



# 离散数学(1)

## Discrete Mathematics

# 第五章 谓词逻辑的等值和推理演算

刘世霞

shixia@tsinghua.edu.cn



下列公式中哪一项在 $\{1,2\}$ 域上是可满足的，而在 $\{1\}$ 域上是不可满足的？

- ☐ A  $(\exists x)(\exists y)P(x, y)$
- ☐ B  $(\exists x)P(x)$
- ☒ C  $(\exists x)P(x) \wedge (\exists y)\neg P(y)$
- ☐ D  $(\exists x)(\exists y)(P(x) \vee \neg P(y))$

# 第五章 谓词逻辑的等值和推理演算



5.1 否定型等值式

5.2 量词分配等值式

5.3 范式 (全称量词的前束范式)

5.4 基本推理公式

5.5 推理演算

5.6 谓词逻辑的归结推理法

# 复习：从命题公式移植来的等值式



- 命题公式中常常用到的等价式及永真蕴含式也可以看作是谓词演算中的等价式及永真蕴含式

例如

$$A(x) \Rightarrow A(x) \vee B(x)$$

$$P \Rightarrow P \vee Q$$

$$(A(x) \rightarrow B(x)) = (\neg A(x) \vee B(x))$$

$$P \rightarrow Q = \neg P \vee Q$$

$$\neg(\exists x A(x) \wedge \exists x B(x)) = \neg \exists x A(x) \vee \neg \exists x B(x) \quad \text{摩根定律}$$



# 复习：常用的等值公式

- 蕴涵等值式  $P \rightarrow Q = \neg P \vee Q$
- 前提合取合并  $P \rightarrow (Q \rightarrow R) = (P \wedge Q) \rightarrow R$
- 等价等值式：  $P \leftrightarrow Q = (P \rightarrow Q) \wedge (Q \rightarrow P)$
- 假言易位：  $P \rightarrow Q = \neg Q \rightarrow \neg P$
- 等价否定等值式：  $P \leftrightarrow Q = \neg P \leftrightarrow \neg Q$
- 归谬论：  $(P \rightarrow Q) \wedge (P \rightarrow \neg Q) = \neg P$

# 复习：常用的等值公式



- $P \leftrightarrow Q = (P \wedge Q) \vee (\neg P \wedge \neg Q)$  从取真来描述双条件
- $P \leftrightarrow Q = (P \vee \neg Q) \wedge (\neg P \vee Q)$  从取假来描述双条件
- $P \rightarrow (Q \rightarrow R) = Q \rightarrow (P \rightarrow R)$  前提交换
- $(P \rightarrow R) \wedge (Q \rightarrow R) = (P \vee Q) \rightarrow R$  前提析取合并

## 证明其他等值式



# 复习：基本推理公式

1.  $P \wedge Q \Rightarrow P$ , 但  $P \vee Q \not\Rightarrow P$

2.  $\neg(P \rightarrow Q) \Rightarrow P$       1式的直接推论  $P \wedge \neg Q \Rightarrow P$

3.  $\neg(P \rightarrow Q) \Rightarrow \neg Q$       1式的直接推论  $P \wedge \neg Q \Rightarrow \neg Q$

4.  $P \Rightarrow P \vee Q$

5.  $\neg P \Rightarrow P \rightarrow Q$       2式的逆否, 4式的推论。

6.  $Q \Rightarrow P \rightarrow Q$       3式的逆否, 4式的推论。

7.  $\neg P \wedge (P \vee Q) \Rightarrow Q$       非 P, 而  $P \vee Q$  又成立, 只有 Q 成立

8.  $P \wedge (P \rightarrow Q) \Rightarrow Q$       \*假言推理, 分离规则, 7式的变形

9.  $\neg Q \wedge (P \rightarrow Q) \Rightarrow \neg P$       7式的变形



# 复习：基本推理公式

10.  $(P \rightarrow Q) \wedge (Q \rightarrow R) \Rightarrow P \rightarrow R$  \*三段论

11.  $(P \leftrightarrow Q) \wedge (Q \leftrightarrow R) \Rightarrow P \leftrightarrow R$  类似10式

12.  $(P \rightarrow R) \wedge (Q \rightarrow R) \wedge (P \vee Q) \Rightarrow R$  10式的推论

13.  $(P \rightarrow Q) \wedge (R \rightarrow S) \wedge (P \vee R) \Rightarrow Q \vee S$  10式的推论

14.  $(P \rightarrow Q) \wedge (R \rightarrow S) \wedge (\neg Q \vee \neg S) \Rightarrow \neg P \vee \neg R$  9式的推论

15.  $(Q \rightarrow R) \Rightarrow ((P \vee Q) \rightarrow (P \vee R))$   $P=F$ 时左=右,  
 $P=T$ 时右=T

16.  $(Q \rightarrow R) \Rightarrow ((P \rightarrow Q) \rightarrow (P \rightarrow R))$   $P=T$ 时左=右,  
 $P=F$ 时右=T





# 复习：消去量词等值式

将论域限定为有限集，  $\{1, 2, \dots, k\}$ ，则有：

$$(\forall x)P(x) = P(1) \wedge P(2) \wedge \dots \wedge P(k)$$

$$(\exists x)P(x) = P(1) \vee P(2) \vee \dots \vee P(k)$$



# 复习：否定型等值式

## 5-1-2 否定型等值式

$$\neg(\forall x)P(x) = (\exists x)\neg P(x)$$

$$\neg(\exists x)P(x) = (\forall x)\neg P(x)$$

$$(\forall x)P(x) = \neg(\exists x)\neg P(x)$$

$$(\exists x)P(x) = \neg(\forall x)\neg P(x)$$



# 复习：5.2 量词分配等值式

## 5-2-1 量词对析取词、合取词的分配律

$$(\forall x)(P(x) \vee q) = (\forall x)P(x) \vee q$$

$$(\exists x)(P(x) \vee q) = (\exists x)P(x) \vee q$$

$$(\forall x)(P(x) \wedge q) = (\forall x)P(x) \wedge q$$

$$(\exists x)(P(x) \wedge q) = (\exists x)P(x) \wedge q$$

其中 $q$ 是命题变项，与个体变元 $x$ 无关



# 复习：5.2 量词分配等值式

## 5-2-2 量词对蕴含词的分配律

$$(\forall x)(P(x) \rightarrow q) = (\exists x)P(x) \rightarrow q$$

$$(\exists x)(P(x) \rightarrow q) = (\forall x)P(x) \rightarrow q$$

$$(\forall x)(p \rightarrow Q(x)) = p \rightarrow (\forall x)Q(x)$$

$$(\exists x)(p \rightarrow Q(x)) = p \rightarrow (\exists x)Q(x)$$

其中 $p, q$ 是命题变项，与个体变元  $x$  无关

# 复习：5.2 量词分配等值式



5-2-3 全称量词  $\forall$  对  $\wedge$ ，存在量词  $\exists$  对  $\vee$  的分配律

$$(\forall x)(P(x) \wedge Q(x)) = (\forall x)P(x) \wedge (\forall x)Q(x)$$

$$(\exists x)(P(x) \vee Q(x)) = (\exists x) P(x) \vee (\exists x)Q(x)$$

用  $\{1, 2\}$  域方法验证：

$\forall$  对  $\vee$  不满足分配律， $\exists$  对  $\wedge$  不满足分配律

但需注意：

$$(\forall x) P(x) \vee (\forall x) Q(x) \neq (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

$$(\exists x)(P(x) \wedge Q(x)) \neq (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$

而只满足

$$(\forall x) P(x) \vee (\forall x) Q(x) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

$$(\exists x)(P(x) \wedge Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$

# 复习：等值演算规则



- 置换规则
- 变元易名

# 复习：置换规则



- 设 $\Phi(A)$ 是含公式 $A$ 的公式，若 $A \Leftrightarrow B$ ，则 $\Phi(A) \Leftrightarrow \Phi(B)$ .
- 一阶逻辑中的置换规则与命题逻辑中的置换规则形式上完全相同，只是在这里 $A$ ， $B$ 是一阶逻辑公式.



# 复习：变元易名（约束变元的换名）



- 目的是使每个变元性质唯一
- 设A为一公式，将A中某量词辖域中某约束变项的所有出现及相应的约束变元，改成该量词辖域中未曾出现过的某个体变项符号，公式中其余部分不变，设所得公式为A'，则  $A' \Leftrightarrow A$

例：  $\forall x A(x) \vee B(x)$

由于公式中的x 即是自由的又是约束的，可利用此规则进行换名为：

$\forall t A(t) \vee B(x) \Leftrightarrow \forall x A(x) \vee B(x)$  后可利用量词的扩充得到：

$$\forall t A(t) \vee B(x) \Leftrightarrow \forall t (A(t) \vee B(x))$$

# 复习：变元易名（自由变元的代替）



设A为一公式，将A中某个自由出现的个体变项的所有出现用A中未曾出现过的个体变项符号代替，A中其余部分不变，设所得公式为A'，则 $A' \Leftrightarrow A$ .

例：  $\forall x F(x, y, z) \rightarrow \exists y G(x, y, z)$

$\Leftrightarrow \forall x F(x, t, z) \rightarrow \exists y G(x, y, z)$

(变元易名) 自由的y用t代换

$\Leftrightarrow \forall x F(x, t, z) \rightarrow \exists y G(w, y, z)$

(变元易名) 自由的x用w代换



关于前束范式下面正确的是

- ☒ A 所有量词都位于该公式的最左边
- ☒ B 所有量词前都不含否定词
- ☒ C 量词的辖域都延伸到整个公式的末端
- ☐ D 不含有量词



# 复习：5-3-1 前束范式

设 $A$ 为一阶谓词逻辑公式，如果满足

- (1) 所有量词都位于该公式的最左边；
  - (2) 所有量词前都不含否定词；
  - (3) 量词的辖域都延伸到整个公式的末端，
- 则称 $A$ 为前束范式。



# 复习：5-3-1 前束范式

- 前束范式的一般形式为

$$(Q_1x_1)(Q_2x_2) \dots (Q_nx_n)M(x_1, x_2, \dots, x_n)$$

其中  $Q_i (1 \leq i \leq n)$  为  $\forall$  或  $\exists$ ,  $M$  为不含量词的公式, 称作公式  $A$  的基式或母式。



## 复习：5-3-2 前束范式存在定理

一阶谓词逻辑的任一公式都存在与之等值的前束范式，但其前束范式并不唯一。

# 复习：5-3-3 化前束范式的基本步骤



1. 消去联结词 $\rightarrow$ ,  $\leftrightarrow$ 。
2. 右移否定词 $\neg$ （利用否定型等值式与摩根律）。
3. 量词左移（使用量词分配等值式）。
4. 变元易名（使用变元易名分配等值式）。



使用以上步骤，可求得任一公式的前束范式。由于每一步变换都保持等值性，所以，所得到的前束形与原公式是等值的。这里的

$$S(a, b, x, y, z)$$

便是原公式的母式。

由于前束形中量词的次序排列，如 $(\exists y)(\exists z)$ 也可以写成 $(\exists z)(\exists y)$ 以及对母式没有明确的限制，自然其前束范式并不唯一，如例1的前束范式也可以是

$$(\forall x)(\exists z)(\exists y)(S(a, b, x, y, z) \wedge P)$$

其中P可以是任一不含量词的普遍有效的公式。



# 复习：前束范式存在定理



定理5.1 一阶逻辑中的任何公式都存在与之等值的前束范式。  
证明：通过如下算法，可将公式化成等价的前束范式。

1. 利用量词转化公式，把否定符号深入到指导变元的后面。

$$\neg \forall x A(x) \Leftrightarrow \exists x \neg A(x)$$

$$\neg \exists x A(x) \Leftrightarrow \forall x \neg A(x)$$

2. 如果必要的话，将约束变量改名。

3. 利用量词辖域收缩、扩张等值式把量词移到全式的最前面，  
这样便得到与公式等值的前束范式。

说明

求前束范式的过程，就是制造量词辖域可以扩大的条件，进行量词辖域扩大。

任何公式的前束范式都是存在的，但一般说来，并不唯一。

利用一阶逻辑等值式以及两条变换规则（置换规则、变元易名）  
就可以求出与公式等值的前束范式，或所谓公式的前束范式。

# 复习：5-3-4 SKOLEM 标准型



- 一阶谓词逻辑的任一公式  $A$ ，若其
  - (1) 前束范式中所有的存在量词都在全称量词的左边，且至少有一个存在量词 ( $\exists$ 前束范式)；
  - (2) 或仅保留全称量词而消去存在量词，便得到公式  $A$  的 SKOLEM 标准型 ( $\forall$ 前束范式)。
- 公式  $A$  与其 SKOLEM 标准型只能保持某种意义下的等值关系。

## 5-3-5 $\exists$ 前束范式



- 一阶谓词逻辑的任一公式的前束范式（或称SKOLEM标准型）的形式为

$$(\exists x_1)(\exists x_2) \dots (\exists x_i)(\forall x_{i+1}) \dots (\forall x_n)M(x_1, x_2, \dots, x_n)$$

即所有的存在量词都在全称量词的左边,且应保证至少有一个存在量词( $i \geq 1$ ), 同时 $M(x_1, x_2, \dots, x_n)$ 中不含量词也无自由个体变项。



## 5-3-6 $\exists$ 前束范式存在定理

- 一阶谓词逻辑的任一公式  $A$  都可以化为相应的  $\exists$  前束范式，并且  $A$  是普遍有效的当且仅当其  $\exists$  前束范式是普遍有效的。



例2: 求 $(\exists x)(\forall y)(\exists u)P(x,y,u)$ 的 $\exists$ 前束范式( $P$ 中无量词)。

将一公式化成 $\exists$ 前束形, 首先要求出前束形, 再做 $\exists$ 前束。  
这个例子已是前束形, 便可直接求 $\exists$ 前束形。

首先将全称量词 $(\forall y)$ 改写成存在量词 $(\exists y)$ , 其次是引入谓词 $S$ 和一个变元 $z$ , 得 $S(x, z)$ , 构造公式

$$(\exists x)((\exists y)(\exists u)(P(x,y,u) \wedge \neg S(x, y)) \vee (\forall z)(S(x, z)))$$

其中 $\neg S(x, y)$ 的变元, 是 $(\forall y)$ 的变元 $y$ 和 $(\forall y)$ 左边存在量词 $(\exists x)$ 的变元 $x$ 。附加的 $(\forall z)S(x, z)$ 中的变元 $z$ 是新引入的未在原公式中出现过的个体,  $S$ 也是不曾 $M$ 中出现过的谓词。



进而将 $(\forall z)$ 左移(等值演算), 便得 $\exists$ 前束范式

$$(\exists x)(\exists y)(\exists u)(\forall z)((P(x, y, u) \wedge \neg S(x, y)) \vee S(x, z))$$

当原公式中有多个全称量词在存在量词的左边时, 可按上述方法将全称量词逐一右移。

$\exists$ 前束范式仅在普遍有效的意义下与原公式等值。  
 $\exists$ 前束形对谓词逻辑完备性的证明是重要的。

# 思考



$$(\exists x)(\forall y)(\exists u)P(x,y,u) \Rightarrow$$

$$(\exists x)((\exists y)(\exists u)(P(x,y,u) \wedge \neg S(x,y)) \vee (\forall z)S(x,z))$$

- $x$ 是一个常项,  $u$ 是 $y$ 的函数, 因此 $P(x,y,u)$ 可以看做是 $P(y)$ ,  $S(x,y)$ 可以看做是 $Q(y)$ , 则该公式可以化简为:

$$(\forall y)P(y) \Rightarrow ((\exists y)(P(y) \wedge \neg Q(y)) \vee (\forall z)Q(z))$$

- 也就是

$$(\forall x)P(x) \Rightarrow ((\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x)) \vee (\forall z)Q(z))$$



$$(\forall x)P(x) \Rightarrow ((\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x)) \vee (\forall z)Q(z))$$

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

$$= \underline{\neg(\forall x)(\neg P(x) \vee Q(x)) \vee \neg(\forall x)P(x) \vee (\forall x)Q(x)}$$

$$= \neg(\forall x)P(x) \vee \underline{(\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x))} \vee (\forall x)Q(x)$$

$$= (\forall x)P(x) \rightarrow ((\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x)) \vee (\forall z)Q(z))$$

$$(\forall x)P(x) \Rightarrow ((\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x)) \vee (\forall z)Q(z))$$

代入规则、变元易名

在普遍有效的意义下两者等价

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





$$((\exists x)(P(x) \wedge \neg Q(x)) \vee (\forall z)Q(z)) \Rightarrow (\forall x)P(x)$$

在普遍有效的意义下用 $P(x)$ 代 $Q(x)$

$$((\exists x)(P(x) \wedge \neg P(x)) \vee (\forall z)P(z))$$

得到  $(\forall z)P(z)$

变量换名  $(\forall x)P(x)$

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



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

$$= ((\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) \wedge (\forall x)P(x)) \rightarrow (\forall x)Q(x) \quad \text{前提合取合并}$$

$$= (\forall x)((\neg P(x) \vee Q(x)) \wedge P(x)) \rightarrow (\forall x)Q(x)$$

$$= (\forall x)((\neg P(x) \wedge P(x)) \vee (Q(x) \wedge P(x))) \rightarrow (\forall x)Q(x)$$

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

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

$$= T$$



## 复习：5-3-7 $\forall$ 前束范式

一阶谓词逻辑的任一公式  $A$  的  $\forall$  前束范式（或称 SKOLEM 标准型）是仅保留全称量词的前束范式。



## 5-3-8 $\forall$ 前束范式存在定理

一阶谓词逻辑的任一公式  $A$  都可化成相应的  $\forall$  前束范式（仅保留全称量词的前束范式，或称 SKOLEM 标准型），并且  $A$  是不可满足的当且仅当其  $\forall$  前束范式是不可满足的。



应注意，该定理是说对于不可满足的公式，它与其Skolem标准形是等值的，而一般的公式与其Skolem标准形并不是等值的。自然仅当A是不可满足的方使用Skolem标准形。



例3: 求公式 $(\exists x)(\forall y)(\forall z)(\exists u)(\forall v)(\exists w)P(x,y,z,u,v,w)$ 的Skolem标准形。

将一公式化成Skolem标准形, 首先也要求出前束形。

该例已是前束形, 便可直接求Skolem标准形

首先将最左边的 $(\exists x)$ 消去, 而将谓词P中出现的所有变元x均以论域中的某个常项a(未在P中出现过)代入。

进而消去从左边数第二个存在量词 $(\exists u)$ , 因 $(\exists u)$ 的左边有全称量词 $(\forall y)(\forall z)$ , 而将谓词P中出现的所有变元u均以y, z的某个二元函数 $f(y, z)$  (未在P中出现过)代入。



最后按同样的方法消去存在量词( $\exists w$ ), 因( $\exists w$ )的左边有全称量词( $\forall y$ )( $\forall z$ )和( $\forall v$ ), 需将谓词P中出现的所有变元w均以y、z、v的某个三元函数 $g(y, z, v)$  (未在P中出现过也不同于 $f(y, z)$ )代入。

这样便得到消去全部存在量词的Skolem标准形

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



消存在量词是将相应变元以函数代入，可这样来理解，  
如 $(\forall x)(\exists y)P(x, y)$ 的Skolem标准形是 $(\forall x)P(x, f(x))$ 。因为 $(\forall x)(\exists y)P(x, y)$ 的意思是对任一 $x$ ，都有一个 $y$ 使 $P(x, y)$ 成立，那么这个 $y$ 通常是依赖于 $x$ 的，可视作 $x$ 的某个函数 $f(x)$ 。

从而有Skolem标准形 $(\forall x)P(x, f(x))$ ，然而所能找到的 $y$ 不必然是 $x$ 的函数 $f$ ，于是 $(\forall x)(\exists y)P(x, y)$ 与 $(\forall x)P(x, f(x))$ 不等值。





在 $\{1, 2\}$ 域上

$$(\forall x)(\exists y)P(x, y)$$

$$= (P(1, 1) \vee P(1, 2)) \wedge (P(2, 1) \vee P(2, 2))$$

$$(\forall x)P(x, f(x)) = P(1, f(1)) \wedge P(2, f(2))$$

两者明显不等值，但在不可满足的意义下两者是一致的。

**这种标准形，对使用归结法的定理证明来说是重要的。**

原公式P是可以满足的，一定 $(\exists x)(\forall y)(\forall z)(\exists u)(\forall v)(\exists w)$ 是的P的值为1，那么一定可以找到 f和g的值使得任意前束范式是可满足的，那么p不可满足的，也一定能能出任意前束范式是不可满足的，根据逆否命题推出



关于 $\exists$ 前束范式和只保留全称量词的Skolem标准形，下面说法正确的是

- ☒ A 对普遍有效的公式，它和其 $\exists$ 前束范式等值
- ☐ B 对不可满足的公式，它和其 $\exists$ 前束范式等值
- ☐ C 对普遍有效的公式，它和其只保留全称量词的Skolem标准形等值
- ☒ D 对不可满足的公式，它和其只保留全称量词的Skolem标准形等值



## 5.4 基本推理公式

## 5-4-1 一阶谓词逻辑的推理形式和推理公式

- 在一阶谓词逻辑中，从前提 $A_1, A_2, \dots, A_n$ 出发推出结论 $B$ 的推理形式结构，依然采用如下的蕴涵式形式：

$$A_1 \wedge A_2 \wedge \dots \wedge A_n \rightarrow B$$

- 若上式为永真式，则称推理正确，否则称推理不正确。于是，在一阶谓词逻辑中判断推理是否正确便归结为判断上式是否为永真式，并称**满足永真式的蕴涵式为推理公式**，用如下形式的符号表示： $A_1 \wedge A_2 \wedge \dots \wedge A_n \Rightarrow B$

## 5-4-1 一阶谓词逻辑的推理形式和推理公式



- 命题逻辑中有关推理形式、重言蕴涵以及基本的推理公式，均可引入到谓词逻辑中

- 重点讨论

在命题逻辑中无法处理或谓词逻辑中所特有的问题



## 例1

- 所有的整数都是有理数,
- 所有的有理数都是实数,
- 所以, 所有的整数都是实数.

引入谓词形式化

考虑 是否是正确的推理?



所有的整数都是有理数,  
所有的有理数都是实数,  
所以, 所有的整数都是实数

$P(x)$ :  $x$  是整数

$Q(x)$ :  $x$  是有理数

$R(x)$ :  $x$  是实数

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

是否是正确的推理?



## 例2

- 人固有一死,
- 孔子是人,
- 所以孔子也要寿终正寝





人固有一死,  
孔子是人,  
所以孔子也要寿终正寝

- $A(x)$ :  $x$  是人
- $B(x)$ :  $x$  必死
- $(\forall x)(A(x) \rightarrow B(x)) \wedge A(\text{孔子}) \rightarrow B(\text{孔子})$

是否是正确的推理?



## 例4

- 若某一个体 $a$ 具有性质 $E$ , 则所有的个体 $x$ 都具有性质 $E$
- $E(a) \rightarrow (\forall x)E(x)$
- 显然这一推理形式是不正确的



下面正确的推理公式为：

A

$$(\forall x)P(x) \vee (\forall x)Q(x) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

B

$$(\exists x)(P(x) \wedge Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$

C

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

D

$$(\exists x)(\forall y)P(x, y) \Rightarrow (\forall y)(\exists x)P(x, y)$$



## 5-4-2 基本推理公式

$$(1) (\forall x)P(x) \vee (\forall x)Q(x) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

$$(2) (\exists x)(P(x) \wedge Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$

$$(3) (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) \Rightarrow (\forall x)P(x) \rightarrow (\forall x)Q(x)$$

$$(4) (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \rightarrow (\exists x)Q(x)$$

$$(5) (\forall x)(P(x) \leftrightarrow Q(x)) \Rightarrow (\forall x)P(x) \leftrightarrow (\forall x)Q(x)$$



## 5-4-2 基本推理公式

$$(6)(\forall x)(P(x) \leftrightarrow Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \leftrightarrow (\exists x)Q(x)$$

$$(7)(\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) \wedge (\forall x)(Q(x) \rightarrow R(x)) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \rightarrow R(x))$$

$$(8)(\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) \wedge P(a) \Rightarrow Q(a)$$

$$(9)(\forall x)(\forall y)P(x, y) \Rightarrow (\exists x)(\forall y)P(x, y)$$

$$(10)(\exists x)(\forall y)P(x, y) \Rightarrow (\forall y)(\exists x)P(x, y)$$



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

设论域是某班学生,

$P(x)$ :  $x$ 是高才生,  $Q(x)$ :  $x$ 是运动员

为使 $(\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) = T$ , 论域内学生分布只有两种可能:

1. 班上所有学生都是高才生, 又都是运动员;
  2. 班上有的学生不是高才生, 但凡高才生必是 运动员
- 以上两种情况下都有 $(\forall x)P(x) \rightarrow (\forall x)Q(x) = T$



$P(x)$ :  $x$ 是高才生,  $Q(x)$ :  $x$ 是运动员

但上述推理式的逆(反向)在有些情形并不成立

如: 班上有的学生不是高才生 (1)

而且班上又有的高才生不是运动员 (2)

由(1)和蕴涵式性质, 有

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

但由(2)有的高才生不是运动员

故  $P(a) \rightarrow Q(a) = F$

所以  $(\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) = F$



## 解释性说明

设在任一解释下, 有  $(\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x)) = T$ ,

从而对属于论域的任一  $x$ ,

$$P(x) \rightarrow Q(x) = T$$

上式必能保证  $(\forall x)P(x) = T$  时有  $(\forall x)Q(x) = T$

从而有  $(\forall x)P(x) \rightarrow (\forall x)Q(x) = T$





$$(\forall \mathbf{x})(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \rightarrow \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \Rightarrow (\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \rightarrow (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x})$$

$$(\forall \mathbf{x})(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \rightarrow \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \rightarrow ((\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \rightarrow (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x}))$$

$$= (\forall \mathbf{x})(\neg \mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \rightarrow ((\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \rightarrow (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x}))$$

$$= (\forall \mathbf{x})(\neg(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \wedge \neg \mathbf{Q}(\mathbf{x}))) \rightarrow (\neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x}))$$

$$= \neg(\exists \mathbf{x})(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \wedge \neg \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \rightarrow (\neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x}))$$

$$= (\exists \mathbf{x})(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \wedge \neg \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \vee \neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x})$$

$$= (\exists \mathbf{x})((\mathbf{P}(\mathbf{x}) \wedge \neg \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \vee \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \vee \neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x})$$

$$= (\exists \mathbf{x})(\mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee \mathbf{Q}(\mathbf{x})) \vee \neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x})$$

$$= (\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x}) \vee (\exists \mathbf{x})\mathbf{Q}(\mathbf{x}) \vee \neg(\exists \mathbf{x})\mathbf{P}(\mathbf{x})$$

$$= \mathbf{T}$$

# 基本推理公式（命题逻辑温习）



Rule of Inference	Name/名称
$P \Rightarrow P \vee Q$	Addition/析取附加式
$P \wedge Q \Rightarrow P$	Simplification/合取化简式
$P, Q \Rightarrow P \wedge Q$	Conjunction/并发式
$P, P \rightarrow Q \Rightarrow Q$	Modus ponens/分离式
$\neg Q, P \rightarrow Q \Rightarrow \neg P$	Modus tollens/拒取式
$\neg P, P \vee Q \Rightarrow Q$	Disjunctive syllogism/ 析取三段式
$P \rightarrow Q, Q \rightarrow R \Rightarrow P \rightarrow R$	Hypothetical syllogism/ 假言三段式



## 5.5 推理演算

# 内容回顾：2.8 基本的推理公式



证明  $A \Rightarrow B$  的几种方法:

1. 证  $A \rightarrow B$  是重言式
2. 证  $A \wedge \neg B$  为矛盾式
3. 真值表法
4. 证  $\neg B \Rightarrow \neg A$  即反证法
5. 解释法
6. ....

## 5-5-1 推理规则推理演算方法



- 在命题逻辑中，由引入几条推理规则，配合基本推理公式所进行的推理演算方法，可以容易地推广到谓词逻辑中。
- 由于在谓词逻辑中不能使用真值表法，又不存在判别  $A \rightarrow B$  是普遍有效的一般方法，从而使用推理规则的推理方法已成为谓词逻辑的基本推理演算方法。
- 所使用的推理规则除命题逻辑的推理演算中用到的六条基本推理规则外（参见2.9节），还包括四条有关量词的消去和引入规则。



下列哪些规则是之前第二章介绍过的推理规则？

- ☒ A 前提引入规则
- ☒ B 结论引入规则
- ☒ C 置换规则
- ☒ D 分离规则

## 2.9 推理演算（温习）



### 主要的推理规则

- (1) 前提引入规则：推理过程中可随时引入前提
- (2) 结论引入规则：中间结论可作为后续推理的前提
- (3) 代入规则：仅限于重言式中的命题变项
- (4) 置换规则：利用等值公式对部分公式进行置换
- (5) 分离规则：由A及 $A \rightarrow B$ 成立，可将B分离出来
- (6) 条件证明规则： $A_1 \wedge A_2 \Rightarrow B$  与  $A_1 \Rightarrow A_2 \rightarrow B$  等价



# 谓词逻辑推理规则

Rule of Inference	Name
$(\forall x)P(x) \Rightarrow P(c)$ if $c \in U$	UI / 全称举例
$P(c)$ for an arbitrary $c \in U \Rightarrow (\forall x)P(x)$	UG / 全称推广
$(\exists x)P(x) \Rightarrow P(c)$ for some $c \in U$	EI / 存在举例
$P(c)$ for some $c \in U \Rightarrow (\exists x)P(x)$	EG / 存在推广



## 5-5-2 全称量词消去规则 (简记为UI规则或UI)



- $\frac{(\forall x)P(x)}{\therefore P(y)}$  或  $\frac{(\forall x)P(x)}{\therefore P(c)}$
- 两式成立的条件是：
  - (1) 第一式中，取代 $x$ 的 $y$ 应为任意的不在 $P(x)$ 中约束出现的个体变项。
  - (2) 第二式中， $c$ 为任意个体常项。
  - (3) 用 $y$ 或 $c$ 去取代 $P(x)$ 中自由出现的 $x$ 时，必须在 $x$ 自由出现的一切地方进行取代。



当 $P(x)$ 中不再含有量词和其它变元时没有问题。

如果允许 $P(x)$ 中含有量词和其它变元时，须限制 $y$   
不在 $P(x)$ 中约束出现。

如 $(\forall x)P(x) = (\forall x)(\exists z)(x < z)$  在实数域上成立

$$P(y) = (\exists z)(y < z)$$

若将 $y$ 取为 $z$ ，便有 $(\exists z)(z < z)$ , 变成矛盾式。

## 5-5-3 全称量词引入规则 (简记为UG规则或UG)



- $$\frac{P(y)}{\therefore (\forall x)P(x)}$$

- 该式成立的条件是：

(1) 无论 $P(y)$ 中自由出现的个体变项 $y$ 取何值， $P(y)$ 应该均为真。

(2) 取代自由出现的 $y$ 的 $x$ 也不能在 $P(y)$ 中约束出现。



## 5-5-4 存在量词消去规则 (简记为EI规则或EI)

- $$\frac{(\exists x)P(x)}{\therefore P(c)}$$

- 该式成立的条件是：
  - (1)  $c$ 是使 $P$ 为真的特定的个体常项。
  - (2)  $c$ 不在 $P(x)$ 中出现。
  - (3)  $P(x)$ 中没有其它自由出现的个体变项。

如  $(\exists x)P(x) = (\exists x)(x > y)$ ,  $y$ 是自由变项, 这时推不出  $c > y$ 。



## 5-5-5 存在量词引入规则 (简记为EG规则或EG)

- $$\frac{P(c)}{\therefore (\exists x)P(x)}$$
- 该式成立的条件是：
  - (1)  $c$ 是特定的个体常项。
  - (2) 取代 $c$ 的 $x$ 不在 $P(c)$ 中出现过。



## 5-5-6 使用推理规则的推理演算过程

- 首先将以自然语句表示的推理问题引入谓词加以形式化；
- 若不能直接使用基本的推理公式则消去量词；
- 在无量词的条件下使用规则和公式推理；
- 最后再引入量词以求得结论。

# 推理演算举例



P81 例5:

1. 有的病人喜欢所有的医生,
2. 没有病人喜欢庸医,
3. 所以没有医生是庸医。

1. 有的病人喜欢所有的医生,
2. 没有病人喜欢庸医,
3. 所以没有医生是庸医。



## (1) 形式化

$P(x)$  表示 $x$ 是病人,  $Q(x)$  表示 $x$ 是庸医,  
 $D(x)$  表示 $x$ 是医生,  $L(x,y)$  表示 $x$ 喜欢 $y$ 。

$$1. (\exists x) (P(x) \wedge (\forall y)(D(y) \rightarrow L(x, y)))$$

$$2. (\forall x) (P(x) \rightarrow (\forall y)(Q(y) \rightarrow \neg L(x, y))) \quad \text{or} \\ \neg(\exists x)(P(x) \rightarrow (\forall y)(Q(y) \rightarrow L(x, y)))$$

$$3. \neg(\exists x)(D(x) \wedge Q(x)) \quad \text{or} \\ (\forall x)(D(x) \rightarrow \neg Q(x))$$



$$\begin{aligned}
 & (\exists x) (P(x) \wedge (\forall y) (D(y) \rightarrow L(x, y))) \\
 & (\forall x) (P(x) \rightarrow (\forall y) (Q(y) \rightarrow \neg L(x, y))) \\
 & (\forall x) (D(x) \rightarrow \neg Q(x))
 \end{aligned}$$



(2) 证明

- |  |        |
|--|--------|
| ① $(\exists x) (P(x) \wedge (\forall y) (D(y) \rightarrow L(x, y)))$           | 前提     |
| ② $P(c) \wedge (\forall y) (D(y) \rightarrow L(c, y))$                         | 存在量词消去 |
| ③ $(\forall x) (P(x) \rightarrow (\forall y) (Q(y) \rightarrow \neg L(x, y)))$ | 前提     |
| ④ $P(c) \rightarrow (\forall y) (Q(y) \rightarrow \neg L(c, y))$               | 全称量词消去 |
| ⑤ $P(c)$   | ②      |
| ⑥ $(\forall y) (D(y) \rightarrow L(c, y))$                                     | ②      |
| ⑦ $D(y) \rightarrow L(c, y)$   | 全称量词消去 |
| ⑧ $(\forall y) (Q(y) \rightarrow \neg L(c, y))$                                | ④⑤分离   |
| ⑨ $Q(y) \rightarrow \neg L(c, y)$  | 全称量词消去 |
| ⑩ $L(c, y) \rightarrow \neg Q(y)$  | ⑨置换    |
| ⑪ $D(y) \rightarrow \neg Q(y)$   | ⑦⑩三段论  |
| ⑫ $(\forall y) (D(y) \rightarrow \neg Q(y))$                                   | 全称量词引入 |
| ⑬ $(\forall x) (D(x) \rightarrow \neg Q(x))$                                   | ⑫置换    |

# 证明举例补充



前提:任何人如果他喜欢步行则他就不喜欢乘汽车;

每个人喜欢乘汽车或者喜欢骑自行车;

有的人不喜欢骑自行车。

结论: 因此有的人不喜欢步行。

设定:  $W(x)$ :  $x$ 喜欢步行,  $B(x)$ : $x$ 喜欢乘汽车

$K(x)$ :  $x$ 喜欢骑自行车;

形式化如下:

$(\forall x) (W(x) \rightarrow \neg B(x)); (\forall x) (B(x) \vee K(x)); (\exists x) \neg K(x);$

结论:  $(\exists x) \neg W(x)$

$(\forall x) (W(x) \rightarrow \neg B(x)); (\forall x) (B(x) \vee K(x)); (\exists x) \neg K(x);$   
结论:  $(\exists x) \neg W(x)$



1.  $(\exists x) \neg K(x)$  (p)
2.  $\neg K(c)$  (EI)
3.  $(\forall x)(B(x) \vee K(x))$  (p)
4.  $B(c) \vee K(c)$  (UI)
5.  $B(c)$
6.  $(\forall x)(W(x) \rightarrow \neg B(x))$  (p)
7.  $W(c) \rightarrow \neg B(c)$  (UI)
8.  $B(c) \rightarrow \neg W(c)$  (置换)
9.  $\neg W(c)$  5、8分离
10.  $(\exists x) \neg W(x)$  (EG)



# 注意事项

1.  $(\exists x) \neg K(x)$  (p)
  2.  $\neg K(c)$  (EI)
  3.  $(\forall x)(B(x) \vee K(x))$  (p)
  4.  $B(c) \vee K(c)$  (UI)
- $\exists x$ 和 $\forall x$  换成一个特指的时候，一定要先将 $\exists x$ 变成 $c$ ，然后才是 $\forall x$



下列推理是否正确？

$$(1)(\forall x)(\exists y)(x > y)$$

$$(2)(\exists y)(z > y)$$

$$(3) z > b$$

$$(4)(\forall z)(z > b)$$

$$(5) b > b$$

$$(6)(\forall x)(x > x)$$

前提

全称量词消去

存在量词消去

全称量词引入

全称量词消去

全称量词引入

☐ A 是

☒ B 否



# 例题

- 分析下列推理的正确性：

(1) $(\forall x)(\exists y)(x > y)$	前提	
(2) $(\exists y)(z > y)$	全称量词消去	$y$ 依赖于 $x$
(3) $z > b$	存在量词消去	$b$ 依赖于 $z$
(4) $(\forall z)(z > b)$	全称量词引入	不成立！
(5) $b > b$	全称量词消去	
(6) $(\forall x)(x > x)$	全称量词引入	个体常项不能用 全称量词量化

该式成立的条件是：

(1) 无论 $P(y)$ 中自由出现的个体变项 $y$ 取何值， $P(y)$ 应该均为真。

(2) 取代自由出现的 $y$ 的 $x$ 也不能在 $P(y)$ 中约束出现。

# 例题



- 在自然推理系统 $N_{\mathcal{L}}$ 中，构造下面推理的证明：  
（个体域为实数集合）.
  - 不存在能表示成分数的无理数. 有理数都能表示成分数. 因此，有理数都不是无理数.

证明：设 $F(x)$ ： $x$ 为无理数

$G(x)$ ： $x$ 为有理数

$H(x)$ ： $x$ 能表示成分数

前提： $\neg(\exists x)(F(x) \wedge H(x))$ ， $(\forall x)(G(x) \rightarrow H(x))$

结论： $(\forall x)(G(x) \rightarrow \neg F(x))$



# 例题证明

$$(1) \neg(\exists x)(F(x) \wedge H(x))$$

前提引入

$$(2) (\forall x)(\neg F(x) \vee \neg H(x))$$

(1) 置换

$$(3) (\forall x)(F(x) \rightarrow \neg H(x))$$

(2) 置换

$$(4) F(x) \rightarrow \neg H(x)$$

(3) 全称量词消去

$$(5) (\forall x)(G(x) \rightarrow H(x))$$

前提引入

$$(6) G(x) \rightarrow H(x)$$

(5) 全称量词消去

$$(7) H(x) \rightarrow \neg F(x)$$

(4) 置换

$$(8) G(x) \rightarrow \neg F(x)$$

(6) (7) 三段论

$$(9) (\forall x)(G(x) \rightarrow \neg F(x))$$

(8) 全称量词引入

前提:  $\neg(\exists x)(F(x) \wedge H(x))$  ,  $(\forall x)(G(x) \rightarrow H(x))$

结论:  $(\forall x)(G(x) \rightarrow \neg F(x))$





## 5.6 谓词逻辑的归结推理法



## 5-6-1 谓词逻辑的归结推理法

- 出发点：使用推理规则的证明技巧性较强，不便于机器实现。
- 命题逻辑中的归结推理法可以推广到谓词逻辑中。证明过程与命题逻辑相似。
- 所不同的是需对谓词逻辑中的量词和变元进行特殊的处理。



## 5-6-2 归结推理法步骤

1. 欲证 $A_1 \wedge A_2 \wedge \cdots \wedge A_n \rightarrow B$  是定理, 等价于证  $G = A_1 \wedge A_2 \wedge \cdots \wedge A_n \wedge \neg B$ . 是矛盾式。
  2. 将 $G$ 化为前束范式。进而化为SKOLEM标准型, 消去存在量词, 得到仅含全称量词的前束范式 $G^*$
- 由于全称量词的前束范式 $G^*$ 保持原式 $G$ 不可满足的特性, 故 $G$ 与 $G^*$ 在不可满足的意义下是一致的。



3. 略去 $G^*$ 中的全称量词,  $G^*$ 中的合取词 $\wedge$ 以 “,” 表示, 便得到 $G^*$ 的子句集 $S$ 。实用中可分别求出诸 $A_i$ 与 $\neg B$ 的子句集。

4. 对 $S$ 作归结。直至归结出空子句 $\square$ 。

举例



## 归结推理法说明

- 设 $C_1, C_2$ 是两个无共同变元的子句，如下式

$$C_1 = P(x) \vee Q(x)$$

$$C_2 = \neg P(a) \vee R(y)$$

$$R(C_1, C_2) = Q(a) \vee R(y)$$

- $P(x)$ 与 $\neg P(a)$ 在置换 $\{x/a\}$ 下将变元 $x$ 换成 $a$ ，构成互补对可进行归结。得到归结式 $R(C_1, C_2)$ 。



# 归结推理法举例

例2：前面的例子用归结法证明如下。

$$A_1 = (\exists x)(P(x) \wedge (\forall y)(D(y) \rightarrow L(x, y)))$$

$$A_2 = (\forall x)(P(x) \rightarrow (\forall y)(Q(y) \rightarrow \neg L(x, y)))$$

$$B = (\forall x)(D(x) \rightarrow \neg Q(x))$$

求证  $A_1 \wedge A_2 \Rightarrow B$

1. 有的病人喜欢所有的医生,
2. 没有病人喜欢庸医,
3. 所以没有医生是庸医。

$P(x)$  表示 $x$ 是病人,  $Q(x)$  表示 $x$ 是庸医,  
 $D(x)$  表示 $x$ 是医生,  $L(x, y)$  表示 $x$ 喜欢 $y$ 。



# 归结推理法举例

1. 等价于证明  $A_1 \wedge A_2 \wedge \neg B = \emptyset$  是矛盾式
2. 求出相应的Skolem标准型,  $G^*$ 分别是

$$G_{A_1}^* = (\forall y)(P(a) \wedge (\neg D(y) \vee L(a, y)))$$

$$G_{A_2}^* = (\forall x)(\forall y)(\neg P(x) \vee \neg Q(y) \vee L(x, y))$$

$$G_{\neg B}^* = D(b) \wedge Q(b)$$

3.  $G$ 的子句集  $S = S_{A_1} \cup S_{A_2} \cup S_{\neg B}$

$$S_{A_1} = \{P(a), \neg D(y) \vee L(a, y)\}$$

$$S_{A_2} = \{\neg P(x) \vee \neg Q(y) \vee L(x, y)\}$$

$$S_{\neg B} = \{D(b), Q(b)\}$$

$$A_1 = (\exists x)(P(x) \wedge (\forall y)(D(y) \rightarrow L(x, y)))$$

$$A_2 = (\forall x) \left( P(x) \rightarrow (\forall y)(Q(y) \rightarrow \neg L(x, y)) \right)$$

$$B = (\forall x)(D(x) \rightarrow \neg Q(x))$$



# 归结推理法举例

## 4. 建立归结过程

(1)  $P(a)$

(2)  $\neg D(y) \vee L(a, y)$

(3)  $\neg P(x) \vee \neg Q(y) \vee \neg L(x, y)$

(4)  $D(b)$

(5)  $Q(b)$

(6)  $L(a, b)$

(7)  $\neg Q(y) \wedge \neg L(a, y)$

(8)  $\neg L(a, b)$

(9)  $\square$

$$S_{A_1} = \{P(a), \neg D(y) \vee L(a, y)\}$$

$$S_{A_2} = \{\neg P(x) \vee \neg Q(y) \vee \neg L(x, y)\}$$

$$S_{\neg B} = \{D(b), Q(b)\}$$

(2)(4) 归结

(1)(3) 归结

(5)(7) 归结

(6)(8) 归结





## 第五章小结

本章讨论了谓词逻辑的等值和推理演算。主要内容可概括为：

- 否定型等值式的不同形式与证明方法；
- 量词分配等值式的不同形式与证明方法；
- 前束范式的定义与Skolem标准形的构成，求全称量词的前束范式的推演方法；
- 基本的推理公式，四条推理规则；
- 使用归结法证明推理公式的步骤和方法。

# 第五章 谓词逻辑的等值和推理演算



5.1 否定型等值式

5.2 量词分配等值式

5.3 范式\*(全称量词的前束范式)

5.4 基本推理公式

5.5 推理演算\*

5.6 谓词逻辑的归结推理法\*



## 5.1 等值式

- 第一组 命题逻辑中重言式的代换实例
- 第二组
  - 1. 消去量词等值式
  - 2. 量词否定等值式
  - 3. 量词辖域收缩与扩张等值式
  - 4. 量词分配等值式

# 消去量词等值式



$$\underline{(\forall x)P(x) = P(1) \wedge P(2) \wedge \cdots \wedge P(k)}$$

$$\underline{(\exists x)P(x) = P(1) \vee P(2) \vee \cdots \vee P(k)}$$

# 量词否定等值式



$$\neg(\forall x)P(x) = (\exists x)\neg P(x)$$

$$\neg(\exists x)P(x) = (\forall x)\neg P(x)$$

$$(\forall x)P(x) = \neg(\exists x)\neg P(x)$$

$$(\exists x)P(x) = \neg(\forall x)\neg P(x)$$

# 量词辖域收缩与扩张等值式



$$(\forall x)(P(x) \vee q) = (\forall x)P(x) \vee q$$

$$(\exists x)(P(x) \vee q) = (\exists x)P(x) \vee q$$

$$(\forall x)(P(x) \wedge q) = (\forall x)P(x) \wedge q$$

$$(\exists x)(P(x) \wedge q) = (\exists x)P(x) \wedge q$$

$$(\forall x)(P(x) \rightarrow q) = (\exists x)P(x) \rightarrow q$$

$$(\exists x)(P(x) \rightarrow q) = (\forall x)P(x) \rightarrow q$$

$$(\forall x)(p \rightarrow Q(x)) = p \rightarrow (\forall x)Q(x)$$

$$\underline{(\exists x)(p \rightarrow Q(x)) = p \rightarrow (\exists x)Q(x)}$$

# 量词分配等值式



$$(\forall x)(P(x) \wedge Q(x)) = (\forall x)P(x) \wedge (\forall x)Q(x)$$

$$(\exists x)(P(x) \vee Q(x)) = (\exists x)P(x) \vee (\exists x)Q(x)$$

$$(\forall x)(\forall y)(P(x) \vee Q(y)) = (\forall x)P(x) \vee (\forall x)Q(x)$$

$$(\exists x)(\exists y)(P(x) \wedge Q(y)) = (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$

# 那些不等于的……



$$(\forall x)(\forall y)(P(x) \vee Q(y)) \neq (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

$$(\exists x)(\exists y)(P(x) \wedge Q(y)) \neq (\exists x)(P(x) \wedge Q(x))$$

- $\forall$  对  $\vee$  不满足分配率,  $\exists$  对  $\wedge$  不满足分配率

$$(\forall x)(P(x) \wedge Q(x)) = (\forall x)P(x) \wedge (\forall x)Q(x)$$

$$(\exists x)(P(x) \vee Q(x)) = (\exists x)P(x) \vee (\exists x)Q(x)$$

$$(\forall x)P(x) \vee (\forall x)Q(x) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \vee Q(x))$$

$$(\exists x)(P(x) \wedge Q(x)) \Rightarrow (\exists x)P(x) \wedge (\exists x)Q(x)$$





## 5.3.1 前束范式

- 设 $A$ 为一阶谓词逻辑公式，如果满足
  - (1) 所有量词都位于该公式的最左边；
  - (2) 所有量词前都不含否定词；
  - (3) 量词的辖域都延伸到整个公式的末端，则称 $A$ 为前束范式。

$$(Q_1x_1)(Q_2x_2)\cdots(Q_nx_n)M(x_1, x_2, \cdots, x_n)$$

- 其中 $Q_i(1 \leq i \leq n)$ 为 $\forall$ 或 $\exists$ ， $M$ 为不含量词的公式，称作公式 $A$ 的基式或母式。

## 5.3.4 SKOLEM 标准型



- 一阶谓词逻辑的任一公式  $A$ ，若其
  - (1) 前束范式中所有的存在量词都在全称量词的左边，且至少有一个存在量词；
  - (2) 或仅保留全称量词而消去存在量词，便得到公式  $A$  的 SKOLEM 标准型。
- 公式  $A$  与其 SKOLEM 标准型只能保持某种意义下的等值关系。

# 基本推理公式 (续 命题逻辑温习)



Rule of Inference	Name/名称
$P \Rightarrow P \vee Q$	Addition/析取附加式
$P \wedge Q \Rightarrow P$	Simplification/合取化简式
$P, Q \Rightarrow P \wedge Q$	Conjunction/并发式, 表示
$P, P \rightarrow Q \Rightarrow Q$	Modus ponens/分离式
$\neg Q, P \rightarrow Q \Rightarrow \neg P$	Modus tollens/拒取式
$\neg P, P \vee Q \Rightarrow Q$	Disjunctive syllogism/ 析取三段式
$P \rightarrow Q, Q \rightarrow R \Rightarrow P \rightarrow R$	Hypothetical syllogism/假 言三段式

# 谓词逻辑推理规则



Rule of Inference	Name
$(\forall x)P(x) \Rightarrow P(y) \text{ if } y \in D$	UI/全称举例
$P(y) \text{ for an arbitrary } y \in D \Rightarrow (\forall x)P(x)$	UG/全称推广
$(\exists x)P(x) \Rightarrow P(c) \text{ for some } c \in D$	EI/存在举例
$P(c) \text{ for some } c \in D \Rightarrow (\exists x)P(x)$	EG/存在推广

# 推理



- 全称量词消去规则
- 全称量词引入规则
- 存在量词消去规则
- 存在量词引入规则
- 首先将以自然语句表示的推理问题引入谓词加以形式化；
- 若不能直接使用基本的推理公式则消去量词；
- 在无量词的条件下使用规则和公式推理；
- 最后再引入量词以求得结论。

## 5-6-2 归结推理法步骤



1. 欲证  $A_1 \wedge A_2 \wedge \cdots \wedge A_n \rightarrow B$  是定理，等价于证  $G = A_1 \wedge A_2 \wedge \cdots \wedge A_n \wedge \neg B$  矛盾式。
2. 将 $G$ 化为前束范式。进而化为SKOLEM标准型  
消去存在量词，得到仅含全称量词的前束范式 $G^*$ ，
  - 由于全称量词的前束范式 $G^*$ 保持原式 $G$ 不可满足的特性，故 $G$ 与 $G^*$ 在不可满足的意义下是一致的。
3. 略去 $G^*$ 中的全称量词， $G^*$ 中的合取词 $\wedge$ 以“，”表示，便得到 $G^*$ 的子句集 $S$ 。实用中可分别求出诸 $A_i$ 与 $\neg B$ 的子句集。
4. 对 $S$ 作归结。直至归结出空子句 $\square$ 。



谢谢

shixia@tsinghua.edu.cn