(二) 一阶谓词逻辑

魏恒峰

hfwei@nju.edu.cn

2021 年 03 月 18 日

如何使用命题逻辑表达下列命题与推理

亚里士多德的“三段论”

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

如何使用命题逻辑表达下列命题与推理

亚里士多德的“三段论”

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

$$\frac{P \qquad Q}{R}$$

如何使用命题逻辑表达下列命题与推理

亚里士多德的“三段论”

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

$$\frac{P \qquad Q}{R}$$

命题逻辑无法表达：个体、全体以及它们之间的关系

一阶谓词逻辑

Gottlob Frege (1848 ~ 1925)

一阶谓词逻辑的语法

例子: 谓词 (Predicate)

例子: 谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

例子: 谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

(2) 5 大于 3

例子: 谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

(2) 5 大于 3

(3) 地球绕着太阳转

例子: 谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

(2) 5 大于 3

(3) 地球绕着太阳转

(4) 点 a 在点 b 与点 c 之间

例子: 谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

(2) 5 大于 3

(3) 地球绕着太阳转

(4) 点 a 在点 b 与点 c 之间

例子：谓词 (Predicate)

(1) 张三是个法外狂徒

(2) 5 大于 3

(3) 地球绕着太阳转

(4) 点 a 在点 b 与点 c 之间

一元谓词表达了个体的性质

多元谓词表达了个体之间的关系

零元谓词即命题逻辑中的命题 (P : 张三是个法外狂徒)

Definition (一阶谓词逻辑的语言 (Language))

一阶谓词逻辑的语言包括以下 7 部分:

- 逻辑联词: $\neg, \wedge, \vee, \to, \leftrightarrow$
- 量词符号: $\forall$ (forall; 全称量词), $\exists$ (exists; 存在量词)
- 变元符号: $x, y, z, \ldots$
- 左右括号: $(,)$

Definition (一阶谓词逻辑的语言 (Language))

一阶谓词逻辑的语言包括以下 7 部分:

逻辑联词: $\neg, \wedge, \vee, \to, \leftrightarrow$

量词符号: $\forall$ (forall; 全称量词), $\exists$ (exists; 存在量词)

变元符号: $x, y, z, \ldots$

左右括号: (,)

常数符号: 零个或多个常数符号 $a, b, c, \ldots$, 表达特殊的个体

函数符号: n-元函数符号 $f, g, h, \ldots \ (n \in \mathbb{N}^+)$, 表达个体上的运算

谓词符号: n-元谓词符号 $P, Q, R, \ldots \ (n \in \mathbb{N})$, 表达个体的性质与关系

初等数论的语言

$$L = \{\mathbf{0}, S, +, \times, <, =\}$$

"项"是一阶谓词逻辑要讨论的个体对象，它本身无所谓真假。

Definition (项 (Term))

(1) 每个变元 $x, y, z, \ldots$ 都是一个项;

(2) 每个常数符号都是一个项;

(3) 如果 $t_1, t_2, \ldots, t_n$ 是项，且 f 为一个 n-元函数符号，
则 $f(t_1, t_2, \ldots, t_n)$ 也是项;

(4) 除此之外，别无其它。

$$L = \{\mathbf{0}, S, +, \times, <, =\}$$

$$x$$

$$\mathbf{0}$$

$$S\mathbf{0} \qquad x + SSS0 \qquad (x + SSS0) \times y$$

公式刻画了个体的性质或者个体之间的关系, 它的语义就是它的真假值。

Definition (公式 (Formula))

(1) 如果 $t_1, \ldots, t_n$ 是项, 且 P 是一个 n 元谓词符号, 则 $P(t_1, \ldots, t_n)$ 为公式, 称为**原子公式**;

(2) 如果 α 与 β 都是公式, 则 $(\neg\alpha)$ 与 $(\alpha * \beta)$ 都是公式;

(3) 如果 α 是公式, 则 $\forall x.\ \alpha$ 与 $\exists x.\ \alpha$ 也是公式;

(4) 除此之外, 别无其它。

公式刻画了个体的性质或者个体之间的关系，它的语义就是它的真假值。

Definition (公式 (Formula))

(1) 如果 $t_1, \dots, t_n$ 是项，且 P 是一个 n 元谓词符号，
则 $P(t_1, \dots, t_n)$ 为公式，称为**原子公式**；

(2) 如果 α 与 β 都是公式，则 $(\neg\alpha)$ 与 $(\alpha * \beta)$ 都是公式；

(3) 如果 α 是公式，则 $\forall x.\ \alpha$ 与 $\exists x.\ \alpha$ 也是公式；

(4) 除此之外，别无其它。

约定： 量词符号 $\forall$ 与 $\exists$ 的管辖范围尽可能短

$\forall x.\ \alpha \to \beta$: 表示 $(\forall x.\ \alpha) \to \beta$ 不表示 $\forall x.\ (\alpha \to \beta)$

$$L = \{0, S, +, \times, <, =\}$$

(1) 0 不是任何自然数的后继

$$\forall x.\ \neg(Sx = 0)$$

$$L = \{\mathbf{0}, S, +, \times, <, =\}$$

(1) 0 不是任何自然数的后继

$$\forall x.\ \neg(Sx = 0)$$

(2) 两个自然数相等当且仅当它们的后继相等

$$\forall x.\ \forall y.\ (x = y \leftrightarrow Sx = Sy)$$

$$L = \{0, S, +, \times, <, =\}$$

(1) 0 不是任何自然数的后继

$$\forall x.\ \neg(Sx = 0)$$

(2) 两个自然数相等当且仅当它们的后继相等

$$\forall x.\ \forall y.\ (x = y \leftrightarrow Sx = Sy)$$

(3) x 是素数 ($x > 1$ 且 x 没有除自身和 1 之外的因子)

$$\mathrm{Prime}(x) : S0 < x \land \forall y.\ \forall z.\ (y < x \land z < x) \to \neg(y \times z = x)$$

$$L = \{\mathbf{0}, S, +, \times, <, =\}$$

(1) 0 不是任何自然数的后继

$$\forall x.\ \neg(Sx = 0)$$

(2) 两个自然数相等当且仅当它们的后继相等

$$\forall x.\ \forall y.\ (x = y \leftrightarrow Sx = Sy)$$

(3) x 是素数 ($x > 1$ 且 x 没有除自身和 1 之外的因子)

$$\mathrm{Prime}(x) : S0 < x \wedge \forall y.\ \forall z.\ (y < x \wedge z < x) \to \neg(y \times z = x)$$

(4) 哥德巴赫猜想 (任一大于 2 的偶数, 都可表示成两个素数之和)

$$\forall x.\ (SS0 < 2 \wedge (\exists y.\ 2 \times y = x)) \to$$
$$(\exists x_1.\ \exists x_2.\ \mathrm{Prime}(x_1) \wedge \mathrm{Prime}(x_2) \wedge x_1 + x_2 = x)$$

$$\boxed{\lim_{x \to a} f(x) = b}$$

$$\boxed{\lim_{x \to a} f(x) = b}$$

对于任意的正实数 ϵ, 存在一个正实数 δ,

使得对于任意的 x, 当 $0 < |x - a| < \delta$ 时, 都有 $|f(x) - b| < \epsilon$ 成立。

$$\boxed{\lim_{x \to a} f(x) = b}$$

对于任意的正实数 ϵ, 存在一个正实数 δ,

使得对于任意的 x, 当 $0 < |x - a| < \delta$ 时, 都有 $|f(x) - b| < \epsilon$ 成立。

$$\forall \epsilon \in \mathbb{R}^{+}.\ \exists \delta \in \mathbb{R}^{+}.\ \forall x \in \mathbb{R}^{+}.\ (0 < |x - a| < \delta \to |f(x) - b| < \epsilon)$$

$\forall x \in A.\ \alpha$ 实际上是 $\forall x.\ (x \in A \to \alpha)$ 的简记

$\exists x \in A.\ \alpha$ 实际上是 $\exists x.\ (x \in A \land \alpha)$ 的简记

本周作业之一：使用一阶谓词逻辑公式表达下列概念

A function f from $\mathbb{R}$ to $\mathbb{R}$ is called

(1) *pointwise continuous* (连续的) if for every $x \in \mathbb{R}$ and every real number $\epsilon > 0$, there exists real $\delta > 0$ such that for every $y \in \mathbb{R}$ with $|x - y| < \delta$, we have that $|f(x) - f(y)| < \epsilon$.

(2) *uniformly continuous* (一致连续的) if for every real number $\epsilon > 0$, there exists real $\delta > 0$ such that for every $x, y \in \mathbb{R}$ with $|x - y| < \delta$, we have that $|f(x) - f(y)| < \epsilon$.

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

$$\frac{\forall x.\ H(x) \to M(x) \qquad H(s)}{M(s)}$$

以下概念与程序设计语言中相应的概念类似, 我们举例说明, 不作定义

Definition (作用域 (Scope)、约束变元 (Bind)、自由变元 (Free))

(1) $\forall x.\ (P(x) \to Q(x))$

(2) $(\forall x.\ P(x)) \to Q(x)$

(3) $\forall x.\ \Big(P(x) \to (\exists y.\ R(x,y))\Big)$

(4) $\Big(\forall x.\ \forall y.\ (P(x,y) \land Q(y,z))\Big) \land \exists x.\ P(x,y)$

以下概念与程序设计语言中相应的概念类似, 我们举例说明, 不作定义

Definition (作用域 (Scope)、约束变元 (Bind)、自由变元 (Free))

(1) $\forall x.\ (P(x) \to Q(x))$

(2) $(\forall x.\ P(x)) \to Q(x)$

(3) $\forall x.\ \Big(P(x) \to (\exists y.\ R(x,y))\Big)$

(4) $\Big(\forall x.\ \forall y.\ (P(x,y) \land Q(y,z))\Big) \land \exists x.\ P(x,y)$

Definition (改名 (Rename))

为尽量避免重名, 可将约束变元或自由变元**改名**为新鲜 (fresh)变元

一阶谓词逻辑的语义

一阶谓词逻辑公式的**语义**就是该公式的“真假”值

$$\forall x.\ Sx > \mathbf{0}$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (y < x)$$

$$x > \mathbf{0}$$

一阶谓词逻辑公式的**语义**就是该公式的“真假”值

$$\forall x.\ Sx > \mathbf{0}$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (y < x)$$

$$x > \mathbf{0}$$

一阶谓词逻辑公式的真假值取决于

(1) 对量词论域 (universe) 的解释, 限定个体范围

(2) 对常数符号、函数符号、谓词符号的解释

(3) 对自由变元的解释 (赋值函数 s)

一阶谓词逻辑公式的**语义**就是该公式的"**真假**"值

$$\forall x.\ Sx > \mathbf{0}$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (y < x)$$

$$x > \mathbf{0}$$

一阶谓词逻辑公式的真假值取决于

(1) 对量词论域 (universe) 的解释, 限定个体范围

(2) 对常数符号、函数符号、谓词符号的解释

(3) 对自由变元的解释 (赋值函数 s)

这种 "**解释**" 将公式映射到一个**数学结构** $\mathcal{U}$ 上, 决定了该公式的语义

Definition ($(\mathcal{U}, s) \models \alpha$)

$\mathcal{U}$ 与 s 满足公式 α:

$$(\mathcal{U}, s) \models \alpha$$

- 将 α 中的常数符号、函数符号、谓词符号按照结构 $\mathcal{U}$ 进行解释,
- 将量词的论域限制在集合 $|\mathcal{U}|$ 上,
- 将自由变元 x 解释为 $s(x)$,
- 这样就将公式 α 翻译成了某个数学领域中的命题,
- 然后, 使用数学领域知识我们知道该命题成立

$$\alpha : \forall x.\ (x \times x \neq 1 + 1)$$

$$\alpha : \forall x.\ (x \times x \neq 1 + 1)$$

α 在数学结构 $\mathcal{U} = \mathbb{Q}$ 中为真

α 在数学结构 $\mathcal{U} = \mathbb{R}$ 中为假

Definition (语义蕴含 (Logically Imply))

令 Σ 为一个公式集, α 为一个公式。

Σ **语义蕴含** α, 记为 $\Sigma \models \alpha$,

如果每个满足 Σ 中所有公式的结构 $\mathcal{U}$ 与赋值 s都满足 α。

$$\forall x.\ P(x) \models P(y)$$

Definition (语义蕴含 (Logically Imply))

令 Σ 为一个公式集, α 为一个公式。

Σ **语义蕴含** α, 记为 $\Sigma \models \alpha$,

如果每个满足 Σ 中所有公式的结构 $\mathcal{U}$ 与赋值 s都满足 α。

$$\forall x.\ P(x) \models P(y)$$

$$P(y) \not\models \forall x.\ P(x)$$

$$\alpha : \forall x \forall y \forall z((P(x,y) \wedge P(y,z)) \to P(x,z))$$

$$\beta : \forall x \forall y((P(x,y) \wedge P(y,x)) \to x = y)$$

$$\gamma : \forall x \exists y P(x,y) \to \exists y \forall x P(x,y)$$

$$\{\alpha, \beta\} \models \gamma\ ?$$

$$\alpha : \forall x \forall y \forall z ((P(x,y) \wedge P(y,z)) \to P(x,z))$$

$$\beta : \forall x \forall y ((P(x,y) \wedge P(y,x)) \to x = y)$$

$$\gamma : \forall x \exists y P(x,y) \to \exists y \forall x P(x,y)$$

$$\{\alpha, \beta\} \models \gamma\ ?$$

$$\mathcal{U} = \mathbb{N} \qquad P(x,y) : x \leq y$$

$\{\alpha\} \models \beta$ 简记为 $\alpha \models \beta$

$$\{\alpha\} \models \beta \text{ 简记为 } \alpha \models \beta$$

Definition (语义等价 (Logically Equivalent))

如果 $\alpha \models \beta$ 且 $\beta \models \alpha$, 则称 α 与 β **语义等价**, 记为 $\alpha \equiv \beta$。

$$\neg(\forall x.\ \alpha) \equiv \exists x.\ \neg\alpha$$

相当于命题逻辑中的“重言式”, 可用于公式推导

Definition (普遍有效的 (Valid))

如果 $\emptyset \models \alpha$, 则称 α 是**普遍有效的**, 记为 $\models \alpha$。

相当于命题逻辑中的 "重言式", 可用于公式推导

Definition (普遍有效的 (Valid))

如果 $\emptyset \models \alpha$, 则称 α 是**普遍有效的**, 记为 $\models \alpha$。

普遍有效的公式在所有可能的结构 $\mathcal{U}$ 与所有可能的赋值 s 下均为真。

$$(\forall x.\ P(x)) \to P(y) \text{ 是普遍有效的}$$

$$\forall x.\ P(x) \models P(y)$$

$$\boxed{\neg\forall x\alpha \leftrightarrow \exists x\neg\alpha}$$

$$\boxed{\neg\exists x\alpha \leftrightarrow \forall x\neg\alpha}$$

$$\neg(\forall x \in A.\ \alpha) \leftrightarrow \exists x \in A.\ \neg\alpha$$

$$\forall x \forall y \alpha \leftrightarrow \forall y \forall x \alpha$$

$$\exists x \exists y \alpha \leftrightarrow \exists y \exists x \alpha$$

$$\forall x\alpha \wedge \forall x\beta \leftrightarrow \forall x(\alpha \wedge \beta)$$

$$\exists x\alpha \vee \exists x\beta \leftrightarrow \exists x(\alpha \vee \beta)$$

$$\forall x\alpha \to \exists x\alpha$$

$$\exists x\forall y\alpha \to \forall y\exists x\alpha$$

$$\forall x\alpha \to \exists x\alpha$$

$$\exists x\forall y\alpha \to \forall y\exists x\alpha$$

$$\forall x\alpha \vee \forall x\beta \to \forall x(\alpha \vee \beta)$$

$$\exists x(\alpha \wedge \beta) \to \exists x\alpha \wedge \exists x\beta$$

一阶谓词逻辑的自然推理 (演绎; 推演) 系统

简化版本

∀-elim

$$\frac{\forall x.\ \alpha}{\alpha[t/x]} \quad (\forall x\text{-elim})$$

where t is free for x in α

$\forall$-elim

$$\frac{\forall x.\ \alpha}{\alpha[t/x]} \quad (\forall x\text{-elim})$$

where t is free for x in α

$$\forall x.\ P(x) \vdash P(c)$$

∀-elim

$$\frac{\forall x.\ \alpha}{\alpha[t/x]} \quad (\forall x\text{-elim})$$

where t is free for x in α

$$\forall x.\ P(x) \vdash P(c)$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (x < y) \vdash \exists y.\ (c < y)$$

∀-elim

$$\frac{\forall x.\ \alpha}{\alpha[t/x]} \quad (\forall x\text{-elim})$$

where t is free for x in α

$$\forall x.\ P(x) \vdash P(c)$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (x < y) \vdash \exists y.\ (c < y)$$

$$\forall x.\ \exists y.\ (x < y) \nvdash \exists y.\ (y < y)$$

∀-elim推理规则的应用

$$\frac{\text{每个人都是要死的} \qquad \text{苏格拉底是人}}{\text{苏格拉底是要死的}}$$

$$\frac{\forall x.\ H(x) \to M(x) \qquad H(s)}{M(s)}$$

∀-intro

$$\cfrac{\begin{array}{c}[t] \\ \vdots \\ \alpha[t/x]\end{array}}{\forall x.\ \alpha} \quad (\forall x\text{-intro})$$

where, t is a fresh variable

“任取 t, 如果能证明 α 对 t 成立, 则 α 对所有 x 成立”

∀-推理规则的应用

$$\left\{P(t), \forall x(P(x) \to \neg Q(x))\right\} \vdash \neg Q(t)$$

$\forall$-推理规则的应用

$$\left\{\forall x.\ (P(x) \to Q(x)), \forall x.\ P(x)\right\} \vdash \forall x.\ Q(x)$$

∃-intro

$$\frac{\alpha[t/x]}{\exists x.\ \alpha} \quad (\exists x\text{-intro})$$

where t is **free** for x in α

∃-intro

$$\frac{\alpha[t/x]}{\exists x.\ \alpha} \quad (\exists x\text{-intro})$$

where t is **free** for x in α

$$P(c) \vdash \exists x.\ P(x)$$

∃-elim

$$\frac{\exists x.\ \alpha}{\alpha[x_0/x]} \quad (\exists\text{-elim})$$

where x_0 is free for x in β

∃-推理规则的应用

$$\forall x.\, P(x) \vdash \exists x.\, P(x)$$

∃-推理规则的应用

$$\Big\{\forall x.\ (P(x) \to Q(x)), \exists x.\ P(x)\Big\} \vdash \exists x.\ Q(x)$$

$\forall, \exists$-推理规则的应用

$$\Big\{\exists x.\ P(x), \forall x.\ \forall y.\ (P(x) \to Q(y))\Big\} \vdash \forall y.\ Q(y)$$

∀, ∃-推理规则的应用

请使用一阶谓词逻辑公式表达下列命题与推理

给定如下“前提”，请判断“结论”是否有效，并说明理由。

前提:

(1) 每个人或者喜欢美剧，或者喜欢韩剧 (可以同时喜欢二者);

(2) 任何人如果他喜欢抗日神剧，他就不喜欢美剧;

(3) 有的人不喜欢韩剧。

结论: 有的人不喜欢抗日神剧 (幸亏如此)。

$\forall, \exists$-推理规则的应用

请使用一阶谓词逻辑公式表达下列命题与推理

给定如下“前提”, 请判断“结论”是否有效, 并说明理由。

前提:

(1) 每个人或者喜欢美剧, 或者喜欢韩剧 (可以同时喜欢二者);

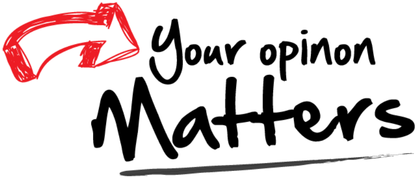
(2) 任何人如果他喜欢抗日神剧, 他就不喜欢美剧;

(3) 有的人不喜欢韩剧。

结论: 有的人不喜欢抗日神剧 (幸亏如此)。

$$\frac{\forall x.\ A(x) \lor K(x) \qquad \forall x.\ J(x) \to \neg A(x) \qquad \exists x.\ \neg K(x)}{\exists x.\ \neg J(x)}$$


Thank
You!



Office 926

hfwei@nju.edu.cn