rightarrow \neg Q(x)$ е истина за всяко x , което не е лъв, понеже импликацията е истина, ако antecedентът е лъжа. И така, дори всички лъвови да пият кафе, $\exists x(P(x) \rightarrow \neg Q(x))$ е истина, щом домейнът е множеството от животните и поне едно животно не е лъв.

3.2 Многостепенни предикати

Предикатите могат да има повече от едно[†] празни места за попълване. Иначе казано, да са двуместни, триместни и т. н. Да се върнем на примера с плодовете. Нека в предикат (1) на стр. 23 заместим с многоточие и думата “червен”. Получаваме

$$\dots \text{ е } \dots \quad (8)$$

На мястото на второто многоточие можем да слагаме име на цвят. По този начин, замествайки първото многоточие с име на плод и второто, с име на цвят, получаваме съждения, които са истина или лъжа. Удобно е да се използват имена на променливи вместо многоточия, за да не се налага да уточняваме “първото многоточие” и “второто многоточие”. И така, вместо първото многоточие ползваме променливата x , и вместо второто, y . Получаваме двуместния предикат $P(x, y)$

$$P(x, y) : \quad x \text{ е } y.$$

където x взема стойности име на плод, а y взема стойност име на цвят. Примерно, съгласно текущите допускания, $P(\text{банан}, \text{жълто})$ е истина, а $P(\text{ягода}, \text{зелено})$ е лъжа.

Квантори се използват и при предикатите с повече от една променлива. Типична употреба е, примерно, $\forall x \forall y P(x, y)$. Това се чете, “за всяко x , за всяко y , $P(x, y)$ ”. Ако P е предикатът от примера с плодовете и цветовете, то $\forall x \forall y P(x, y)$ е лъжа, тъй като не е вярно, че ако вземем кой да е плод и кой да е цвят, този плод задължително е от този цвят; както казахме, $P(\text{ягода}, \text{зелено})$ е лъжа.

В израза $\forall x \forall y P(x, y)$ кванторите са *вложени*. Може да имаме вложени квантори от различен вид, примерно $\forall x \exists y P(x, y)$. Това се чете, “за всяко x съществува y , такова че $P(x, y)$ ”. Ако отново ползваме примера с плодовете и цветовете, $\forall x \exists y P(x, y)$ е истина. За да се убедим, че е така, достатъчно е да съобразим, че всеки плод има някакъв цвят.

Еднотипни квантори могат да бъдат размествани без това да се отразява на истинността, ако домейните, от които променливите вземат стойности, не зависят един от друг. Накратко,

$$\forall x \forall y P(x, y) \equiv \forall y \forall x P(x, y) \quad (9)$$

$$\exists x \exists y P(x, y) \equiv \exists y \exists x P(x, y) \quad (10)$$

От друга страна, разнотипни квантори не може да бъдат размествани по този начин. Тоест, в общия случай,

$$\forall x \exists y P(x, y) \not\equiv \exists y \forall x P(x, y) \quad (11)$$

$$\exists x \forall y P(x, y) \not\equiv \forall y \exists x P(x, y) \quad (12)$$

Като пример за (11) да разгледаме двуместния предикат $Q(x, y)$ със смисъла $x + y = 2$, където домейнът на x и y е множеството на реалните числа. $\forall x \exists y Q(x, y)$ очевидно е истина, понеже за всяко реално x има друго реално y , а именно $y = 2 - x$, такива че $x + y = 2$. От друга страна, $\exists y \forall x Q(x, y)$ е лъжа, понеже няма реално число, такова че всяко друго реално, събрано с него, да дава сбор 2.

Като пример за (12), в примера с плодовете и цветовете, $\forall x \exists y P(x, y)$ е истина, защото то казва, че всеки плод има цвят. От друга страна, $\exists y \forall x P(x, y)$ е лъжа, защото то казва, че има цвят, такъв че всички плодове са в този цвят. Това не е вярно.

[†]Очевидно, тук вече не става дума за свойство на подлога, защото той е един.

Забележете, че в израза “ $\forall xP(x, y)$ ”, y е свободна променлива, понеже не попада в обхвата на действие на квантор. Следователно, това не е съждение и не е нито истина, нито лъжа.

Забележе, че за всеки предикат $P(x, y)$, изразът $\forall x \exists y P(x, y)$ е еквивалентен на $\forall y \exists x P(y, x)$, тъй като това е просто преименуване на променливите. Примерно, в предиката с многоточията (8) на предната страница, няма значение дали наричаме с x първото многоточие и с y , второто, или обратно.

Негация на израз с много квантори се прави лесно. Както вече видяхме, негацията обръща екзистенция квантор в универсален и обратното, така че при “преминаването си” през редица от квантори, негацията ги обръща. Ето прост пример. В математическия анализ граница на функция в точка се дефинира по следния начин. Функцията $f(x)$ с домейн и кодомейн реалните числа има граница L в точка a тогава и само тогава, когато

$$\forall \epsilon_{\epsilon > 0} \exists \delta_{\delta > 0} \forall x (0 < |x - a| < \delta \rightarrow |f(x) - L| < \epsilon)$$

Да съставим негация на този израз, тоест твърдение, казващо, че $f(x)$ няма граница L в точка a :

$$\begin{aligned} & \neg (\forall \epsilon_{\epsilon > 0} \exists \delta_{\delta > 0} \forall x (0 < |x - a| < \delta \rightarrow |f(x) - L| < \epsilon)) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \neg (\exists \delta_{\delta > 0} \forall x (0 < |x - a| < \delta \rightarrow |f(x) - L| < \epsilon)) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \forall \delta_{\delta > 0} \neg (\forall x (0 < |x - a| < \delta \rightarrow |f(x) - L| < \epsilon)) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \forall \delta_{\delta > 0} \exists x (\neg (0 < |x - a| < \delta \rightarrow |f(x) - L| < \epsilon)) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \forall \delta_{\delta > 0} \exists x (\neg (\neg (0 < |x - a| < \delta) \vee (|f(x) - L| < \epsilon))) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \forall \delta_{\delta > 0} \exists x ((0 < |x - a| < \delta) \wedge \neg (|f(x) - L| < \epsilon)) \equiv \\ & \exists \epsilon_{\epsilon > 0} \forall \delta_{\delta > 0} \exists x (0 < |x - a| < \delta \wedge |f(x) - L| \geq \epsilon) \end{aligned}$$