



Departamento de Matemática, Universidade de Aveiro

Matemática Discreta (47166)

Ano Letivo 2022/23

Texto de Apoio

Versão: 13 de fevereiro de 2023

Conteúdo

1	Lógica de Primeira Ordem e Demonstração Automática	1
1.1	Elementos da Lógica Proposicional	1
1.2	Sintaxe e Semântica de lógica de primeira ordem	17
1.3	Formas Normais	25
1.4	Unificação	30
1.5	Método da Resolução de Robinson	37

1 Lógica de Primeira Ordem e Demonstração Automática

1.1 Elementos da Lógica Proposicional

Fórmulas

Na lógica proposicional, uma **proposição** é uma afirmação que apenas toma o valor verdadeiro ou falso, mas não os dois ao mesmo tempo. Temos então alguns exemplos de proposições:

- Um número primo ímpar p é soma de dois quadrados se e só se p tem o resto 1 na divisão por 4.
- $\sqrt{2}$ é um número racional.
- $1 + 1 = 3$ e 11 é um número primo.
- A hipótese de Riemann é falsa ou está a chover.
- Se o S. L. Benfica é campeão, então o F. C. Porto não é campeão.

Vejamos que algumas das proposições acima são verdadeiras e outras são falsas; no entanto, todas elas têm um valor de verdade bem definido (mesmo que não saibamos qual é). Por outro lado, algo como « n é um número par» não poderá ser uma proposição, uma vez que não temos valor de verdade até escolher um n particular.

Os **conectivos** combinam as afirmações lógicas de forma a torná-las mais complexas, i.e., utilizamo-os para construir proposições mais complexas a partir de proposições mais simples. Podemos observar que existem certos conectivos que ocorrem com alguma frequência nas proposições:

- « ... e ... »;
- « ... ou dots »;
- « ... não ... »;
- « Se ... então ... »;
- « ... se e só se ... ».

No entanto, num discurso corrente, ocorrem também com alguma frequência

« ... mas ... », « ... só se ... », « ... excepto se ... » ...

Neste caso:

- « ... mas ... » pode ser substituído por « ... e ... »;
- « ... só se ... » pode ser substituído por « ... implica ... » ou « Se ... então ... »;
- « ... excepto se ... » pode ser substituído por « ... ou ... ».

A partir deste momento, podemos fazer a distinção entre dois tipos de proposições:

- **atómicas**: proposições onde o valor de verdade é dado pelo contexto ou escolhido livremente.
- **compostas**: proposições compostas por outras proposições, ligadas pelos conectivos, onde o valor de verdade depende do valor de verdade das componentes.

Nota 1.1.1. Existem ainda dois símbolos especiais que serão tidos como proposições atómicas: \perp e \top . Mais à frente veremos o que estes representam.

Porque queremos falar de forma abstracta sobre como raciocinar (e argumentar), não será suposto limitar-mo-nos a proposições em particular, mas explorar o que pode ser dito de forma geral sobre estas. Desta forma, vamos introduzir as **variáveis proposicionais**: símbolos que representam uma proposição atómica. Tradicionalmente, estas serão representadas por letras minúsculas (eventualmente com índices): $p, q, r, \dots, p_1, p_2, p_3, \dots$.

Assim como no caso das variáveis, será útil identificar os conectivos apresentados mais acima de forma simbólica. Desta forma,

- \wedge representará a **conjunção** (« ... e ... »);
- \vee representará a **disjunção** (« ... ou ... »);
- \neg representará a **negação** (« não ... »);
- \rightarrow representará a **implicação** ou **condicional** (« Se ... então ... »);
- \leftrightarrow representará a **dupla implicação** ou **equivalência** (« ... se e só se ... »).

Nota 1.1.2. A curiosidade poderá levar-nos a perguntar se, para além dos já apresentados, existem conectivos um pouco mais «exóticos» (que nos permitam construir novos tipos de afirmações). De facto, existem: é o caso do «ou exclusivo» (representado simbolicamente por $\dot{\vee}$ ou \oplus) e da «negação conjunta» (representada simbolicamente por \downarrow).

Definição 1.1.3. Uma **fórmula (bem formada)** é uma sequência finita de símbolos de um determinado alfabeto que é parte de uma linguagem formal.

No caso da lógica proposicional, as fórmulas (bem formadas) são ditas **fórmulas proposicionais** e o alfabeto a considerar é composto pelos símbolos relativos aos conectivos

$\wedge, \vee, \rightarrow, \neg, \leftrightarrow, \perp, \top$ e às variáveis proposicionais p, q, r, \dots . As fórmulas proposicionais podem então ser definidas inductivamente de acordo com as regras que abaixo se apresentam:

1. cada variável é uma fórmula e \perp and \top são fórmulas.
2. Se φ e ψ são fórmulas, então as expressões

$$(\neg\psi), \quad (\varphi \wedge \psi), \quad (\varphi \vee \psi), \quad (\varphi \rightarrow \psi), \quad (\varphi \leftrightarrow \psi)$$

são fórmulas.

Nota 1.1.4. Para tornar a notação menos pesada, vamos suprimir os parêntesis externos. A título de exemplo, escreveremos $\varphi \vee (\psi \rightarrow \xi)$ em vez de $(\varphi \vee (\psi \rightarrow \xi))$. Adicionalmente, entenderemos que \neg tem uma «ligação mais forte» (ou seja, aplica-se primeiro) do que os outros conectivos, ou seja, escreveremos $\neg\varphi \vee \psi$ em vez de $(\neg\varphi) \vee \psi$.

Alternativamente, podemos utilizar a BNF (Forma de Backus-Naur):

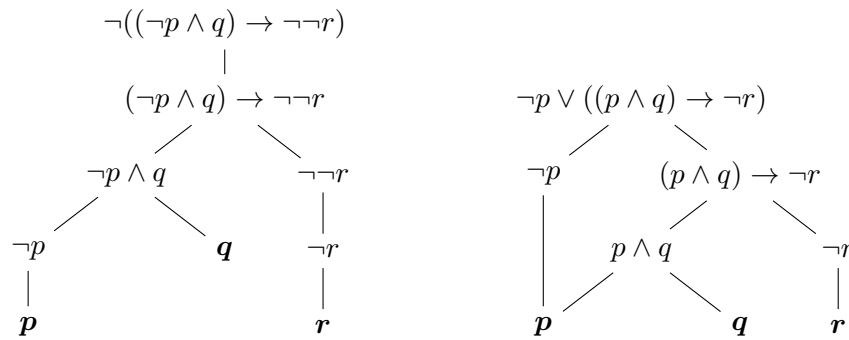
```
<formula> ::= variavel |  $\perp$  |  $\top$ 
           | ( $\neg$  <formula>)
           | (<formula>  $\wedge$  <formula>)
           | (<formula>  $\vee$  <formula>)
           | (<formula>  $\rightarrow$  <formula>)
           | (<formula>  $\leftrightarrow$  <formula>)
```

Exemplo 1.1.5. Se considerarmos p, q e r três variáveis, podemos ter os seguintes exemplos de fórmulas:

- $\perp, \top, p, q, r, \dots$
- $p \vee q, p \rightarrow \perp, \neg\perp, \dots$
- $(p \wedge q) \leftrightarrow q, (p \rightarrow q) \rightarrow (p \vee q), \dots$
- $(p \wedge q) \rightarrow ((p \vee q) \rightarrow q), \dots$

No entanto, se considerarmos o mesmo conjunto de variáveis, as sequências $(\perp\top), (pqr), p\neg, p \leftrightarrow \vee, (\top \rightarrow), (p \wedge q) \rightarrow r$ ou $(p \wedge \rightarrow q)$ não são fórmulas.

Exemplo 1.1.6. As expressões $\neg((\neg p \wedge q) \rightarrow \neg\neg r)$ e $\neg p \vee ((p \wedge q) \rightarrow \neg r)$ são fórmulas. Efectivamente, se considerarmos as variáveis p, q, r , podemos seguir as árvores de construção ilustradas abaixo.



Semântica, Validade e Equivalência

É importante relembrarmos que as fórmulas bem formadas introduzidas anteriormente não são verdadeiras ou falsas por si só: tudo depende da veracidade ou falsidade das afirmações representadas pelas variáveis proposicionais que a compõem. O nosso objetivo agora será perceber de que forma podemos interpretar uma fórmula, uma vez decidido se as suas variáveis proposicionais são verdadeiras ou falsas.

De facto, a maneira mais simples de o fazer é através do preenchimento de uma tabela de verdade para cada conectivo presente na fórmula. Se tomarmos os conectivos como as ideias lógicas informais que estes representam, tudo se torna mais fácil: por exemplo, sabemos que \wedge deve representar « ... e ... », pelo que podemos definir (intuitivamente) $\varphi \wedge \psi$ como verdadeira se e só se ambas as componentes forem verdadeiras. Ao proceder da mesma forma para os restantes conectivos, podemos determinar o valor de verdade de qualquer fórmula bem formada ao observar apenas as suas componentes mais simples e os seus valores de verdade.

Definição 1.1.7. Uma **valoração** (ou **interpretação**) de um conjunto V de variáveis proposicionais é uma função $v: V \rightarrow \{0, 1\}$, onde 0 representa o valor lógico «falso» e 1 representa o valor lógico «verdadeiro».

Nota 1.1.8. Como visto anteriormente, os símbolos \perp e \top representam proposições atómicas especiais. Para qualquer valoração v , vamos convencionar $v(\top) = 1$ e $v(\perp) = 0$.

Exemplo 1.1.9. Se p e q forem variáveis proposicionais, então uma valoração do conjunto $V = \{p, q\}$ poderá ser a função $v: V \rightarrow \{0, 1\}$ tal que $v(p) = 1$ e $v(q) = 0$.

Efectivamente, a valoração apresentada é uma das quatro possíveis atribuições de verdade para um conjunto V com duas variáveis proposicionais.

Nota 1.1.10. Em geral, se estivermos perante n variáveis proposicionais, teremos 2^n valorações distintas para o conjunto destas (uma vez que variável apenas pode receber um de dois valores de verdade).

Uma vez definida a valoração de variáveis proposicionais, o próximo passo será estender estas funções, por forma a obter o valor de verdade de quaisquer fórmulas que utilizem as variáveis em questão (tendo em consideração o significado dos conectivos lógicos presentes). Este nosso problema torna-se relativamente complicado para fórmulas muito complexas. A título de exemplo, se tivermos uma valoração $v: V \rightarrow \{0, 1\}$, onde $V = \{p, q, r\}$, tal que $p, r \mapsto 1$ e $q \mapsto 0$, qual será o valor de verdade da seguinte fórmula?

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

Suponhamos então que, de alguma forma, já sabemos o valor de verdade que vamos atribuir a duas fórmulas φ e ψ . Que valor de verdade devemos dar a $\varphi \vee \psi$?

É claro que temos liberdade de escolha, mas como \vee representa o mesmo que « ... ou ... », será sensato atribuir a $\varphi \vee \psi$ o valor 1 se pelo menos uma fórmula de $\{\varphi, \psi\}$ for verdadeira, e o valor 0 caso contrário.

O escrito imediatamente acima pode ser então resumido na seguinte tabela de verdade.

φ	ψ	$\varphi \vee \psi$
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	1

Podemos pensar na tabela de verdade anterior como uma maneira de combinar dois valores de verdade para obter outro, assim como $+$ combina dois números noutro. Neste caso: $1 \vee 1 = 1$, $1 \vee 0 = 1$, $0 \vee 1 = 1$ e $0 \vee 0 = 0$. A vantagem de pensarmos desta forma prende-se com o facto de conseguirmos reduzir o escrito a uma única expressão: $v(\varphi \vee \psi) = v(\varphi) \vee v(\psi)$. Apresentamos agora as tabelas de verdade para os restantes conectivos introduzidos.

φ	$\neg\varphi$
0	1
1	0

φ	ψ	$\varphi \wedge \psi$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

φ	ψ	$\varphi \rightarrow \psi$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

φ	ψ	$\varphi \leftrightarrow \psi$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Suponhamos agora que temos uma valoração de um conjunto de variáveis proposicionais V , $v: V \rightarrow \{0, 1\}$. Existe apenas uma maneira de estender v de forma a que consigamos obter a interpretação de qualquer fórmula que utilize as variáveis proposicionais em V e tal que, se tomarmos φ e ψ duas fórmulas, sejam satisfeitas as seguintes igualdades:

$$\begin{aligned} v(\perp) &= 0 \\ v(\top) &= 1 \\ v(\varphi \wedge \psi) &= v(\varphi) \wedge v(\psi) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 v(\varphi \vee \psi) &= v(\varphi) \vee v(\psi) \\
 v(\varphi \rightarrow \psi) &= v(\varphi) \rightarrow v(\psi) \\
 v(\varphi \leftrightarrow \psi) &= v(\varphi) \leftrightarrow v(\psi) \\
 v(\neg\varphi) &= \neg v(\varphi)
 \end{aligned}$$

Devemos recordar que podemos pensar nos símbolos conectivos não apenas como partes da fórmula, mas como elementos de combinação dos valores de verdade.

Exemplo 1.1.11. Suponhamos que $V = \{p, q\}$ e que temos uma valoração $v: V \rightarrow \{0, 1\}$ tal que $p \mapsto 1$ e $q \mapsto 0$. Então,

$$\begin{aligned}
 v(\neg p \rightarrow (p \vee q)) &= v(\neg p) \rightarrow v(p \vee q) \\
 &= \neg v(p) \rightarrow (v(p) \vee v(q)) \\
 &= \neg 1 \rightarrow (1 \vee 0) \\
 &= 0 \rightarrow 1 \\
 &= 1
 \end{aligned}$$

Uma maneira análoga de obter a interpretação pedida no exemplo anterior seria através do preenchimento da tabela de verdade relativa à fórmula em causa, retirando a informação da linha onde $v(p) = 1$ e $v(q) = 0$. Veremos uma tal situação no próximo exemplo.

Exemplo 1.1.12. Vamos começar por obter todas as possíveis interpretações da fórmula $(p \vee q) \rightarrow q$, de acordo com as tabelas de verdade dos conectivos lógicos nela presentes (\vee, \rightarrow).

p	q	$p \vee q$	$(p \vee q) \rightarrow q$
0	0	0	1
0	1	1	1
1	0	1	0
1	1	1	1

Suponhamos agora que estamos na presença de uma valoração $v: V \rightarrow \{0, 1\}$, onde $V = \{p, q\}$, e tal que $p \mapsto 1$ e $q \mapsto 0$. Se quisermos obter a interpretação da fórmula acima indicada (para a valoração em causa), basta encontrar a linha da tabela onde $v(p) = 1$ e $v(q) = 0$ e retirar a informação na coluna $(p \vee q) \rightarrow q$. Neste caso, $v((p \vee q) \rightarrow q) = 0$.

Definição 1.1.13. Uma fórmula diz-se:

- uma **tautologia** (ou **fórmula válida**) quando tiver o valor lógico 1 para qualquer interpretação;

- uma **contingência** (ou **fórmula consistente**) se existir uma interpretação com valor lógico 1;
- uma **contradição** (ou **inconsistência**) quando não for uma consistência, ou seja, quando tiver valor lógico 0 para qualquer interpretação.

Para a verificação das tautologias, contingências e contradições, a técnica mais intuitiva a utilizar será o preenchimento da tabela de verdade associada à fórmula em questão (resumo o estudo particular de cada valoração que se possa fazer nas variáveis proposicionais). Vejamos agora alguns exemplos de aplicação.

Exemplo 1.1.14. As fórmulas $(p \wedge q) \rightarrow q$ e $(p \wedge q) \rightarrow p$ são tautologias.

p	q	$p \wedge q$	$(p \wedge q) \rightarrow q$
0	0	0	1
0	1	0	1
1	0	0	1
1	1	1	1

p	q	$p \wedge q$	$(p \wedge q) \rightarrow p$
0	0	0	1
0	1	0	1
1	0	0	1
1	1	1	1

Definição 1.1.15. Duas fórmulas φ e ψ dizem-se **equivalentes lógicas** ($\varphi \equiv \psi$) quando a fórmula $\varphi \leftrightarrow \psi$ é uma tautologia.

Exemplo 1.1.16. Temos que $(\neg p \vee q) \equiv (p \rightarrow q) \equiv (\neg q \rightarrow \neg p)$. Efectivamente,

p	q	$p \rightarrow q$	$\neg p$	$\neg p \vee q$	$(\neg p \vee q) \leftrightarrow (p \rightarrow q)$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	1	1	1
1	0	0	0	0	1
1	1	1	0	1	1

p	q	$p \rightarrow q$	$\neg q$	$\neg p$	$\neg q \rightarrow \neg p$	$(p \rightarrow q) \leftrightarrow (\neg q \rightarrow \neg p)$
0	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1	1
1	0	0	1	0	0	1
1	1	1	0	0	1	1

Podemos ainda confirmar que se verificam as seguintes equivalências:

$$(p \wedge q) \equiv (q \wedge p),$$

$$(p \vee q) \equiv (q \vee p),$$

$$\begin{aligned}
((p \wedge q) \wedge r) &\equiv (p \wedge (q \wedge r)), & ((p \vee q) \vee r) &\equiv (p \vee (q \vee r)). \\
(p \wedge p) &\equiv p, & (p \vee p) &\equiv p, \\
(p \wedge \top) &\equiv p, & (p \vee \perp) &\equiv p, \\
(p \wedge \perp) &\equiv \perp, & (p \vee \top) &\equiv \top
\end{aligned}$$

bem como as leis de distributividade,

$$(p \wedge (q \vee r)) \equiv (p \wedge q) \vee (p \wedge r), \quad (p \vee (q \wedge r)) \equiv (p \vee q) \wedge (p \vee r)$$

as leis de De Morgan,

$$\neg(p \vee q) \equiv (\neg p \wedge \neg q), \quad \neg(p \wedge q) \equiv (\neg p \vee \neg q)$$

e a lei de dupla negação, $\neg\neg p \equiv p$.

Exemplo 1.1.17. Dadas três variáveis proposicionais p, q, r e as fórmulas $\varphi = p \wedge (q \vee r)$ e $\psi = (p \wedge q) \vee r$, verifica-se que $\varphi \neq \psi$.

A última questão que vamos explorar nesta sub-secção é a passagem das tabelas de verdade às fórmulas. Para tal, imaginemos uma tabela de verdade do tipo

p	q	r	φ
0	0	0	1
0	0	1	0
0	1	0	0
0	1	1	1
\vdots	\vdots	\vdots	\vdots

onde desconhecemos φ na sua forma explícita. Uma pergunta legítima que podemos fazer neste momento é se existe forma de obter φ explicitamente.

Vejamos que, neste caso, φ será uma fórmula verdadeira quando $p = q = r = 0$ ou quando $p = 0$ e $q = r = 1$ (de entre outras possíveis combinações). De facto, só é necessário traduzir este raciocínio para uma forma lógica... « φ é verdadeira quando p e q e r forem falsas ou quando p for falsa e q e r forem verdadeiras» traduz-se então em $\varphi = (\neg p \wedge \neg q \wedge \neg r) \vee (\neg p \wedge q \wedge r)$.

Em termos práticos, só é necessário observar cada linha da tabela onde φ é verdadeira, escrever as condições das variáveis da linha em causa, e fazer a disjunção de todas as condições obtidas.

Exemplo 1.1.18. Consideremos as variáveis proposicionais p, q, r e uma fórmula φ , unicamente dependente destas. Apresentamos abaixo a tabela de verdade relativa a φ .

p	q	r	φ
0	0	0	1
0	0	1	0
0	1	0	0
0	1	1	1
1	0	0	1
1	0	1	1
1	1	0	0
1	1	1	1

A partir daqui, e de acordo com o escrito anteriormente, é fácil chegarmos à forma explícita de φ . Neste caso, sabemos que apenas temos $\varphi = 1$ na 1ª, 4ª, 5ª, 6ª e 8ª linhas. Assim, vamos escrever as condições relativas às variáveis:

$$\varphi_1 = \neg p \wedge \neg q \wedge \neg r,$$

$$\varphi_4 = \neg p \wedge q \wedge r,$$

$$\varphi_5 = p \wedge \neg q \wedge \neg r,$$

$$\varphi_6 = p \wedge \neg q \wedge r,$$

$$\varphi_8 = p \wedge q \wedge r.$$

Por último, resta-nos fazer a disjunção entre estas condições, obtendo

$$\varphi = (\neg p \wedge \neg q \wedge \neg r) \vee (\neg p \wedge q \wedge r) \vee (p \wedge \neg q \wedge \neg r) \vee (p \wedge \neg q \wedge r) \vee (p \wedge q \wedge r).$$

No entanto, podemos ainda imaginar situações onde a fórmula φ é mais vezes verdadeira do que falsa. Neste caso, é conveniente adoptar outra estratégia quanto à obtenção de φ . O método passa por olhar para as linhas da tabela onde φ toma valor 0 e fazer a conjunção da negação de cada uma das condições relativas às variáveis. De acordo com o último exemplo apresentado, teríamos:

$$\varphi_2 = p \vee q \vee \neg r, \quad \varphi_3 = p \vee \neg q \vee r, \quad \varphi_7 = \neg p \vee \neg q \vee r.$$

Desta forma, e como último passo, resta-nos apenas fazer a conjunção das negações das condições prévias, ou seja,

$$\varphi = \neg(p \vee q \vee \neg r) \wedge \neg(p \vee \neg q \vee r) \wedge \neg(\neg p \vee \neg q \vee r).$$

Formas Normais

Definição 1.1.19. Uma fórmula φ é dita um **literal** se φ for uma variável ou a negação de uma variável.

Teorema 1.1.20. Para cada $j \in J$ (com J um subconjunto de índices), seja L_j um literal. Então, são equivalentes as seguintes afirmações:

- i) $\bigvee_{j \in J} L_j$ é uma tautologia.
- ii) $\bigwedge_{j \in J} L_j$ é uma contradição.
- iii) Existem índices distintos $j_1, j_2 \in J$ tais que $L_{j_1} = \neg L_{j_2}$.

Demonstração. Se tivermos $L_{j_1} = \neg L_{j_2}$ para dois elementos distintos $j_1, j_2 \in J$, então certamente teremos que $\bigvee_{j \in J} L_j$ é uma tautologia e que $\bigwedge_{j \in J} L_j$ é uma contradição. Se, por outro lado, não houver índices distintos $j_1, j_2 \in J$ tais que $L_{j_1} = \neg L_{j_2}$, então sabemos que existirão valorações v, w para as quais $v(L_{j_1}) = 1$ e $w(L_{j_1}) = 0$. Desta forma, $v(\bigwedge_{j \in J} L_j) = 1$ e $w(\bigvee_{j \in J} L_j) = 0$, ou seja, $\bigwedge_{j \in J} L_j$ não é uma tautologia e $\bigvee_{j \in J} L_j$ é uma contingência. \blacklozenge

Definição 1.1.21. Dizemos que uma fórmula φ está na **forma normal conjuntiva (FNC)** quando $\varphi = \bigwedge_{i \in I} \varphi_i$ (para algum subconjunto de índices I) e onde cada φ_i é da forma $\bigvee_{j \in J} L_j$ (para algum subconjunto de índices J), com L_j literais. Nestas circunstâncias, diremos que as componentes φ_i serão **\vee -cláusulas**.

Nota 1.1.22. Muitas das vezes, consideramos ainda a forma normal conjuntiva dual, a **forma normal disjuntiva (FND)**. Neste caso, uma fórmula φ estará nessa forma quando $\varphi = \bigvee_{i \in I} \varphi_i$, onde cada φ_i da forma $\bigwedge_{j \in J} L_j$, com L_j literais.

Exemplo 1.1.23. Consideremos as variáveis proposicionais p, q, r .

- $(p \vee q) \wedge (p \vee r) \wedge \neg r$ é uma FNC.
- $(p \wedge q) \vee (p \wedge r) \vee \neg r$ é uma FND.
- $p \wedge q \wedge r$ é uma FNC e uma FND.
- $(p \wedge (q \vee r)) \vee q$ não é nem FNC, nem FND.

Nota 1.1.24. A disjunção «vazia» (ou seja, $I = \emptyset$) será a fórmula \perp . De maneira análoga, a conjunção «vazia» será a fórmula \top .

Teorema 1.1.25. Toda a fórmula da lógica proposicional é equivalente a uma fórmula na FNC (FND).

A ideia por trás do resultado acima apresentado passa pela aplicação sucessiva das equiva-

lências lógicas ligadas aos conectivos de implicação e equivalência, assim como das leis de De Morgan e das leis de distributividade:

$$\begin{aligned}\varphi \rightarrow \psi &\equiv \neg\varphi \vee \psi, & \varphi \leftrightarrow \psi &\equiv (\varphi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \varphi) \\ \neg(p \vee q) &\equiv (\neg p \wedge \neg q), & \neg(p \wedge q) &\equiv (\neg p \vee \neg q), \\ (p \wedge (q \vee r)) &\equiv (p \wedge q) \vee (p \wedge r), \\ (p \vee (q \wedge r)) &\equiv (p \vee q) \wedge (p \vee r)\end{aligned}$$

Teorema 1.1.26. *Uma fórmula na FNC é uma tautologia se e só se cada uma das suas cláusulas for uma tautologia. Dualmente, uma fórmula na FND é uma contradição se e só se cada uma das suas cláusulas for uma contradição.*

Demonstração. Consideremos uma fórmula $\varphi = \bigwedge_{i \in I} \varphi_i$ na FNC, onde cada φ_i é uma \vee -cláusula. Se cada uma das φ_i for uma tautologia, então para qualquer valoração v teremos $v(\varphi_i) = 1$ (com $i \in I$); portanto $v(\varphi) = v(\bigwedge_{i \in I} \varphi_i) = \bigwedge_{i \in I} v(\varphi_i) = 1$, i.e., φ é uma tautologia. Por outro lado, se existir algum φ_i que não é uma tautologia, existirá certamente uma valoração w para a qual $w(\varphi_i) = 0$; portanto $w(\varphi) = 0$, ou seja, φ não será uma tautologia.

A demonstração para o caso das FND pode ser feita com recurso à mesma linha de pensamento, tendo em conta a dualidade dos conceitos. \blacklozenge

Exemplo 1.1.27. Considerando quatro variáveis proposicionais p, q, r, s , e a fórmula

$$\varphi = ((p \leftrightarrow q) \rightarrow (r \rightarrow s)) \wedge (q \rightarrow \neg(p \wedge r)),$$

vamos colocar φ na FNC:

1. Substituímos as equivalências (\leftrightarrow) por implicações (\rightarrow):

$$(((p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow p)) \rightarrow (r \rightarrow s)) \wedge (q \rightarrow \neg(p \wedge r)).$$

2. Convertemos todas as implicações em disjunções ($p \rightarrow q \equiv \neg p \vee q$):

$$(\neg((\neg p \vee q) \wedge (\neg q \vee p)) \vee (\neg r \vee s)) \wedge (\neg q \vee \neg(p \wedge r)).$$

3. Movemos as negações para o interior das componentes:

$$(\neg(\neg p \vee q) \vee \neg(\neg q \vee p) \vee (\neg r \vee s)) \wedge (\neg q \vee \neg p \vee \neg r).$$

4. Aplicamos as negações às componentes:

$$((p \wedge \neg q) \vee (q \wedge \neg p) \vee \neg r \vee s) \wedge (\neg q \vee \neg p \vee \neg r).$$

Nota 1.1.28. Podemos ainda observar, de forma rápida, que o método utilizado para encontrar uma fórmula φ explicitamente (a partir da sua tabela de verdade) faz com que φ esteja na FND.

Definição 1.1.29. Um conjunto de fórmulas $\{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ dir-se-á **consistente** quando existir uma interpretação que é modelo de todas as fórmulas em $\{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$, i.e., se existir uma interpretação de tal forma a que todas as fórmulas do conjunto sejam verdadeiras.

Exemplo 1.1.30. Consideremos as variáveis proposicionais p, q e um conjunto de fórmulas $\Gamma = \{\neg p, p \rightarrow q, q\}$. Rapidamente conseguimos ver que Γ é consistente: basta considerar a valoração tal que $p \mapsto 0$ e $q \mapsto 1$.

O seguinte exemplo mostra que a lógica proposicional pode ser utilizada como uma linguagem para espessar «restrições».

Exemplo 1.1.31. Vamos analisar o sudoku do ponto de vista lógico. Para todos os $i, j, k \in \{1, 2, \dots, 9\}$, a proposição atômica P_{ijk} representará a afirmação «a posição (i, j) contém o número k ».

Desta forma, e de acordo com o quadro representado abaixo, temos que as fórmulas

$$P_{122}, P_{136}, P_{271}, \dots, P_{984}$$

devem ser válidas.

	2	6						
							1	7
	3	1		6				
	6			5		8		3
		9	2	6	1	7		
5	4		8					6
			8		4	3		
	4	8						
						9	4	

Além disso, é possível expressarmos logicamente as regras que nos permitem preencher o quadro:

- cada número aparece em cada linha:

$$F_1 = (P_{111} \vee P_{121} \vee \dots \vee P_{191}) \wedge (P_{112} \vee P_{122} \vee \dots) \wedge \dots = \bigwedge_{i=1}^9 \bigwedge_{k=1}^9 \bigvee_{j=1}^9 P_{ijk},$$

- cada número aparece em cada coluna:

$$F_2 = (P_{111} \vee P_{211} \vee \dots \vee P_{911}) \wedge (P_{112} \vee P_{212} \vee \dots) \wedge \dots = \bigwedge_{j=1}^9 \bigwedge_{k=1}^9 \bigvee_{i=1}^9 P_{ijk},$$

- cada número aparece em cada bloco 3×3 :

$$F_3 = \bigwedge_{k=1}^9 \bigwedge_{u=0}^2 \bigwedge_{v=0}^2 \bigvee_{i=1}^3 \bigvee_{j=1}^3 P_{3u+i,3v+j,k},$$

- nenhuma posição pode ter dois números:

$$F_4 = \neg(P_{111} \wedge P_{112}) \wedge \neg(P_{111} \wedge P_{113}) \wedge \cdots = \bigwedge_{i=1}^9 \bigwedge_{j=1}^9 \bigwedge_{1 \leq k < k' \leq 9} \neg(P_{ijk} \wedge P_{ijk'}).$$

Desta forma, resolver o jogo é o mesmo que verificar que o conjunto de fórmulas

$$\Gamma = \{P_{122}, P_{136}, P_{271}, \dots, P_{984}, F_1, F_2, F_3, F_4\}$$

é consistente. Adicionalmente, podemos ver que o número de variáveis a considerar é $9^3 = 729$, portanto, a correspondente tabela de verdade terá $2^{729} > 10^{200}$ linhas.

Consequência Semântica e Demonstrações

Definição 1.1.32. Uma fórmula ψ diz-se **consequência semântica** (ou **consequência lógica**) das fórmulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ quando, para toda a valoração, se $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ têm valor 1, então ψ tem valor 1. Neste caso, escrevemos $\varphi_1, \dots, \varphi_n \models \psi$.

Exemplo 1.1.33. Vamos verificar que $q \vee \neg p$ é consequência de $p \vee q$ e $p \rightarrow q$, ou seja, que $p \vee q, p \rightarrow q \models q \vee \neg p$.

p	q	$p \vee q$	$p \rightarrow q$	$\neg p$	$q \vee \neg p$	
0	0	0	1	1	1	
0	1	①	①	1	①	←
1	0	1	0	0	0	
1	1	①	①	0	①	←

Teorema 1.1.34. Dadas fórmulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ e ψ , temos que $\varphi_1, \dots, \varphi_n \models \psi$ se e só se $((\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) \rightarrow \psi)$ for uma tautologia.

Demonstração. (\Rightarrow) Suponhamos que ψ é consequência semântica de $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ e seja v uma valoração. Se $v(\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) = 1$, então, para cada $i = 1, \dots, n$, $v(\varphi_i) = 1$. Portanto, por definição de consequência semântica, $v(\psi) = 1$. Logo, $v((\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) \rightarrow \psi) = 1$.

Por outro lado, se $v(\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) = 0$, então $v((\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) \rightarrow \psi) = 1$.

(\Leftarrow) Suponhamos que $((\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_n) \rightarrow \psi)$ é válida e seja v uma valoração. Se $v(\varphi_i) = 1$

para cada $i = 1, \dots, n$, então $v(\varphi_1 \wedge \dots \wedge \varphi_n) = 1$ e por isso $v(\psi) = 1$. Logo, ψ é consequência semântica de $\varphi_1, \dots, \varphi_n$. \blacklozenge

Nota 1.1.35. Dadas fórmulas $\varphi_1, \varphi_2, \psi$, teremos $\dots, \varphi_1 \wedge \varphi_2 \models \psi$ se e só se $\dots, \varphi_1, \varphi_2 \models \psi$.

Uma das formas de validar as consequências semânticas é fazer a verificação de todas as possíveis valorações (ou seja, preencher a tabela de verdade). No entanto, e como veremos mais à frente, na lógica de primeira ordem tal não será muito útil (em geral, existe uma infinidade de interpretações possíveis...). Em alternativa, podemos fazer uma prova (dedução ou argumentação), ou seja, escrever uma sequência de fórmulas

$$\varphi \rightarrow \psi, \psi \rightarrow \theta, \boxed{\dots}, \varphi \rightarrow \theta,$$

onde $\boxed{\dots}$ representa um conjunto de fórmulas justificadas por $\varphi \rightarrow \psi$ e $\psi \rightarrow \theta$ através das seguintes **regras de inferência** da lógica proposicional:

$$\frac{\varphi \quad \psi}{\varphi \wedge \psi} (\wedge \mathcal{I}) \quad \frac{\varphi \wedge \psi}{\varphi} (\wedge \mathcal{E}_1) \quad \frac{\varphi \wedge \psi}{\psi} (\wedge \mathcal{E}_2)$$

$$\frac{\varphi}{\varphi \vee \psi} (\vee \mathcal{I}_1) \quad \frac{\psi}{\varphi \vee \psi} (\vee \mathcal{I}_2) \quad \frac{\varphi \vee \psi \quad \begin{array}{|c|} \hline \varphi \\ \vdots \\ \theta \\ \hline \end{array} \quad \begin{array}{|c|} \hline \psi \\ \vdots \\ \theta \\ \hline \end{array}}{\theta} (\vee \mathcal{E})$$

$$\frac{\begin{array}{|c|} \hline \varphi \\ \vdots \\ \psi \\ \hline \end{array}}{\varphi \rightarrow \psi} (\rightarrow \mathcal{I}) \quad \frac{\varphi \quad \varphi \rightarrow \psi}{\psi} (\rightarrow \mathcal{E})$$

$$\frac{}{\perp} (\perp \mathcal{E}) \quad \frac{}{\varphi \vee \neg \varphi} (\text{EM})$$

Definição 1.1.36. Uma fórmula ψ diz-se **consequência sintáctica** das fórmulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ se, a partir destas, existir uma **prova (dedução)** de ψ (por aplicação das regras de inferência anteriormente introduzidas). Neste caso, escrevemos $\varphi_1, \dots, \varphi_n \vdash \psi$.

Exemplo 1.1.37. Vamos verificar que $\varphi \rightarrow \psi, \psi \rightarrow \theta \vdash \varphi \rightarrow \theta$.

1	$\varphi \rightarrow \psi$				
2	$\psi \rightarrow \theta$				
3	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">φ</td> <td style="padding-left: 5px;">H</td> </tr> </table>	φ	H		<ul style="list-style-type: none"> • por hipótese, $\varphi \rightarrow \psi$ e $\psi \rightarrow \theta$; • com o objectivo de provar $\varphi \rightarrow \theta$, suponhamos φ (temporariamente). Como sabemos $\varphi \rightarrow \psi$, temos ψ; por outro lado, como sabemos $\psi \rightarrow \theta$, temos θ; • assim, concluímos $\varphi \rightarrow \theta$ (e retiramos φ).
φ	H				
4	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">ψ</td> <td style="padding-left: 5px;">$\rightarrow E, 1, 3$</td> </tr> </table>	ψ	$\rightarrow E, 1, 3$		
ψ	$\rightarrow E, 1, 3$				
5	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">θ</td> <td style="padding-left: 5px;">$\rightarrow E, 2, 4$</td> </tr> </table>	θ	$\rightarrow E, 2, 4$		
θ	$\rightarrow E, 2, 4$				
6	$\varphi \rightarrow \theta$	$\rightarrow I, 3, 5$			

Exemplo 1.1.38. Vamos verificar que $\varphi \rightarrow \psi \vdash \varphi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)$.

1	$\varphi \rightarrow \psi$				
2	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">φ</td> <td style="padding-left: 5px;">H</td> </tr> </table>	φ	H		<ul style="list-style-type: none"> • por hipótese, $\varphi \rightarrow \psi$; • com o objectivo de provar $\varphi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)$, suponhamos φ (temporariamente). Como sabemos $\varphi \rightarrow \psi$, temos ψ, ou seja, podemos ter $\varphi \wedge \psi$; • assim, concluímos $\varphi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)$ (e ultimamente retiramos φ).
φ	H				
3	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">ψ</td> <td style="padding-left: 5px;">$\rightarrow E, 1, 2$</td> </tr> </table>	ψ	$\rightarrow E, 1, 2$		
ψ	$\rightarrow E, 1, 2$				
4	<table style="border-collapse: collapse; width: 100%;"> <tr> <td style="border-left: 1px solid black; padding-left: 5px;">$\varphi \wedge \psi$</td> <td style="padding-left: 5px;">$\wedge I, 2, 3$</td> </tr> </table>	$\varphi \wedge \psi$	$\wedge I, 2, 3$		
$\varphi \wedge \psi$	$\wedge I, 2, 3$				
5	$\varphi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)$	$\rightarrow I, 2, 4$			

Teorema 1.1.39 (Correção). *Toda a consequência sintática do cálculo proposicional é também uma consequência semântica.*

Teorema 1.1.40 (Completude). *Toda a consequência semântica do cálculo proposicional é também uma consequência sintática.*

Nota 1.1.41. Os enunciados dos últimos resultados podem tomar uma forma mais simples. Para tal, consideremos ψ uma fórmula e $\Gamma = \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ um conjunto de fórmulas. O Teorema da Correção diz-nos que «tudo o que se prova é válido», i.e., que se $\Gamma \vdash \psi$, então $\Gamma \models \psi$. Já o Teorema da Completude diz-nos que «tudo o que é válido se consegue provar», ou seja, que se $\Gamma \models \psi$, então $\Gamma \vdash \psi$.

O último tópico que vamos abordar nesta sub-secção será motivado pelo resultado que apresentamos a seguir.

Teorema 1.1.42. *Seja ψ uma fórmula e Γ um conjunto de fórmulas. Então $\Gamma \models \psi$ se e só se $\Gamma \cup \{\neg\psi\}$ é inconsistente.*

Demonstração. Por definição, $\Gamma \models \psi$ se e só se, para cada valoração v , se $v(\varphi) = 1$ para cada $\varphi \in \Gamma$, então $v(\psi) = 1$. Por outro lado, $\Gamma \cup \{\neg\psi\}$ é inconsistente se e só se, para

▮ cada valoração v , se $v(\varphi) = 1$ para cada $\varphi \in \Gamma$, então $v(\neg\psi) = 0$. ◆

A questão principal prende-se com a forma de verificar a inconsistência do conjunto $\Gamma \cup \{\neg\psi\}$. De facto, o problema resolve-se se conseguirmos deduzir uma contradição, ou seja, se conseguirmos obter uma sequência de fórmulas

$$\vartheta_1 \quad \vartheta_2 \quad \dots \quad \perp,$$

onde $\vartheta_i \in \Gamma \cup \{\neg\psi\}$ ou ϑ_i é consequência de $\Gamma \cup \{\neg\psi\}$. Nesta fase, vamos apenas considerar a **regra de resolução**:

$$\frac{\neg\psi \vee \theta \quad \psi \vee \varphi}{\theta \vee \varphi} \text{ (Res) }, \quad \text{para fórmulas } \varphi, \psi, \theta.$$

Em particular, se tivermos $\theta = \perp$ e $\theta = \varphi = \perp$, conseguimos derivar, respectivamente),

$$\frac{\neg\psi \quad \psi \vee \varphi}{\varphi} \quad \text{e} \quad \frac{\neg\psi \quad \psi}{\perp}$$

Teorema 1.1.43. *Para cláusulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$, o conjunto $\Gamma = \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ é inconsistente se e só se $\Gamma \vdash \perp$.*

Nota 1.1.44. Para verificar se $\varphi_1, \dots, \varphi_n \models \psi$ devemos:

1. converter as fórmulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ na FNC.
2. negar a fórmula ψ e converter $\neg\psi$ na FNC.
3. aplicar a regra de resolução às cláusulas obtidas acima até:
 - obter \perp ;
 - não conseguirmos aplicar a regra de resolução (sem obter \perp).

Exemplo 1.1.45. Vamos verificar $p \rightarrow q, q \rightarrow r \models p \rightarrow r$. Começamos por considerar as fórmulas $p \rightarrow q, q \rightarrow r$ e $\neg(p \rightarrow r)$, ou seja, $\neg p \vee q, \neg q \vee r$ e $\neg(\neg p \vee r) \equiv p \wedge \neg r$. A partir daqui, obtemos as cláusulas $\neg p \vee q, \neg q \vee r, p \wedge \neg r$.

Nesta fase, conseguimos (finalmente) obter a sequência de fórmulas pretendida:

1.	$\neg p \vee q$	Hip.
2.	$\neg q \vee r$	Hip.
3.	p	Hip.
4.	$\neg r$	Hip.
5.	q	Res (1,3)
6.	r	Res (2,5)
7.	\perp	Res (4,6)

1.2 Sintaxe e Semântica de lógica de primeira ordem

Vimos anteriormente que na lógica proposicional podemos expressar, por exemplo, a fórmula $(p \wedge q) \rightarrow r$. Agora, na lógica de primeira ordem, poderemos ser um pouco mais específicos sobre a estrutura dos átomos e, inclusivamente, quantificar as fórmulas:

$$\forall x \forall y ((\text{par}(x) \wedge \text{par}(y)) \rightarrow \text{par}(x + y)).$$

A título de exemplo, podemos expressar o pensamento «todos os gatos têm garras»:

$$\forall x (\text{gato}(x) \rightarrow \text{garras}(x)).$$

Definição 1.2.1. Um alfabeto de 1^a ordem consiste:

1. numa colecção de **variáveis**;
2. nos **símbolos** « $\wedge, \vee, \rightarrow, \leftrightarrow, \neg, \top, \perp$ » da lógica proposicional;
3. nos **quantificadores**: os símbolos « \exists » (existe) e « \forall » (para todos);
4. no símbolo de **igualdade** « $=$ ».

Além dos pontos expostos acima, e dependendo do contexto, podemos ainda ter:

- uma colecção de **símbolos de constantes**;
- uma colecção de **símbolos de função** (cada símbolo de função tem uma **aridade** $n \in \mathbb{N}$ = número de argumentos);
- uma colecção de **símbolos de predicado (relação)** com $n \in \mathbb{N}$ argumentos;

Exemplo 1.2.2. O alfabeto da teoria dos espaços vectoriais consiste (além dos símbolos da lógica e das variáveis):

- de um símbolo constante «0»;
- para cada $\alpha \in \mathbb{R}$, de um símbolo de função « $\alpha \cdot -$ » de uma variável;
- um símbolo de função « $+$ » de duas variáveis.

Definição 1.2.3. Vamos introduzir o conceito de **termo** de forma recursiva:

- cada variável e cada símbolo de constante são termos;
- se f é um símbolo de função de aridade n e se t_1, \dots, t_n são termos, então $f(t_1, \dots, t_n)$ também é um termo.

Exemplo 1.2.4. Consideremos uma linguagem com as variáveis x, y, z , um símbolo constante a , um símbolo de função unária i e um símbolo de função binária m . Então, as seguintes expressões são termos:

- x, y, z, a ;
- $i(a), i(x), m(z, y), m(a, z), \dots$;
- $m(i(x), x), i(m(z, a)), m(m(a, y), i(x)), \dots$.

Definição 1.2.5. Da mesma forma que fizemos para os termos, vamos agora introduzir, recursivamente, o conceito de **fórmula**. Começemos com os **átomos** (ou **fórmulas atômicas**):

- $P(t_1, \dots, t_n)$ é um átomo, onde P é um símbolo de predicado com n argumentos e t_1, \dots, t_n são termos;
- $t_1 = t_2$ é um átomo, onde t_1, t_2 são termos;
- \perp e \top são átomos;

A partir daqui, e considerando os átomos como «elementos primitivos», podemos construir recursivamente as fórmulas a partir dos conectivos lógicos e dos quantificadores apresentados anteriormente:

- se φ e ψ são fórmulas, então

$$(\varphi \wedge \psi), \quad (\varphi \vee \psi), \quad (\varphi \rightarrow \psi), \quad (\neg\varphi), \quad \perp, \quad \top,$$

são fórmulas;

- se φ é uma fórmula e x é uma variável, então $\forall x \varphi$ e $\exists x \varphi$ são fórmulas.

Exemplo 1.2.6.

$$\underbrace{\forall x, y, z \underbrace{\overbrace{(x < y)}^{\text{fórmula}} \rightarrow \overbrace{(x + z < y + z)}^{\text{fórmula}}}_{\text{fórmula}}}_{\text{fórmula}}$$

termo termo

Nota 1.2.7. Nas fórmulas da forma $\forall x \varphi$ (resp. $\exists x \varphi$), dizemos que a fórmula φ é o **alcance do quantificador** \forall (resp. \exists).

Exemplo 1.2.8. Atentemos nas seguintes fórmulas...

- $\forall x (\text{gato}(x) \rightarrow \text{garras}(x))$: o alcance de « \forall » é « $(\text{gato}(x) \rightarrow \text{garras}(x))$ ».
- $(\forall x \exists y x < y) \wedge (a < x)$: o alcance de « \forall » é « $\exists y x < y$ », enquanto que o alcance de « \exists » é « $x < y$ ».
- $\forall x \exists y (x < y \wedge a < x)$: o alcance de « \forall » é « $\exists y (x < y \wedge a < x)$ », enquanto que o alcance de « \exists » é « $x < y \wedge a < x$ ».

Definição 1.2.9. A ocorrência de uma variável numa fórmula diz-se **ligada** se esta estiver dentro do alcance de um quantificador utilizado para essa mesma variável. Por outro lado, a ocorrência de uma variável diz-se **livre** se não for ligada.

Nota 1.2.10. Uma variável numa fórmula φ diz-se livre quando ocorrer pelo menos uma vez livre em φ . Adicionalmente, diremos que φ é **fechada** quando esta não tiver variáveis livres.

Exemplo 1.2.11. No que se segue, gato e garras são símbolos de função unária e a é um símbolo de constante.

- $\forall x (\text{gato}(x) \rightarrow \text{garras}(x))$: a variável x ocorre ligada. Neste caso, a fórmula é fechada.
- $(\forall x \exists y x < y) \wedge (a < x)$: a variável y ocorre ligada e a variável x ocorre livre e ligada. Neste caso, a fórmula não é fechada.
- $\forall x \exists y (x < y \wedge a < x)$: as variáveis x e y ocorrem ligadas. Neste caso, a fórmula é fechada.

Definição 1.2.12. Uma **estrutura** \mathcal{M} para um alfabeto de 1^a ordem consiste num conjunto D (domínio) onde:

- a cada símbolo de constante a , associamos um **elemento** $a^{\mathcal{M}} \in D$;
- a cada símbolo de função f (de aridade n), associamos uma **função** $f^{\mathcal{M}}: D^n \rightarrow D$;
- a cada símbolo de predicado P (de aridade n), associamos um **subconjunto** $P^{\mathcal{M}} \subseteq D^n$.

Definição 1.2.13. Dada uma estrutura \mathcal{M} , uma **valoração** v em \mathcal{M} associará a cada variável x um elemento $v(x) \in D$. Adicionalmente, designamos o par (\mathcal{M}, v) por **interpretação**.

Dada agora uma interpretação (\mathcal{M}, v) de uma linguagem, é comum definirmos (de forma

recursiva - à semelhança da lógica proposicional) a interpretação dos termos:

$$v(f(t_1, \dots, t_n)) = f(v(t_1), \dots, v(t_n)) \in D.$$

Exemplo 1.2.14. Consideremos a linguagem com um símbolo de função binária f e um símbolo de constante a . Para a interpretação (\mathcal{M}, v) , com $D = \mathbb{Z}$ e

$$f^{\mathcal{M}}: D^2 \rightarrow D \text{ tal que } (n, m) \mapsto |n| - |m|, \quad a^{\mathcal{M}} = 0, \quad v(x) = -2 \text{ e } v(y) = 1,$$

temos:

- $v(f(a, x)) = |0| - |-2| = -2$.
- $v(f(f(x, y), a)) = (|-2| - |1|) - |0| = 1$.
- $v(f(f(x, a), f(y, f(x, a)))) = (|-2| - |0|) - (|1| - (|-2| - |0|)) = 1$.

Antes de passarmos ao conceito de validade, e por forma a integrarmos fórmulas com quantificadores, vamos introduzir uma ligeira modificação nas valorações.

Definição 1.2.15. Dada uma valoração v , variáveis x, y e um elemento $a \in D$, $v^{\frac{x}{a}}$ denotará a valoração definida por

$$v^{\frac{x}{a}}(y) = \begin{cases} v(y), & \text{se } y \text{ é diferente de } x, \\ a, & \text{se } y \text{ é igual a } x. \end{cases}$$

Agora sim, temos todas as ferramentas necessárias para definir a validade numa estrutura \mathcal{M} , consoante uma dada valoração.

Definição 1.2.16. Dada uma interpretação (\mathcal{M}, v) de um alfabeto de 1^a ordem, definimos recursivamente o conceito de **validade** de uma fórmula em (\mathcal{M}, v) da seguinte forma:

- $(\mathcal{M}, v) \models t_1 = t_2$ quando $v(t_1) = v(t_2)$;
- $(\mathcal{M}, v) \models P(t_1, \dots, t_n)$ quando $(v(t_1), \dots, v(t_n)) \in P$;
- $(\mathcal{M}, v) \models \top$ e **não** $(\mathcal{M}, v) \models \perp$;
- $(\mathcal{M}, v) \models (\varphi \wedge \psi)$ quando $(\mathcal{M}, v) \models \varphi$ e $(\mathcal{M}, v) \models \psi$;
- $(\mathcal{M}, v) \models (\varphi \vee \psi)$ quando $(\mathcal{M}, v) \models \varphi$ ou $(\mathcal{M}, v) \models \psi$;
- $(\mathcal{M}, v) \models (\varphi \rightarrow \psi)$ quando $(\mathcal{M}, v) \models \varphi$ implicar $(\mathcal{M}, v) \models \psi$;
- $(\mathcal{M}, v) \models \exists x \varphi$ quando, para algum $a \in D$, $(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{a}}) \models \varphi$;
- $(\mathcal{M}, v) \models \forall x \varphi$ quando, para todo o $a \in D$, $(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{a}}) \models \varphi$.

Nota 1.2.17. Dizer que uma dada fórmula φ é **válida** numa interpretação (\mathcal{M}, v) é o mesmo que dizer que (\mathcal{M}, v) é um **modelo** para φ . Usualmente, denotamos esta relação por $(\mathcal{M}, v) \models \varphi$.

Nota 1.2.18. Se uma fórmula φ não tiver variáveis livres, a interpretação destas será inútil na interpretação de φ .

Nota 1.2.19. Nesta nota explicaremos com alguns exemplos o conceito de interpretação de fórmulas na lógica de 1^a ordem.

Para começar, consideremos uma linguagem com apenas um símbolo de constante c . O que significa, por exemplo, a fórmula

$$x = c?$$

É válida? Ora, para poder responder, precisamos de saber o significado de cada uma das componentes da fórmula. Seguramente não temos grandes dúvidas sobre o significado do símbolo «=». Além disso, o símbolo c deve representar algum «valor», mas de que tipo? Para começar, especificamos um «universo de discurso», ou seja, um conjunto. Neste exemplo escolhemos o conjunto $D = \{1, 2, 3\}$, e associamos ao símbolo de constante c o valor $2 \in D$. Assim está explicado o significado de cada símbolo da nossa linguagem, com a exceção das variáveis, e chamamos esta parte da interpretação *estrutura*, denotada por \mathcal{M} . Mas ainda não podemos avaliar a fórmula $x = c$, pois falta de saber a interpretação da variável x . Aqui entra o conceito de *valoração*: uma valoração v associa a cada variável um elemento de D . Formalmente trata-se de uma função

$$v: \{\text{os variáveis}\} \longrightarrow D.$$

No caso do nosso exemplo basta de saber a imagem da variável x . Por exemplo, se consideramos $v(x) = 2$, então a fórmula $x = c$ é válida na interpretação (\mathcal{M}, v) porque $2 = 2$ em D , e escrevemos

$$(\mathcal{M}, v) \models x = c.$$

Claro, se consideramos uma função v com $v(x) = 1$, então a fórmula $x = c$ não é válida nesta interpretação porque $1 \neq 2$ em D , neste caso escrevemos

$$(\mathcal{M}, v) \not\models x = c.$$

Continuamos com uma valoração v com $v(x) = 1$, mas consideremos a seguir a fórmula

$$\exists x x = c.$$

A fórmula é válida? Intuitivamente sim, claramente um tal x «existe», embora este x «não é 1». De facto, neste caso não precisamos de saber *a priori* a interpretação do x porque o quantificador « \exists » altera o estado da variável. Assim, $\exists x x = c$ é válida quando $x = c$ é válida para alguma «modificação» de v em x . Para expressar esta ideia, consideremos a valoração $v^{\frac{x}{a}}$ que interpreta x como a , isto é, $v^{\frac{x}{a}}(x) = a$, e $v^{\frac{x}{a}}$ não altera a interpretação dos outros variáveis. Agora podemos expressar a nossa intuição da forma rigorosa:

$$(\mathcal{M}, v) \models \exists x x = c$$

quando, para algum $a \in D$,

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{a}}) \models x = c.$$

Neste caso consideremos $a = 2$, portanto, $v^{\frac{x}{2}}(x) = 2$, logo

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{2}}) \models x = c$$

e por isso

$$(\mathcal{M}, v) \models \exists x x = c.$$

Para ter um exemplo mais complexo, consideremos a seguir uma linguagem com um símbolo de predicado R de dois argumentos e um símbolo de predicado S de um argumento. Portanto, para poder interpretar fórmulas nesta linguagem, precisamos de indicar o significado destes símbolos, e neste exemplo escolhemos a seguinte estrutura \mathcal{M} :

- o «universo de discurso» é o conjunto $D = \{1, 2, 3\}$,
- a interpretação do símbolo R é o conjunto $R = \{(1, 1), (1, 2), (1, 3), (2, 2), (3, 3), (3, 2)\} \subseteq D^2$,
- a interpretação do símbolo S é o conjunto $S = \{1, 3\} \subseteq D$.

Para não sobrecarregar a notação, utilizamos aqui a mesma designação para os símbolos de predicado e a sua interpretação. Além disso, consideremos uma valoração v com $v(x) = 3$ e $v(y) = 2$. Começamos com dois exemplos simples:

1. a fórmula $R(x, y)$ é válida nesta interpretação porque $(3, 2) \in R$; em símbolos: $(\mathcal{M}, v) \models R(x, y)$.
2. a fórmula $S(y)$ não é válida nesta interpretação porque $v(y) = 2 \notin S$.

Analisamos agora a fórmula

$$\forall y (S(x) \wedge R(x, y)).$$

Por definição, uma fórmula « $\forall y (\dots \text{algo} \dots)$ » é válida nesta interpretação quando « $(\dots \text{algo} \dots)$ » é válida para todas as interpretações de y , não apenas para $v(y) = 2$. Portanto, tendo em conta que $D = \{1, 2, 3\}$, temos de verificar se

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)), \quad (\mathcal{M}, v^{\frac{y}{2}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)), \quad \text{e} \quad (\mathcal{M}, v^{\frac{y}{3}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)).$$

Seguindo a definição, $(\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \models (S(x) \wedge R(x, y))$ precisamente se

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \models S(x) \quad \text{e} \quad (\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \models R(x, y).$$

De facto, $(\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \models S(x)$ porque $v^{\frac{y}{1}}(x) = v(x) = 3 \in S$; no entanto, $(\mathcal{M}, v^{\frac{y}{1}}) \not\models R(x, y)$ porque $(3, 1) \notin R$. Como logo o primeiro caso falha, já não precisamos de verificar os outros dois e podemos afirmar que $\forall y (S(x) \wedge R(x, y))$ não é válida em (\mathcal{M}, v) .

Finalmente, analisamos a fórmula

$$\exists x \forall y (S(x) \wedge R(x, y))$$

na mesma interpretação (\mathcal{M}, v) . Tal como no primeiro exemplo, esta fórmula é válida nesta interpretação se encontramos um $a \in D$ com

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{a}}) \models \forall y (S(x) \wedge R(x, y)).$$

Olhando para a interpretação do S , não parece muito promissor considerar $a = 2$, e olhando para a interpretação de R , parece sensato considerar $a = 1$. Sendo assim, perguntamos se

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{1}}) \models \forall y (S(x) \wedge R(x, y));$$

para responder, temos de analisar se

$$(\mathcal{M}, v^{\frac{x}{1}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)), \quad (\mathcal{M}, v^{\frac{x}{1}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)), \quad \text{e} \quad (\mathcal{M}, v^{\frac{x}{1}}) \models (S(x) \wedge R(x, y)).$$

Mas isto é o caso porque $1 \in S$ e $(1, 1) \in R$, $(1, 2) \in R$ e $(1, 3) \in R$. Tudo dito,

$$(\mathcal{M}, v) \models \exists x \forall y (S(x) \wedge R(x, y)).$$

Como último ponto, observamos que a interpretação de fórmulas é definida *recursivamente*: a validade de uma fórmula depende da validade das suas subfórmulas.

Exemplo 1.2.20. Vamos interpretar os seguintes termos e fórmulas em $D = \mathbb{R}$ (onde os símbolos «comuns» têm o significado usual):

Expressão	Interpretação
$\cos(\pi) + 3$	$2 \in \mathbb{R}$
$3 < 4$	válida
$x < 4$	depende da interpretação de x
$\forall x \ x < 4$	não válida
$\forall y \ y > 4$	não válida
$\forall y \ \exists y \ y < 4$	válida
$\forall x \ ((x < 4) \rightarrow (1 = 0))$	não válida
$\forall x \ \exists y \ x < y$	válida
$\exists x \ \forall y \ x \leq y$	não válida

Exemplo 1.2.21. Um espaço vectorial pode ser considerado como um modelo para as seguintes fórmulas (no alfabeto da teoria dos espaços vectoriais):

1. $\forall u \ \forall v \ u + v = v + u$;
2. $\forall u \ \forall v \ \forall w \ u + (v + w) = (u + v) + w$;
3. $\forall u \ u + 0 = u$;

4. $\forall u \ 0 \cdot u = 0$;
5. $\forall u \ 1 \cdot u = u$;
6. $\forall u \ \alpha \cdot (\beta \cdot u) = (\alpha\beta) \cdot u$;
7. $\forall u \ (\alpha + \beta) \cdot u = (\alpha \cdot u) + (\beta \cdot u)$;
8. $\forall u \forall v \ \alpha \cdot (u + v) = (\alpha \cdot u) + (\alpha \cdot v)$.

À semelhança do que foi feito para a lógica proposicional, vamos agora introduzir os conceitos de tautologia, contingência, equivalência e consequência semântica das fórmulas de 1ª ordem.

Definição 1.2.22. Uma fórmula diz-se:

- uma **tautologia** (ou **fórmula válida**) quando for válida para qualquer interpretação;
- uma **contingência** (ou **fórmula consistente**) se existir uma interpretação para a qual seja válida;
- uma **contradição** (ou **inconsistência**) quando não for uma consistência, ou seja, quando for inválida para qualquer interpretação.

Nota 1.2.23. Dizer que uma fórmula φ é inconsistente é o mesmo que dizer que $\neg\varphi$ é uma tautologia (fórmula válida). Ainda relativamente à validade, é usual escrevermos apenas $\vDash \psi$ quando ψ é uma tautologia.

Definição 1.2.24. Duas fórmulas φ e ψ dizem-se **equivalentes** ($\varphi \equiv \psi$) quando $\varphi \leftrightarrow \psi$ é uma tautologia.

Definição 1.2.25. Uma fórmula ψ diz-se **consequência semântica** (ou **consequência lógica**) das fórmulas $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ quando, para toda a interpretação (\mathcal{M}, v) , se $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ são válidas em (\mathcal{M}, v) , então ψ é válida em (\mathcal{M}, v) . Neste caso, escrevemos $\varphi_1, \dots, \varphi_n \vDash \psi$.

Nota 1.2.26. As regras de dedução «natural» da lógica proposicional admitem uma certa extensão para a lógica de primeira ordem. Tal como na lógica proposicional, e tendo como base estas regras de dedução, conseguimos agora definir $\varphi_1, \dots, \varphi_n \vdash \psi$ e obter

$$\varphi_1, \dots, \varphi_n \vDash \psi \iff \varphi_1, \dots, \varphi_n \vdash \psi.$$

No entanto, nesta secção, vamos ainda considerar o método de resolução, conforme o próximo exemplo.

Forma Normal Prenex

Definição 1.3.2. Uma fórmula da forma $Qx_1 \cdots Qx_n \varphi$, onde φ é uma fórmula sem quantificadores e Q denota « \exists » ou « \forall » diz-se na **forma normal prenex (FNP)**.

Nota 1.3.3. Relativamente a uma fórmula $Qx_1 \cdots Qx_n \varphi$ na FNP, é comum designarmos a parte inicial (« $Qx_1 \cdots Qx_n$ ») por **prefixo** e « φ » por **matriz** da fórmula.

É agora absolutamente legítimo perguntarmos de que forma podemos obter/transformar uma dada fórmula na sua FNP. Essencialmente, devemos aplicar os seguintes pontos:

- Mover as negações (« \neg ») para o interior das fórmulas:

$$\neg \forall x \varphi \equiv \exists x \neg \varphi \quad \text{e} \quad \neg \exists x \varphi \equiv \forall x \neg \varphi;$$

- Mover os quantificadores para o exterior das fórmulas:

$$- (\forall x \varphi) \wedge (\forall x \psi) \equiv \forall x (\varphi \wedge \psi);$$

$$- (\exists x \varphi) \vee (\exists x \psi) \equiv \exists x (\varphi \vee \psi);$$

- supondo que ψ não contém a variável x :

$$(\forall x \varphi) \wedge \psi \equiv \forall x (\varphi \wedge \psi), \quad (\exists x \varphi) \wedge \psi \equiv \exists x (\varphi \wedge \psi),$$

$$(\forall x \varphi) \vee \psi \equiv \forall x (\varphi \vee \psi), \quad (\exists x \varphi) \vee \psi \equiv \exists x (\varphi \vee \psi).$$

Exemplo 1.3.4. Vamos transformar a fórmula $\forall x P(x) \rightarrow \exists x Q(x)$ para a forma normal prenex.

$$\begin{aligned} \forall x P(x) \rightarrow \exists x Q(x) &\equiv \neg(\forall x P(x)) \vee (\exists x Q(x)) \\ &\equiv \exists x \neg P(x) \vee \exists x Q(x) \\ &\equiv \exists x \neg P(x) \vee Q(x). \end{aligned}$$

Exemplo 1.3.5. Vamos transformar a fórmula

$$\forall x \forall y (\exists x (P(x, z) \wedge P(y, z))) \rightarrow (\exists u Q(x, y, u))$$

para a forma normal prenex.

$$\begin{aligned} \forall x \forall y (\exists x (P(x, z) \wedge P(y, z))) \rightarrow (\exists u Q(x, y, u)) \\ &\equiv \forall x \forall y (\neg(\exists x (P(x, z) \wedge P(y, z))) \vee (\exists u Q(x, y, u))) \\ &\equiv \forall x \forall y (\forall z (\neg P(x, z) \vee \neg P(y, z)) \vee (\exists u Q(x, y, u))) \\ &\equiv \forall x \forall y \forall z \exists u (\neg P(x, z) \vee \neg P(y, z) \vee Q(x, y, u)). \end{aligned}$$

No entanto, e embora não pareça, a forma de transformar uma dada fórmula na FNP não é única (devido às possíveis trocas de quantificadores). De facto, o processo pode tomar mais (ou menos) passos consoante a abordagem feita. Veremos tal questão em detalhe no próximo exemplo.

Exemplo 1.3.6. Vamos transformar $(\varphi \vee \exists x \psi) \rightarrow \forall z \rho$ na FNP.

$$\begin{aligned}
 (\varphi \vee \exists x \psi) \rightarrow \forall z \rho &\equiv (\exists x (\varphi \vee \psi)) \rightarrow \forall z \rho \\
 &\equiv \neg(\exists x (\varphi \vee \psi)) \vee \forall z \rho \\
 &\equiv (\forall x \neg(\varphi \vee \psi)) \vee \forall z \rho \\
 &\equiv \forall x (\neg(\varphi \vee \psi) \vee \forall z \rho) \\
 &\equiv \forall x ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \forall z \rho) \\
 &\equiv \forall x (\forall z ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \rho)) \\
 &\equiv \forall x \forall z ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \rho).
 \end{aligned}$$

No entanto, esta não é a única FNP equivalente à fórmula original. Se começarmos por lidar com o conseqüente, ao invés do antecedente, podemos obter

$$\begin{aligned}
 (\varphi \vee \exists x \psi) \rightarrow \forall z \rho &\equiv \forall z ((\varphi \vee \exists x \psi) \rightarrow \rho) \\
 &\equiv \forall z ((\exists x (\varphi \vee \psi)) \rightarrow \rho) \\
 &\equiv \forall z (\forall x ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \rho)) \\
 &\equiv \forall z \forall x ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \rho).
 \end{aligned}$$

Tal acontece dado que a ordem dos dois quantificadores universais com o mesmo alcance não altera o significado/valor de verdade da fórmula em questão.

Forma Normal de Skolem e Eliminação dos Quantificadores « \exists »

Definição 1.3.7. Uma fórmula diz-se na **forma normal de Skolem (FNS)** se for uma FNP, estando a matriz na FNC e sendo o prefixo composto apenas por quantificadores universais (« \forall »).

Nota 1.3.8. Como $\forall x_1 \forall x_2 \cdots \forall x_n (\varphi \wedge \psi) \equiv (\forall x_1 \forall x_2 \cdots \forall x_n \varphi) \wedge (\forall x_1 \forall x_2 \cdots \forall x_n \psi)$, qualquer fórmula na FNS pode escrever-se como uma conjunção de fórmulas na FNS $\forall x_1 \cdots \forall x_n \varphi_i$, onde φ_i é uma \vee -cláusula $L_1 \vee \cdots \vee L_n$.

À primeira vista, a obtenção de uma fórmula na FNS pode parecer um processo excepcionalmente complicado. No entanto, existe um procedimento de transformação relativamente simples... só é necessário que a fórmula esteja inicialmente na FNP:

- no caso $\exists x_1 Q_2 x_2 \cdots Q_n x_n \varphi$:

1. escolhemos um novo símbolo de constante (digamos c);

2. substituímos todas as ocorrências livres de x_1 em $Q_2x_2 \cdots Q_nx_n \varphi$ por c ;
 3. eliminamos $\exists x_1$ do prefixo.
- no caso $\forall x_1 \cdots \forall x_{k-1} \exists x_k Q_{k+1}x_{k+1} \cdots Q_nx_n \varphi$ ($k > 1$):
 1. escolhemos um novo símbolo de função (digamos f) de aridade $k - 1$;
 2. substituímos todas as ocorrências livres de x_k em $Q_{k+1}x_{k+1} \cdots Q_nx_n \varphi$ por $f(x_1, \dots, x_{k-1})$;
 3. eliminamos $\exists x_k$ do prefixo.

Nota 1.3.9. As funções e constantes utilizadas para substituição das variáveis existentes (no procedimento acima) são ditas **funções de Skolem**.

Exemplo 1.3.10. Vamos aplicar o procedimento descrito anteriormente por forma a obter a FNS da fórmula

$$\exists x \forall y \forall z \exists u \forall v \exists w P(x, y, z, u, v, w).$$

Começamos por ver que não existem quantificadores universais à esquerda de $\exists x$; que $\exists u$ sucede a dois quantificadores universais ($\forall y$ e $\forall z$); e que $\exists w$ sucede a três quantificadores universais ($\forall y$, $\forall z$ e $\forall v$). Desta forma, vamos substituir a variável x por uma constante c ; a variável u por uma função binária $f(y, z)$; e a variável w por uma função ternária $g(y, z, v)$. Desta forma, obtemos

$$\forall y \forall z \forall v P(c, y, z, f(y, z), v, g(y, z, v)).$$

Exemplo 1.3.11. Vamos obter a FNS da fórmula

$$\forall x \exists y \exists z ((\neg P(x, y) \wedge Q(x, z)) \vee R(x, y, z)).$$

O primeiro passo será colocar a matriz na FNC:

$$\forall x \exists y \exists z ((\neg P(x, y) \vee R(x, y, z)) \wedge (Q(x, z) \vee R(x, y, z))).$$

Agora, e dado que $\exists y$ e $\exists z$ sucedem a $\forall x$, resta-nos apenas substituir as variáveis existenciais y e z por funções unárias $f(x)$ e $g(x)$. Desta forma, obtemos

$$\forall x ((\neg P(x, f(x)) \vee R(x, f(x), g(x))) \wedge (Q(x, g(x)) \vee R(x, f(x), g(x)))).$$

Um conjunto de \vee -cláusulas Σ pode ser visto como a conjunção de todos os elementos de Σ , onde qualquer variável é considerada como sendo «governada» por um quantificador universal. Dada esta situação, qualquer FNS pode ser simplesmente vista como um conjunto de cláusulas. A FNS do Exemplo 1.3.11 pode ser representada pelo conjunto

$$\Sigma = \{\neg P(x, f(x)) \vee R(x, f(x), g(x)), Q(x, g(x)) \vee R(x, f(x), g(x))\}.$$

Tendo o acima em conta, podemos eliminar quantificadores existenciais das fórmulas na FNP, sem afectar a propriedade de inconsistência. Tal será evidenciado no próximo resultado.

Teorema 1.3.12. *Seja Σ o conjunto das cláusulas que representam a FNS da fórmula ξ . Então, ξ é inconsistente se e só se Σ é inconsistente.*

Demonstração. Sem perda de generalidade, podemos assumir que ξ está na FNP, i.e., que $\xi = Qx_1 \cdots Qx_n \varphi[x_1, \dots, x_n]$ (utilizamos esta notação para vincar que a matriz de ξ contém as variáveis x_1, \dots, x_n). Vamos considerar Q_r o primeiro quantificador existencial presente em ξ e, além disso, vamos tomar a fórmula

$$\xi_* = \forall x_1 \cdots \forall x_{r-1} Q_{r+1}x_{r+1} \cdots Q_n x_n \varphi[x_1, \dots, x_{r-1}, f(x_1, \dots, x_{r-1}), x_{r+1}, \dots, x_n],$$

onde f é uma função de Skolem correspondente a x_r (para $1 \leq r \leq n$). O nosso objectivo será mostrar que ξ é inconsistente se e só se ξ_* for inconsistente.

(\Rightarrow) Suponhamos que ξ é inconsistente. Se ξ_* for consistente, sabemos que existe uma interpretação (\mathcal{M}, v) tal que $(\mathcal{M}, v) \models \xi_*$. Tal diz-nos que, para todos os x_1, \dots, x_{r-1} , existirá pelo menos um elemento (que será $f(x_1, \dots, x_{r-1})$) de tal forma que

$$Q_{r+1}x_{r+1} \cdots Q_n x_n \varphi[x_1, \dots, x_{r-1}, f(x_1, \dots, x_{r-1}), x_{r+1}, \dots, x_n]$$

seja válida em (\mathcal{M}, v) . Assim, ξ será válida em (\mathcal{M}, v) , o que contradiz o assumido previamente. Desta forma, garantimos a inconsistência de ξ_* .

(\Leftarrow) Suponhamos agora que ξ_* é inconsistente. Se ξ for consistente, então haverá uma interpretação (\mathcal{M}, v) , sobre um domínio D , de tal forma que $(\mathcal{M}, v) \models \xi$. Tal diz-nos que, para todos os x_1, \dots, x_{r-1} , existirá um elemento x_r de forma a que

$$Q_{r+1}x_{r+1} \cdots Q_n x_n \varphi[x_1, \dots, x_{r-1}, x_r, x_{r+1}, \dots, x_n]$$

seja válida em (\mathcal{M}, v) . Podemos agora estender a interpretação de forma a incluir uma função f tal que $f(x_1, \dots, x_{r-1}) = x_r$, para todos os $x_1, \dots, x_{r-1} \in D$. Denotemos essa extensão por (\mathcal{M}, v') . Claramente,

$$(\mathcal{M}, v') \models Q_{r+1}x_{r+1} \cdots Q_n x_n \varphi[x_1, \dots, x_{r-1}, f(x_1, \dots, x_{r-1}), x_{r+1}, \dots, x_n],$$

ou seja, $(\mathcal{M}, v') \models \xi_*$, o que contradiz o assumido previamente. Desta forma, ξ terá de ser inconsistente.

Assumamos agora que existem, inicialmente, m quantificadores existenciais em ξ , e façamos $\xi_0 = \xi$. Vamos obter ξ_k a partir de ξ_{k-1} ao substituir o primeiro quantificador existencial de ξ_{k-1} por uma função de Skolem, para $k = 1, \dots, m$. Claramente, $\Sigma = \xi_m$ e, pelos mesmos argumentos, conseguimos mostrar que ξ_{k-1} é inconsistente se e só se ξ_k for inconsistente. Assim, concluímos o pretendido. \blacklozenge

1.4 Unificação

Para facilitar a compreensão do que se segue, denotamos o conjunto das variáveis por Vars e o conjunto dos termos da lógica de 1ª ordem por Term . Por definição, $\text{Vars} \subseteq \text{Term}$, assim temos a função de inclusão $\text{Vars} \hookrightarrow \text{Term}$.

Substituições

Definição 1.4.1. Uma **substituição** é uma função $\sigma: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$.

Nota 1.4.2. Se o conjunto $\{p \in \text{Vars} \mid \sigma(p) \neq p\} = \{p_1, \dots, p_n\}$ dos pontos não fixos relativos a uma substituição σ for finito, podemos descrever σ indicando apenas as substituições «relevantes»: $\{t_1/p_1, \dots, t_n/p_n\}$, sendo $t_i = \sigma(p_i)$.

Nota 1.4.3. Em particular, a inclusão $\text{Vars} \rightarrow \text{Term}$ dos variáveis nos termos é uma substituição, denotado por ε . Tendo em conta que $\varepsilon(p) = p$ para cada variável, tem-se

$$\{p \in \text{Vars} \mid \varepsilon(p) \neq p\} = \emptyset.$$

Por estas razões designamos esta substituição por **substituição vazia** (ε «não altere nada») ou **substituição identidade** (ε substitui os variáveis «identicamente»).

Exemplo 1.4.4. Consideremos a substituição $\sigma = \{f(z)/x, A/y\}$. Explicitamente, a substituição

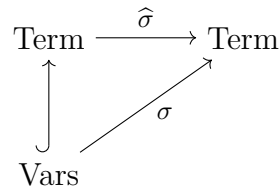
$$\sigma: \text{Vars} \longrightarrow \text{Term}$$

$$p \longmapsto \begin{cases} f(z), & \text{se a variável } v \text{ é } x, \\ A, & \text{se a variável } v \text{ é } y, \\ p, & \text{noutros casos.} \end{cases}$$

No entanto, é possível estendermos as substituições em geral para funções entre termos. Em particular, a substituição $\sigma: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$ induz a função $\hat{\sigma}: \text{Term} \rightarrow \text{Term}$, definida de forma recursiva:

- $\hat{\sigma}(p) = \sigma(p)$, para cada variável p ;
- $\hat{\sigma}(c) = c$, para cada símbolo de constante c ;
- $\hat{\sigma}(f(t_1, \dots, t_n)) = f(\hat{\sigma}(t_1), \dots, \hat{\sigma}(t_n))$, para cada símbolo de função f com aridade n e termos t_1, \dots, t_n .

Desta forma, obtemos o seguinte diagrama:



Nota 1.4.5. Consideremos a substituição vazia ε . Observamos logo que $\hat{\varepsilon}: \text{Term} \rightarrow \text{Term}$ é a função identidade em Term . Além disso, para cada substituição σ , $\hat{\sigma} \circ \varepsilon = \sigma$ e, sendo θ também uma substituição,

$$\sigma = \theta \iff \hat{\sigma} = \hat{\theta}.$$

Felizmente, as extensões não se ficam por aqui! Dada $\sigma: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$ e uma fórmula E (sem quantificadores), denotaremos por $E\sigma$ a fórmula obtida por aplicação de $\hat{\sigma}$ a todos os termos de E . Assim sendo, para um conjunto $\mathcal{E} = \{E_1, \dots, E_n\}$ de fórmulas (sem quantificadores), conseguimos definir $\mathcal{E}\sigma = \{E\sigma \mid E \in \mathcal{E}\}$.

Exemplo 1.4.6. Consideremos o termo $t = s(x, f(y, u), h(x, z))$ e a substituição

$$\theta = \{f(x, z)/x, g(y, f(x, y))/y, h(x, y)/z, v/u\}.$$

Se aplicarmos $\hat{\theta}$ a t , obtemos:

$$\begin{aligned}
 \hat{\theta}(t) &= \hat{\theta}(s(x, f(y, u), h(x, z))) \\
 &= s(\hat{\theta}(x), \hat{\theta}(f(y, u)), \hat{\theta}(h(x, z))) \\
 &= s(\theta(x), f(\theta(y), \theta(u)), h(\theta(x), \theta(z))) \\
 &= s(f(x, z), f(g(y, f(x, y)), v), h(f(x, z), h(x, y))).
 \end{aligned}$$

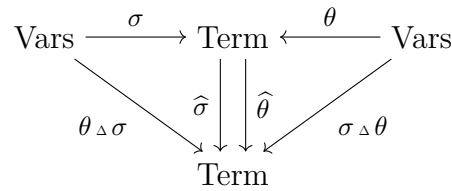
Exemplo 1.4.7. Vamos considerar as fórmulas $E_1 = F(x, y, g(z))$ e $E_2 = P(h(x), z, f(y))$ e a substituição $\theta = \{a/x, f(b)/y, c/z\}$. Então,

$$\begin{aligned}
 E_1\theta &= F(\hat{\theta}(x), \hat{\theta}(y), \hat{\theta}(g(z))) = F(\theta(x), \theta(y), g(\theta(z))) \\
 &= F(a, f(b), c).
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 E_2\theta &= P(\hat{\theta}(h(x)), \hat{\theta}(y), \hat{\theta}(f(z))) = P(h(\theta(x)), \theta(z), f(\theta(y))) \\
 &= P(h(a), c, f(f(b))).
 \end{aligned}$$

Definição 1.4.8. Consideremos duas substituições $\sigma, \theta: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$. Então, a **composta** de θ após σ é a função $\theta \triangle \sigma = \hat{\theta} \circ \sigma$.

De acordo com esta definição, e dadas $\sigma, \theta: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$, a sua composição pode descrever-se pelo seguinte diagrama.



Nota 1.4.9. Para cada expressão (termo ou fórmula) E , $E(\theta_{\Delta\sigma}) = (E\sigma)\theta$.

Sejam $\theta = \{\theta(p_1)/p_1, \dots, \theta(p_k)/p_k\}$ e $\sigma = \{\sigma(q_1)/q_1, \dots, \sigma(q_j)/q_j\}$ substituições. Sendo

$$\{p_1, \dots, p_k\} \cup \{q_1, \dots, q_j\} = \{x_1, \dots, x_n\},$$

a composta $\theta_{\Delta\sigma}$ de θ com σ é a substituição dada por

$$\{\hat{\theta}(\sigma(x_1))/x_1, \dots, \hat{\theta}(\sigma(x_n))/x_n\},$$

tendo em conta que, para cada $i = 1, \dots, n$, se $x_i \notin \{q_1, \dots, q_j\}$, então $\sigma(x_i) = x_i$.

Exemplo 1.4.10. Sejam $\theta = \{f(y)/x, z/y, x/u\}$ e $\sigma = \{a/x, g(x)/y, y/z\}$. Então,

$$\begin{aligned}
\theta_{\Delta\sigma} &= \hat{\theta} \circ \sigma = \{\hat{\theta}(\sigma(x))/x, \hat{\theta}(\sigma(y))/y, \hat{\theta}(\sigma(z))/z, \hat{\theta}(\sigma(u))/u\} \\
&= \{\hat{\theta}(a)/x, \hat{\theta}(g(x))/y, \hat{\theta}(y)/z, \hat{\theta}(u)/u\} \\
&= \{a/x, g(\theta(x))/y, \theta(y)/z, x/u\} \\
&= \{a/x, g(f(y))/y, z/z, x/u\} \\
&= \{a/x, g(f(y))/y, x/u\}.
\end{aligned}$$

Apenas para comparação, vamos ainda calcular $\sigma_{\Delta\theta}$.

$$\begin{aligned}
\sigma_{\Delta\theta} &= \hat{\sigma} \circ \theta = \{\hat{\sigma}(\theta(x))/x, \hat{\sigma}(\theta(y))/y, \hat{\sigma}(\theta(z))/z, \hat{\sigma}(\theta(u))/u\} \\
&= \{\hat{\sigma}(f(y))/x, \hat{\sigma}(z)/y, \hat{\sigma}(z)/z, \hat{\sigma}(x)/u\} \\
&= \{f(\sigma(y))/x, \sigma(z)/y, \sigma(z)/z, \sigma(x)/u\} \\
&= \{f(g(x))/x, y/y, y/z, a/u\} \\
&= \{f(g(x))/x, y/z, a/u\}.
\end{aligned}$$

Exemplo 1.4.11. No que se segue, queremos *unificar* expressões (termos, fórmulas). Por exemplo, considerando as expressões $E_1 = x$ e $E_2 = y$, as seguintes substituições unificam estes termos:

Substituição	x	y
$\{y/x\}$	y	y
$\{x/y\}$	x	x
$\{f(f(a))/x, f(f(a))/y\}$	$f(f(a))$	$f(f(a))$

Rapidamente podemos ver que

$$\begin{aligned} \{f(f(a))/x, f(f(a))/y\} &= \{f(f(a))/y\} \Delta \{y/x\} \\ &= \{f(f(a))/x\} \Delta \{x/y\}. \end{aligned}$$

Lema 1.4.12. *Dada substituições $\theta, \sigma: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$, então*

$$\widehat{\theta \Delta \sigma} = \widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma}$$

Demonstração. Consideremos a substituição $\tau = \theta \Delta \sigma$ e um termo arbitrário t .

1. Se $t = c$ é um símbolo de constante, então, de acordo com a definição de extensão de uma substituição, $\widehat{\tau}(c) = c$ e $(\widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma})(c) = \widehat{\theta}(\widehat{\sigma}(c)) = \widehat{\theta}(c) = c$;
2. Se $t = x$ é uma variável, segue que $\widehat{\tau}(x) = \tau(x) = (\theta \Delta \sigma)(x) = (\widehat{\theta} \circ \sigma)(x) = \widehat{\theta}(\sigma(x))$ e que $(\widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma})(x) = \widehat{\theta}(\widehat{\sigma}(x)) = \widehat{\theta}(\sigma(x))$ (notemos que sendo $t \in \text{Vars}$, $\tau(t) = \widehat{\tau}(t)$);
3. Suponhamos que $t = f(t_1, \dots, t_n)$. Então, $\widehat{\tau}(f(t_1, \dots, t_n)) = f(\widehat{\tau}(t_1), \dots, \widehat{\tau}(t_n))$. Nessas condições, para todo o $i \in \{1, \dots, n\}$, se t_i é um símbolo de constante ou uma variável, então, por 1 e 2, $\widehat{\tau}(t_i) = (\widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma})(t_i)$, caso contrário, t_i volta a ser da forma $t_i = f_i(t_{i_1}, \dots, t_{i_n})$ e o processo repete-se (ou seja, $\widehat{\tau}(t_i) = f_i(\widehat{\tau}(t_{i_1}), \dots, \widehat{\tau}(t_{i_n}))$) até que se obtenham símbolos de constantes ou variáveis. Em qualquer dos casos vem que $\widehat{\tau}(t) = (\widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma})(t)$. ◆

Teorema 1.4.13. *Consideremos S como o conjunto de todas as substituições. Então, a estrutura $\langle S, \Delta, \varepsilon \rangle$ é um monóide, isto é, a composição de substituições é associativa e a substituição vazia ε é neutro para esta operação.*

Demonstração. Relativamente à associatividade de Δ , admitamos três substituições arbitárias θ, σ, λ . Tendo em conta a Nota 1.4.5 e o Lema 1.4.12:

$$\begin{aligned} \widehat{(\theta \Delta \sigma) \Delta \lambda} &= \widehat{(\theta \Delta \sigma)} \circ \widehat{\lambda} \\ &= (\widehat{\theta} \circ \widehat{\sigma}) \circ \widehat{\lambda} \\ &= \widehat{\theta} \circ (\widehat{\sigma} \circ \widehat{\lambda}) \\ &= \widehat{\theta} \circ \widehat{(\sigma \Delta \lambda)} \\ &= \widehat{\theta \Delta (\sigma \Delta \lambda)}. \end{aligned}$$

Além disso,

$$\theta \Delta \varepsilon = \widehat{\theta} \circ \varepsilon = \theta \quad \text{e} \quad \varepsilon \Delta \theta = \widehat{\varepsilon} \circ \theta = \theta. \quad \text{◆}$$

Unificadores

Definição 1.4.14. Consideremos $\mathcal{E} = \{E_1, \dots, E_n\}$ um conjunto de expressões (termos, fórmulas). Uma substituição $\sigma: \text{Vars} \rightarrow \text{Term}$ diz-se um **unificador** de \mathcal{E} quando, para todas as expressões $E_1, \dots, E_n \in \mathcal{E}$, se tiver $E_1\sigma = \dots = E_n\sigma$.

Adicionalmente, dizemos que o conjunto \mathcal{E} de expressões é **unificável** quando existir um tal unificador.

Começamos por indicar alguns exemplos simples.

Exemplo 1.4.15. • $\mathcal{E} = \{Q(x), Q(a)\}$ é unificável, com $\sigma = \{a/x\}$;

- $\mathcal{E} = \{R(x, y), Q(z)\}$ não é unificável;
- $\mathcal{E} = \{f(x), f(f(z))\}$ é unificável, com $\sigma = \{f(z)/x\}$;
- $\mathcal{E} = \{f(x), f(f(x))\}$ não é unificável;
- $\mathcal{E} = \{Q(a, y), Q(x, f(b))\}$ é unificável, com $\sigma = \{a/x, f(b)/y\}$.

Definição 1.4.16. Seja \mathcal{E} um conjunto de expressões. Um unificador σ de \mathcal{E} é dito **unificador mais geral (u.m.g.)** de \mathcal{E} quando, para cada unificador θ de \mathcal{E} , existir uma substituição λ tal que

$$\theta = \lambda \Delta \sigma,$$

ou seja, que cada unificador de \mathcal{E} se pode descrever como a composição de uma substituição com o unificador mais geral.

Encontrar o u.m.g para um conjunto de expressões \mathcal{E} relativamente reduzido não é tarefa complicada. No entanto, quando \mathcal{E} é suficientemente grande (finito), podemos ter um grande problema em mãos. É em tais situações que devemos aplicar o algoritmo de Robinson (1965). A ideia base consiste em, dado um conjunto de expressões, detectar se estas são ou não idênticas e, no caso de não serem, determinar aquilo em que diferem para posteriormente se tentar a unificação.

Definição 1.4.17. O **conjunto das diferenças**, \mathcal{D} , de um conjunto de expressões não vazio, \mathcal{E} , obtém-se determinando o primeiro símbolo (a contar da esquerda), no qual nem todas as expressões de \mathcal{E} têm exactamente os mesmos símbolos, extraindo a sub-expressão que começa com o símbolo em causa e ocupa essa posição.

Exemplo 1.4.18. Consideremos o seguinte conjunto de expressões não idênticas $\mathcal{E} = \{P(a), P(x)\}$, com a um símbolo de constante e x uma variável. Facilmente reconhecemos que estas diferem no facto de a ocorrer na primeira expressão e x ocorrer na segunda. De modo a procedermos à respectiva unificação, teremos de encontrar o conjunto das diferenças; neste caso $\mathcal{D} = \{a, x\}$.

No entanto, porque $x \in \text{Vars}$, esta poderá ser substituída por a e, conseqüentemente, as diferenças acabam. Neste caso, o u.m.g. de \mathcal{E} será $\{a/x\}$.

Apresentamos então, de forma altamente resumida, o algoritmo de unificação para um conjunto de expressões \mathcal{E} .

Algoritmo: Determinação do u.m.g. de um conjunto \mathcal{E} (Robinson, 1965).

Entrada: conjunto (finito) de expressões $\mathcal{E} = \{E_1, \dots, E_n\}$;

Resultado: u.m.g. σ_k de \mathcal{E} (caso exista);

1 $k = 0$, $\mathcal{E}_0 = \mathcal{E}$ e $\sigma_0 = \varepsilon$;

2 **repetir até retornar algo**

3 **se** $|\mathcal{E}_k| = 1$ **então**

4 **retorna** σ_k ;

5 **fim**

6 determinar o conjunto $\mathcal{D}_k = \{D_1, \dots\}$ das diferenças de \mathcal{E}_k ;

7 **se** existir $p \in \text{Vars}$ e $t \in \text{Term}$ tal que $\{p, t\} \subseteq \mathcal{D}_k$ e p não ocorra em t

então

8 $\sigma_{k+1} = (t/p) \Delta \sigma_k$;

9 $\mathcal{E}_{k+1} = \mathcal{E}_k(t/p)$;

10 $k = k + 1$;

11 **senão**

12 **retorna** « \mathcal{E} não é unificável»;

13 **fim**

Exemplo 1.4.19. Vamos considerar $\mathcal{E} = \{P(y, z), P(x, h(y)), P(a, h(a))\}$, onde x, y, z são variáveis, a é um símbolo de constante, h é um símbolo de função unária e P é um símbolo de predicado binário. Apliquemos então o algoritmo de Robinson para encontrar (caso exista) um u.m.g. para \mathcal{E} .

0. $\mathcal{D}_0 = \{y, x, a\}$, portanto $\sigma_1 = (x/y) \Delta \varepsilon = \{x/y\}$, e ficamos com

$$\mathcal{E}_1 = \mathcal{E}\sigma_1 = \{P(x, z), P(x, h(x)), P(a, h(a))\}.$$

1. $\mathcal{D}_1 = \{x, a\}$, portanto $\sigma_2 = \{a/x\} \Delta \sigma_1 = \{a/x, a/y\}$, obtendo posteriormente

$$\mathcal{E}_2 = \mathcal{E}_1\sigma_2 = \{P(a, z), P(a, h(a)), P(a, h(a))\}.$$

2. $\mathcal{D}_2 = \{z, h(a)\}$, portanto $\sigma_3 = \{h(a)/z\} \Delta \sigma_2 = \{h(a)/z, a/x, a/y\}$, chegando entretanto a

$$\mathcal{E}_3 = \mathcal{E}_2\sigma_3 = \{P(a, h(a)), P(a, h(a)), P(a, h(a))\} = \{P(a, h(a))\}.$$

Na próxima iteração, o algoritmo terminará ($|\mathcal{E}_3| = 1$).

Exemplo 1.4.20. Consideremos $\mathcal{E} = \{P(h(x), z), P(x, h(y)), P(a, h(a))\}$, onde x, y, z são variáveis, a é um símbolo de constante, h é um símbolo de função unária e P é um símbolo de predicado binário. Vamos aplicar o alg. de Robinson para encontrar (caso exista) um u.m.g. para \mathcal{E} .

0. $\mathcal{D}_0 = \{h(x), x, a\}$, portanto $\sigma_1 = \{a/x\}$ e ficamos com

$$\mathcal{E}_1 = \mathcal{E}\sigma_1 = \{P(h(a), z), P(a, h(y)), P(a, h(a))\}.$$

1. $\mathcal{D}_1 = \{h(x), a\}$. Como não existem variáveis em \mathcal{D}_1 , o algoritmo termina no passo 12 ao retorna « \mathcal{E} não é unificável».

Exemplo 1.4.21. Consideremos $\mathcal{E} = \{P(h(x), z), P(x, h(y)), P(x, h(a))\}$, onde x, y, z são variáveis, a é um símbolo de constante, h é um símbolo de função unária e P é um símbolo de predicado binário. Vamos aplicar o alg. de Robinson para encontrar (caso exista) um u.m.g. para \mathcal{E} .

0. $\mathcal{D}_0 = \{h(x), x, x\} = \{h(x), x\}$. Como a única variável em \mathcal{D}_0 é x e esta ocorre em $h(x)$, o algoritmo termina no passo 12 ao retorna « \mathcal{E} não é unificável».

Teorema 1.4.22 (Unificação). *Seja \mathcal{E} um conjunto finito de expressões unificáveis. Então, o algoritmo de determinação terminará no passo 4, sendo σ_k o u.m.g de \mathcal{E} .*

Demonstração. Uma vez que \mathcal{E} é unificável, consideremos um seu qualquer unificador θ . O nosso objectivo será fazer indução em k para mostrar que existe uma substituição λ_k tal que $\theta = \lambda_k \Delta \sigma_k$.

Como passo de base ($k = 0$) temos que $\theta = \lambda_0 \Delta \sigma_0 = \lambda_0$ (uma vez que $\sigma_0 = \varepsilon$).

Admitamos agora como hipótese de indução que $\theta = \lambda_k \Delta \sigma_k$, para $0 \leq k \leq n$:

- se $|\mathcal{E}\sigma_k| = 1$, então o algoritmo termina no passo 4 e, dado que $\theta = \lambda_n \Delta \sigma_n$, σ_n será um u.m.g. para \mathcal{E} ;
- caso $|\mathcal{E}\sigma_n| \neq 1$, o algoritmo encontrará o conjunto das diferenças \mathcal{D}_n de $\mathcal{E}\sigma_n$. Porque $\theta = \lambda_n \Delta \sigma_n$ é um unificador de \mathcal{E} , λ_n deverá unificar \mathcal{D}_n . Contudo, como \mathcal{D}_n é o conjunto das diferenças, deverá ter uma variável, digamos, p_n . Seja então t_n um qualquer outro elemento em \mathcal{D}_n diferente de p_n . Como λ_n unifica \mathcal{D}_n , $\lambda_n(p_n) = \lambda_n(t_n)$. Agora, se p_n ocorrer em t_n , então $\lambda_n(p_n)$ ocorre em $\lambda_n(t_n)$. No entanto, esta situação é impossível, uma vez que p_n e t_n são distintos e $\lambda_n(p_n) = \lambda_n(t_n)$. Desta forma, p_n não ocorre em t_n . Por consequência, o algoritmo de unificação não chegará passo 12, mas seguirá os passos 7 – 10 para redefinir $\sigma_{n+1} = (t_n/p_n) \Delta \sigma_n$. Seja agora $\lambda_{n+1} = \lambda_n \setminus \{\lambda_n(t_n)/p_n\}$. Então, como p_n não ocorre em t_n , $\lambda_{n+1}(t_n) =$

$\lambda_n \setminus \{\lambda_n(t_n)/p_n\}(t_n) = \lambda_n(t_n)$. Portanto, teremos

$$\begin{aligned} \lambda_{n+1} \Delta \{t_n/p_n\} &= \lambda_{n+1} \cup \{\lambda_{n+1}(t_n)/p_n\} \\ &= \lambda_{n+1} \cup \{\lambda_n(t_n)/p_n\} \\ &= (\lambda_n \setminus \{\lambda_n(t_n)/p_n\}) \cup \{\lambda_n(t_n)/p_n\} \\ &= \lambda_n. \end{aligned}$$

Desta forma, $\lambda_n = \lambda_{n+1} \Delta \{t_n/p_n\}$, pelo que

$$\theta = \lambda_n \Delta \sigma_n = \lambda_{n+1} \Delta \{t_n/p_n\} \Delta \sigma_n = \lambda_{n+1} \Delta \sigma_{n+1},$$

e podemos concluir que, para todo o $k \geq 0$, existirá uma substituição λ_k tal que $\theta = \lambda_k \Delta \sigma_k$.

Uma vez que o algoritmo de unificação deverá terminar (dado que o conjunto \mathcal{E} é finito), e que tal não acontecerá no passo 12, terá de acontecer no passo 4 (retornando σ_k , o u.m.g. de \mathcal{E}). \blacklozenge

1.5 Método da Resolução de Robinson

Tendo introduzido o algoritmo de unificação na última secção, podemos agora considerar o Princípio da Resolução para a Lógica de 1ª Ordem.

Daqui em diante (e até ao final desta secção), vamos apenas considerar linguagens sem o símbolo «=». Além disso, vamos assumir que o domínio de interpretação em causa é não vazio.

Definição 1.5.1. Se literais φ e ψ de uma cláusula $C = \varphi \vee \psi \vee \theta \vee \dots$ admitirem um u.m.g. σ , então $(\psi \vee \theta \vee \dots)\sigma$ será dito um **factor** de C .

Exemplo 1.5.2. Consideremos a cláusula $C = P(x) \vee P(f(y)) \vee \neg Q(x)$, onde x, y são variáveis, f é um símbolo de função unária e P, Q são símbolos de predicado unários. Rapidamente conseguimos ver que existe u.m.g. para $\mathcal{E} = \{P(x), P(f(y))\}$, dada por $\sigma = \{f(y)/x\}$. Desta forma, $(P(f(y)) \vee \neg Q(x))\sigma = P(f(y)) \vee \neg Q(f(y))$ é um factor de C .

Definição 1.5.3. Sejam $C_1 = \neg\psi \vee \theta \vee \dots$ e $C_2 = \varphi \vee \gamma \vee \dots$ cláusulas sem variáveis em comum. Se ψ e φ admitirem um u.m.g. σ , então a cláusula

$$(\theta \vee \dots \vee \gamma \vee \dots)\sigma$$

é dita uma **resolvente binária** de C_1 e C_2 .

Exemplo 1.5.4. Consideremos $C_1 = P(x) \vee Q(x)$ e $C_2 = \neg P(a) \vee R(x)$, onde x é uma variável, a um símbolo de constante e P, Q, R são símbolos de predicado unários. Dado que x aparece em C_1 e C_2 , vamos renomeá-la em C_2 , ficando com $C_2 = \neg P(a) \vee R(y)$. De facto, $P(x)$ e $P(a)$ admitirão um u.m.g. $\sigma = \{a/x\}$, logo,

$$(Q(x) \vee R(y))\sigma = Q(a) \vee R(y)$$

será a resolvente binária de C_1 e C_2 .

Definição 1.5.5. Uma **resolvente** de duas cláusulas C_1 e C_2 é uma resolvente binária de (um factor de) C_1 e de (um factor de) C_2 .

Exemplo 1.5.6. Consideremos duas cláusulas $C_1 = P(x) \vee P(f(y)) \vee R(g(y))$ e $C_2 = \neg P(f(g(a))) \vee Q(b)$, onde x, y são variáveis, a é um símbolo de constante, f e g são símbolos de função unárias e P, Q, R são símbolos de predicado unários.

- $P(f(y)) \vee R(g(y))$ é um factor de C_1 ;
- $R(g(g(a))) \vee Q(b)$ é uma resolvente binária de um factor de C_1 e C_2 ;
- $R(g(g(a))) \vee Q(b)$ é uma resolvente de C_1 e C_2 .

Simbolicamente, as regras que vamos utilizar são dadas consoante os seguintes esquemas dedutivos:

$$\frac{\neg\psi \vee \theta \quad \varphi \vee \gamma}{(\theta \vee \gamma) \text{ u.m.g.}(\varphi, \psi)} \text{ (BR)} \quad \text{e} \quad \frac{\varphi \vee \psi \vee \theta}{(\varphi \vee \theta) \text{ u.m.g.}(\varphi, \psi)} \text{ (Fator)}$$

Na regra (BR) suponha-se que $\neg\psi \vee \theta$ e $\varphi \vee \gamma$ não têm variáveis em comum.

Nota 1.5.7. Recordemos que verificar $\Gamma \models \psi$, é o mesmo que mostrar que $\Gamma \cup \{\neg\psi\}$ é inconsistente. Uma vez mais, este processo passa por: transformar todas as fórmulas na FNS, «ignorar» os quantificadores \forall (já que não existem outros e todas as variáveis são quantificadas), renomear as variáveis em cada cláusula por forma a torná-las distintas e aplicar sucessivamente as duas regras acima (BR e Fator), até obtermos uma contradição (se for possível).

Exemplo 1.5.8 (Carroll (1896)). Vamos considerar o seguinte conjunto de constatações e tentar justificar a consequência, por aplicação do Método de Resolução.

- Ninguém que realmente aprecia Beethoven falha de manter o silêncio durante a sonata *Mondschein* (ao Luar);
- Os porquinhos-da-índia são completamente ignorantes no que diz respeito à música;

- Ninguém que é completamente ignorante no que diz respeito à música consegue manter silêncio durante a sonata *Mondschein* (ao Luar);
- Portanto, os porquinhos-da-índia nunca realmente apreciam Beethoven.

O primeiro passo será tentar traduzir estas ideias (na língua portuguesa) para uma linguagem de 1ª ordem. Vamos então denotar

- $B(x)$: x aprecia Beethoven,
 $S(x)$: x mantém o silêncio durante a sonata *Mondschein*,
 $I(x)$: x é completamente ignorante no que diz respeito à música,
 $P(x)$: x é um porquinho-da-índia.

A partir daqui, conseguimos obter:

- $\neg\exists x (B(x) \wedge \neg S(x))$;
- $\forall x (P(x) \rightarrow I(x))$;
- $\neg\exists x (I(x) \wedge S(x))$;
- $\forall x (P(x) \rightarrow \neg B(x)) \rightsquigarrow \exists x (P(x) \wedge B(x))$ (negação).

O nosso próximo passo passará por transformar cada uma das fórmulas acima na sua FNS. Desta forma,

- $\neg\exists x (B(x) \wedge \neg S(x)) \equiv \forall x (\neg B(x) \vee S(x))$;
- $\forall x (P(x) \rightarrow I(x)) \equiv \forall x (\neg P(x) \vee I(x))$;
- $\neg\exists x (I(x) \wedge S(x)) \equiv \forall x (\neg I(x) \vee \neg S(x))$;
- $\exists x (P(x) \wedge B(x)) \rightsquigarrow P(c) \wedge B(c)$

Desta feita, vamos considerar as seguintes fórmulas

$$\neg B(x) \vee S(x), \quad \neg P(y) \vee I(y), \quad \neg I(z) \vee \neg S(z), \quad P(c), \quad B(c),$$

e tentar, a partir delas, a dedução de \perp ...

		BR(1,2)		BR(3,4)		BR(5,6)			
		↓		↓		↓			
$P(c)$	$\neg P(y) \vee I(y)$	$I(c)$	$\neg I(z) \vee \neg S(z)$	$\neg S(c)$	$\neg B(x) \vee S(x)$	$\neg B(c)$	$B(c)$	\perp	
1	2	3	4	5	6	7	8	9	

Exemplo 1.5.9 (Chang e Lee (1973)). Embora pareça uma questão geométrica muito simples de comprovar, vamos mostrar que os ângulos internos formados pela diagonal de um

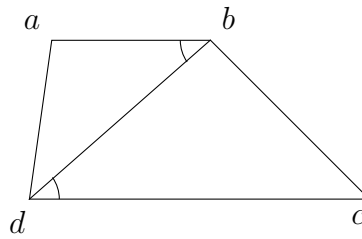
trapézio são iguais. O primeiro passo será axiomatizar o resultado de forma conveniente.

Seja $T(x, y, z, w)$ um trapézio cujo vértice superior esquerdo é x , o vértice superior direito é y , o vértice inferior direito é z e o vértice inferior esquerdo é w ; seja $P(x, y, z, w)$ o predicado que nos diz que as linha que une o segmento xy é paralela à linha que une o segmento zw ; e $E(x, y, u, z, w, v)$ o predicado que nos diz que o ângulo xyu é igual ao ângulo zvw . Conseguimos então encontrar os seguintes axiomas:

$$A_1 = \forall x \forall y \forall z \forall w (T(x, y, z, w) \rightarrow P(x, y, z, w)),$$

$$A_2 = \forall x \forall y \forall z \forall w (P(x, y, z, w) \rightarrow E(x, y, u, z, w, v)),$$

$$A_3 = T(a, b, c, d).$$



A partir destes axiomas, deveremos estar em condições de concluir que $E(x, y, u, z, w, v)$ é verdadeiro, ou seja, que $A_1 \wedge A_2 \wedge A_3 \rightarrow E(a, b, d, c, d, b)$. Uma vez que pretendemos utilizar um algoritmo de refutação, o objectivo será mostrar que

$$A_1 \wedge A_2 \wedge A_3 \wedge \neg E(a, b, d, c, d, b)$$

é inconsistente. Para o fazer, vamos transformar o conjunto constituído por esta fórmula e pelos axiomas no conjunto de cláusulas

$$\{\neg T(x, y, z, w) \vee P(x, y, z, w), \neg P(x, y, z, w) \vee E(x, y, u, z, w, v), T(a, b, c, d), \neg E(a, b, d, c, d, b)\}.$$

Estamos então prontos para a começar a dedução.

1. $\neg P(x, y, z, w) \vee E(x, y, u, z, w, v)$
2. $\neg E(a, b, d, c, d, b)$
3. $\neg P(a, b, c, d)$ BR(1, 2)
4. $\neg T(x, y, z, w) \vee P(x, y, z, w)$
5. $\neg T(a, b, c, d)$ BR(3, 4)
6. $T(a, b, c, d)$
7. \perp

Como se verificou, o conjunto de cláusulas proposto é inconsistente, o que nos leva à conclusão de que o resultado inicial é válido.

Bibliografia

- BAUER, ANDREJ (2016). «Five stages of accepting constructive mathematics». Em: *Bulletin of the American Mathematical Society* **54**.(3), pp. 481–498. URL: <http://www.ams.org/journals/bull/2017-54-03/S0273-0979-2016-01556-4/>.
- CARDOSO, DOMINGOS e CARVALHO, PAULA (2007). «Noções de Lógica Matemática». Universidade de Aveiro.
- CARDOSO, DOMINGOS, SZYMANSKI, JERZY e ROSTAMI, MOHAMMAD (2009). *Matemática discreta: Combinatória, Teoria dos Grafos e Algoritmos*. Escolar Editora.
- CAROLL, LEWIS (1896). *Symbolic Logic*. URL: <http://www.gutenberg.org/ebooks/28696#bibrec>.
- CHANG, CHIN-LIANG e LEE, RICHARD CHAR-TUNG (1973). *Symbolic Logic and Mechanical Theorem Proving*. Elsevier. 331 pp.
- SMITH, PETER (2022). *Beginning Mathematical Logic. A Study Guide*. Logic Matters. x + 194. URL: <https://www.logicmatters.net/resources/pdfs/LogicStudyGuide.pdf>.