性质词的逻辑特征

张闵敏　刘壮虎

北京大学哲学系，liuzhh@pku.edu.cn

摘　要

刻画性质的词称为性质词，大约相当于自然语言中的形容词或起形容词作用的短语。作者认为性质词的意义相对于它们所在的语言系统，在本文中讨论一种简单的语言系统，其中只有类谓词和性质词，并且性质词只起限制类谓词的作用。

本文首先建立包括类谓词和性质词的逻辑系统，它是只有一元谓词的一阶逻辑系统的扩充，它可以直接刻画性质词对类谓词的限制，将此系统应用于性质词的分析中，讨论了完备性质词、相对性质词等几类性质词的逻辑特征，特别是讨论了可以化归为类谓词的拟类性质词，并对它的意义作进一步的分析。

本文虽然只讨论了最简单的语言系统，但结合描述逻辑，本文的思想方法是可以用作更为复杂的语言系统中的，同时也可以作为描述逻辑扩充的一个方向。

一个逻辑的刻画能力和表达能力是不同的。刻画能力是一个逻辑固有的，而表达能力依赖于化归方式。

一阶逻辑中的谓词实质上是刻画类的谓词，并不直接刻画性质词，例如在刻画“红的”、“大的”等性质词时，实际上是刻画的是类谓词“红的物体”、“大的物体”等。

我们说一阶逻辑能够刻画性质词或更多的词项，实际上是我们认为那些词项能够化归为类谓词。我们说一阶逻辑能够刻画“红的”、“大的”等性质词，是因为我们认为“红的”、“大的”能够化归为“红的物体”、“大的物体”。

很多研究表明，这样的化归可能存在问题。在《复合谓词逻辑系统》[1]（以下简称《复合谓词》）一文中，作者区分了性质词和类谓词，构造了更为精细的逻辑系统。建立复合谓词逻辑系统，直接处理性质词。本文在此基础上，讨论几类性质词的逻辑特征。

1　复合谓词的逻辑系统

从一个非逻辑符号是常量和一元谓词的（不带等词的）一阶语言出发，进行精细化，得到复合谓词逻辑的形式语言（简称复合谓词的语言）。将一元谓词精细成

以下几部分：

(1) 基本谓词；

(2) 性质词；

(3) 限制号 ∘；

(4) 联接号 ∩、∪；

(5) 辅助符号 (，)。

其它初始符号同一阶逻辑。

在复合谓词形式语言中，可以定义**谓词**如下：

(1) 基本谓词是谓词；

(2) 如果 F 是性质词，R 是谓词，则$(F\circ R)$是谓词；

(3) 如果 R, Q 是谓词，则$(R\cap Q)$, $(R\cup Q)$是谓词。[1]

和一阶逻辑类似，给出一个复合谓词逻辑的语言只需给出他的谓词和性质词。

例 1 $\mathscr{L} = \{\mathbf{R}, \mathbf{Q}, \mathbf{F}, \mathbf{G}, \mathbf{H}\}$是一个语言，其中 **R**, **Q** 是基本谓词，**F**, **G**, **H** 是性质词。

因为复合谓词逻辑的形式语言中没有常项和函数词，所以没有必要引进**项**的概念。

公式的定义除原子公式稍有差异外，其它同一阶逻辑[2]。**原子公式**的定义是：

如果 x 是项，R 是谓词，则 $R(x)$是公式。

它与一阶逻辑的差别有两点：一、我们的逻辑系统中只有一元的谓词，没有二元和二元以上的谓词。二、我们的谓词不是简单的初始符号，而是有复杂结构的。

因为复合谓词形式语言是一阶形式语言的精细化，所以它的语义也是一阶语义的精细化。

定义 1 结构 一个结构是一个有序二元组 $\mathfrak{A} = \langle \mathrm{D}, \eta \rangle$，其中 D 是非空集合，$\eta$是全体谓词的集合到$\mathscr{P}(\mathrm{D})$的映射，满足：

(1) 任给谓词 R, Q，都有

$\eta(R\cap Q) = \eta(R)\cap\eta(Q)$，

$\eta(R\cup Q) = \eta(R)\cup\eta(Q)$。

(2) 任给谓词 R 和性质词 F，都有

---

[1] 这里的形式语言和《复合谓词》一文中的形式语言稍有差别。

(1) 在《复合谓词》中用的是类谓词和性质谓词，考虑到性质谓词在语法和语义方面都不是谓词，所以本文中称为性质词而不再称为性质谓词，而《复合谓词》中的类谓词在本文中直接称为谓词。

(2) 本文讨论的是性质词的逻辑性质，为简单起见，在语言中不引进常量。

(3) 在《复合谓词》中谓词的联接号还有－（非），但类的“非”是一个复杂的问题，用一个简单的联接号来表示可能是不合适的，所以本文中不使用联接号－。

$\eta(F\circ R) \subseteq \eta(R) \subseteq \mathrm{D}$；

(3) 任给谓词 R, Q 和性质词 F，都有

如果$\eta(R) = \eta(Q)$，则$\eta(F\circ R) = \eta(F\circ Q)$。

η的性质(2)说明的 $F\circ R$ 是 R 的限制。

η的性质(3)体现了现在逻辑中重要的组合原则。一阶逻辑的语义是满足组合原则，复合谓词逻辑中多了谓词的复合，所以要在谓词复合的语义中补充条件(3)以刻画$\circ$的组合性。而η的性质(1)对$\cap$和$\cup$的刻画是满足组合性。

由组合原则，性质词 F 的解释是一个有限制的二阶算子。

令$\Delta = \{\eta(R) \mid R$ 是谓词$\}$，任给性质词 F，由η的性质(3)，可以构造Δ到Δ的映射

$\eta(F)$：$\Delta \to \Delta \quad \eta(F)(\eta(R)) = \eta(F\circ R)$。

$\eta(F)$就是性质谓词 F 在结构 $\mathfrak{A}$ 中的解释。

有限制的意思是：$\eta(F)$仅仅对Δ中的集合有定义。从这个限制可以看到，在复合谓词逻辑中，性质词的意义是和所使用的语言有关。

例 2 对于例 1 中的语言$\mathscr{L} = \{\mathbf{R}, \mathbf{Q}, \mathbf{F}, \mathbf{G}, \mathbf{H}\}$可以构造一个结构如下：其中 D 是全体笔的集合，$\eta(\mathbf{R})=$ 钢笔，$\eta(\mathbf{Q})=$ 铅笔，$\eta(\mathbf{F})=$ 红的，$\eta(\mathbf{G})=$ 蓝的，$\eta(\mathbf{H})=$ 黄的。

在这个结构中，“红的”的意义是：

将“钢笔”映到“红钢笔”（$\eta(\mathbf{F})(\eta(\mathbf{R})) = \eta(\mathbf{F}\circ\mathbf{R})$），

将“铅笔”映到“红铅笔”（$\eta(\mathbf{F})(\eta(\mathbf{Q})) = \eta(\mathbf{F}\circ\mathbf{Q})$）。

虽然 D 中有“粉笔”这个子集，但“红的”的意义和粉笔无关。

定义 2 赋值 $\mathfrak{A} = \langle \mathrm{D}, \eta\rangle$是结构，$\mathfrak{A}$ 上的一个赋值 V 是全体变元的集合到 D 的映射。

定义 3 解释 一个解释是有序对$\sigma = \langle\mathfrak{A}, \mathrm{V}\rangle$，其中 $\mathfrak{A}$ 是结构，V 是 $\mathfrak{A}$ 上的赋值。

设 $\mathfrak{A} = \langle \mathrm{D}, \eta\rangle$是结构，$\sigma = \langle\mathfrak{A}, \mathrm{V}\rangle$是解释。任给变元 x，记 $\mathrm{V}(x)$为$\sigma(x)$。任给类谓词 R，记$\eta(R)$为$\sigma(R)$。

定义 4 满足 $\sigma = \langle\mathfrak{A}, \mathrm{V}\rangle$是解释，$R(x)$是原子公式，$\sigma \models R(x)$ (称为σ满足 $R(x)$) 定义如下：

$\sigma \models R(x)$ 当且仅当 $\sigma(x) \in \sigma(R)$。

用和一阶逻辑同样的方法，通过归纳定义，可将满足关系扩充为$\sigma \models \alpha$ (称为σ满足α)，其中α是任何公式。

也和一阶逻辑一样，如果Φ是公式集，可以定义$\sigma \models \Phi$ (称为σ满足Φ) 如下：

$\sigma \models \Phi$ 当且仅当 任给$\alpha \in \Phi$，都有$\sigma \models \alpha$。

和一阶逻辑类似，当α是闭公式时，可以直接说一个结构 $\mathfrak{A}$ 满足α (记为 $\mathfrak{A} \models \alpha$)。

对于带一个自由变元的公式$\alpha(x)$和 D 中的元素 d，也可以类似地定义 $\mathfrak{A} \models \alpha[d]$。[2]

对于带一个自由变元的公式$\alpha(x)$可以定义 D 的子集

$\mathrm{D}_\alpha = \{d \mid d \in \mathrm{D}$ 且 $\mathfrak{A} \models \alpha[d]\}$，

D_α有以下性质：

定理 1

(1) $\mathrm{D}_{\alpha\wedge\beta} = \mathrm{D}_\alpha \cap \mathrm{D}_\beta$，$\mathrm{D}_{\alpha\vee\beta} = \mathrm{D}_\alpha \cup \mathrm{D}_\beta$。

(2) $\mathfrak{A} \models \forall x(\alpha(x) \rightarrow \beta(x))$ 当且仅当 $\mathrm{D}_\alpha \subseteq \mathrm{D}_\beta$。

(3) $\mathfrak{A} \models \forall x(\alpha(x) \leftrightarrow \beta(x))$ 当且仅当 $\mathrm{D}_\alpha = \mathrm{D}_\beta$。

(4) 如果 R 是谓词，$\alpha(x) = R(x)$，则 $\mathrm{D}_\alpha = \eta(R)$。

定义 5 有效式 α是公式，如果任给解释σ，都有$\sigma \models \alpha$，则称α是有效式。

本文只考虑复合谓词逻辑的语义，关于复合谓词逻辑的公理系统 CQL，以及 CQL 对于上述语义解释的可靠性和完全性，可参考《复合谓词》一文。

2 完备的性质词

定义 6 完备 $\mathfrak{A} = \langle \mathrm{D}, \eta \rangle$是一个结构，$F_1, \cdots, F_\mathrm{n}$ 是一组性质词，R 是谓词。

(1) R 是谓词。如果$\eta(F_1 \circ R) \cup \cdots \cup \eta(F_\mathrm{n} \circ R) = \eta(R)$，则称在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1, \cdots, F_\mathrm{n}$ 对于谓词 R 是完备的。

(2) 如果对所有谓词 R，$F_1, \cdots, F_\mathrm{n}$ 对于谓词 R 都是完备的，则称在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1, \cdots, F_\mathrm{n}$ 是完备的。

例 3 考虑例 2 中的语言和结构，假设钢笔只有红和蓝两种颜色，铅笔有红黄蓝三种颜色。

F, **G** 对于 **R** 是完备，对于 **Q** 不是完备的，所以在这个结构中 **F**, **G** 不是完备的。

F, **G**, **H** 对于 **R** 和 **Q** 都是完备的，所以在这个结构中 **F**, **G**, **H** 是完备的。

例 4 同样考虑例 2 中的语言，结构稍有改动，将 **R** 解释成粉笔。

这样，**F**, **G**, **H** 对于 **R** 是不完备的，所以在这个结构中 **F**, **G**, **H** 不是完备的。

以下给出性质词组 $F_1, \cdots, F_\mathrm{n}$ 在结构 $\mathfrak{A}$ 中是完备的充要条件。

定理 2 以下两个条件等价。

(1) 在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 是完备的。

(2) 任给谓词 R，都有 $\mathfrak{A}\models \forall x(F_1\circ R(x)\vee\cdots\vee F_n\circ R(x)\Leftrightarrow R(x))$。

证 令$\beta(x) = R(x)$，$\alpha_i(x) = F_i\circ R(x)$，

$$\alpha(x) = F_1\circ R(x)\vee\cdots\vee F_n\circ R(x)。$$

(1)⇒(2)：因为$\eta(F_1\circ R)\cup\cdots\cup\eta(F_n\circ R) = \eta(R)$，所以由定理 1(4)得

$$\mathrm{D}_{\alpha_1}\cup\cdots\cup\mathrm{D}_{\alpha_n} = \mathrm{D}_\beta,$$

由定理 1(1)得 $\mathrm{D}_\alpha = \mathrm{D}_\beta$，再由定理 1(3)得

$$\mathfrak{A}\models \forall x(\alpha(x)\rightarrow\beta(x))$$

即 $\mathfrak{A}\models \forall x(F_1\circ R(x)\vee\cdots\vee F_n\circ R(x)\Leftrightarrow R(x))$。

(2)⇒(1)：因为 $\mathfrak{A}\models \forall x(F_1\circ R(x)\vee\cdots\vee F_n\circ R(x)\Leftrightarrow R(x))$，即

$$\mathfrak{A}\models \forall x(\alpha(x)\Leftrightarrow\beta(x))$$

由定理 1(3)得 $\mathrm{D}_\alpha = \mathrm{D}_\beta$，再定理 1(1)得

$$\mathrm{D}_{\alpha_1}\cup\cdots\cup\mathrm{D}_{\alpha_n} = \mathrm{D}_\beta,$$

由定理 1(4)得$\eta(F_1\circ R)\cup\cdots\cup\eta(F_n\circ R) = \eta(R)$。■

3 相对性质词

在《复合谓词》一文中，通过“大的”这个性质词，说明了不是每个性质词都能够化为谓词。“大的”这个性质词还有更多的特征。

“大的”实际上并不在语言中单独出现，有“大的”，就有“小的”，有时还有“中的”。

“大的”、“中的”和“小的”，构成了一种“序”，它们作用在谓词，将谓词的解释（是一个类）分成了三个“有序”的类。这样的一组性质词称为相对性质词。

因为相对性质词是一种“序”，所以如果两个谓词 R 和 Q 的解释$\eta(R)\subseteq\eta(Q)$，则$\eta(R)$的“有序”类中总有一个包含在$\eta(Q)$的相应的“有序”类中。（这个性质可以称为相对性质词的**弱单调性**）

例 5 考虑例 1 中的语言，给出一个新的结构如下：其中 D 是全体生物的集合，$\eta(\mathbf{R})$ = 蚂蚁，$\eta(\mathbf{Q})$ = 动物，$\eta(\mathbf{F})$ = 大的，$\eta(\mathbf{G})$ = 中的，$\eta(\mathbf{H})$ = 小的。

大的、中的、小的将动物分成大动物、中动物和小动物，将蚂蚁分成大蚂蚁、中蚂蚁和小蚂蚁。

虽然大蚂蚁并不是大动物，但小蚂蚁一定是小动物。

例 6 修改例 5 中的结构，将$\eta(\mathbf{R})$改为鲸鱼，其它不变。这时，小鲸鱼不是小动物，但大鲸鱼一定是大动物。

因为我们的语言无法直接表示“序”，所以用弱单调性来刻画相对性质词。注

意，我们首先要求这组性质词是完备的，否则弱单调性就不一定成立。

例 7 修改例 5 中的结构，将$\eta(\mathbf{R})$改为老鼠（假设老鼠是中动物），其它不变。考虑不完备的一组性质词“大的”和“小的”，我们就有：小老鼠不是小动物，大老鼠也不是大动物。

定义 7 相对性质词 $\mathfrak{A}$ = <D, η>是一个结构，$F_1,\cdots, F_n$是一组性质词。在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 称为相对的，如果 $F_1,\cdots, F_n$ 满足以下条件：

(1) 在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 是完备的。

(2) **弱单调性** 任给谓词 R 和 Q，如果$\eta(R) \subseteq \eta(Q)$，则

存在 1≤i≤n，使得$\eta(F_i \circ R) \subseteq \eta(F_i \circ Q)$。

例 8 考虑例 5 和例 6 中的结构。对于这两个结构，**F**, **G**, **H** 都是相对的。

以下给出性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 在结构 $\mathfrak{A}$ 中是完备的充要条件。

定理 3 以下两个条件等价。

(1) 在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 有弱单调性。

(2) 任给谓词 R 和 Q，如果 $\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \to Q(x))$，则存在 1≤i≤n，使得

$\mathfrak{A} \models \forall x(F_i \circ R(x) \to F_i \circ Q(x))$。

证

(1)⇒(2)：任给谓词 R 和 Q，如果 $\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \to Q(x))$，则由定理 1(2)和(4)得

$\eta(R) \subseteq \eta(Q)$，

由弱单调性得存在 1≤i≤n，使得$\eta(F_i \circ R) \subseteq \eta(F_i \circ Q)$，再由定理 1(2)和(4)得

存在 1≤i≤n，使得 $\mathfrak{A} \models \forall x(F_i \circ R(x) \to F_i \circ Q(x))$

(2)⇒(1)：任给谓词 R 和 Q，如果$\eta(R) \subseteq \eta(Q)$，则由定理 1(2)和(4)得

$\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \to Q(x))$

所以存在 1≤i≤n，使得 $\mathfrak{A} \models \forall x(F_i \circ R(x) \to F_i \circ Q(x))$，再由定理 1(2)和(4)得

存在 1≤i≤n，使得$\eta(F_i \circ R) \subseteq \eta(F_i \circ Q)$。

■

定理 4 在结构 $\mathfrak{A}$ 中，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 是相对的，当且仅当，性质词组 $F_1,\cdots, F_n$ 满足以下条件：

(1) 任给谓词 R，都有 $\mathfrak{A} \models \forall x(F_1 \circ R(x) \vee \cdots \vee F_n \circ R(x) \leftrightarrow R(x))$。

(2) 任给谓词 R 和 Q，如果 $\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \to Q(x))$，则存在 1≤i≤n，使得

$\mathfrak{A} \models \forall x(F_i \circ R(x) \to F_i \circ Q(x))$。

证 由定理 2 和 3。■

3 拟类性质词

虽然将性质词作为谓词会带来问题，但有不少性质词可以归约为谓词，如“红的”就可以归约为“红的物体”。在这种归约下，性质词对谓词的限制，就归约为两个谓词的交，如“红铅笔”就归约为“红的物体”和“铅笔”的交。

这样的性质词称为拟类性质词，以下是它的严格定义。

定义 6 拟类性质词 $\mathfrak{A} = \langle \mathrm{D}, \eta \rangle$是结构，$F$ 是性质词。如果存在 D 的子集 E，使得任给谓词 R，都有$\eta(F{\circ}R) = \mathrm{E} \cap \eta(R)$，则称在结构 $\mathfrak{A}$ 中，F 是拟类性质词。

拟类性质词和上面讨论的完备性质词和相对性质词不同。对于完备性质词和相对性质词，根据定义，很容易找出它们的语义条件。因为并没有谓词来表示类 E，所以并不能从直接从定义找出它的语义条件。

先来看看拟类性质词有什么性质？

定理 4 拟类性质词有以下重要性质。

(1) **单调性** 任给谓词 R 和 Q，如果

$$\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \rightarrow Q(x)),$$

则 $\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}R(x) \rightarrow F{\circ}Q(x))$。

(2) **分配性** 任给谓词 R 和 Q，都有

$$\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}(R \cap Q)(x) \leftrightarrow F{\circ}R(x) \wedge F{\circ}Q(x)),$$

$$\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}(R \cup Q)(x) \leftrightarrow F{\circ}R(x) \vee F{\circ}Q(x))。$$

证

(1) 如果 $\mathfrak{A} \models \forall x(R(x) \rightarrow Q(x))$，则$\eta(R) \subseteq \eta(Q)$，所以

$$\mathrm{E} \cap \eta(R) \subseteq \mathrm{E} \cap \eta(Q),$$

也就是

$$\eta(F{\circ}R) \subseteq \eta(F{\circ}Q),$$

因此 $\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}R(x) \rightarrow F{\circ}Q(x))$。

(2) 因为$\eta(F{\circ}(R \cap Q) = \mathrm{E} \cap \eta(R \cap Q) = \mathrm{E} \cap (\eta(R) \cap \eta(Q))$

$$= (\mathrm{E} \cap \eta(R)) \cap (\mathrm{E} \cap \eta(Q)) = \eta(F{\circ}R) \cap \eta(F{\circ}Q),$$

由定理 1(1), (3)和(4)得

$$\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}(R \cap Q)(x) \leftrightarrow F{\circ}R(x) \wedge F{\circ}Q(x))。$$

因为$\eta(F{\circ}(R \cup Q) = \mathrm{E} \cap \eta(R \cup Q) = \mathrm{E} \cap (\eta(R) \cup \eta(Q))$

$$= (\mathrm{E} \cap \eta(R)) \cup (\mathrm{E} \cap \eta(Q)) = \eta(F{\circ}R) \cup \eta(F{\circ}Q),$$

由定理 1(1), (3)和(4)得

$$\mathfrak{A} \models \forall x(F{\circ}(R \cup Q)(x) \leftrightarrow F{\circ}R(x) \vee F{\circ}Q(x))。$$

■

但是这些性质不足以刻画拟类性质词

例 9 $\mathscr{L}=\{\mathbf{R}, \mathbf{Q}, \mathbf{F}\}$，其中 **R**, **Q** 是谓词，**F** 是性质词。取结构如下：

$\mathrm{D}=\{0, 1, 2, 3\}$，$\eta(\mathbf{R})=\{0, 1, 2\}$，$\eta(\mathbf{Q})=\{0, 1, 3\}$，

这样就有$\eta(\mathbf{R}\cap\mathbf{Q})=\{0, 1\}$，$\eta(\mathbf{R}\cup\mathbf{Q})=\{0, 1, 2, 3\}$。

$\eta(\mathbf{F})$将$\{0, 1, 2\}$映到$\{0\}$，将$\{0, 1, 3\}$映到$\{1\}$，将$\{0, 1, 2, 3\}$映到$\{0, 1\}$，将$\{0, 1\}$映到空集$\varnothing$。

在这个结构中，**F** 有单调性和分配性，但 **F** 不是拟类性质词。

定理 5　以下两个条件等价。

(1) 在结构 $\mathfrak{A}$ 中，F 是拟类性质词。

(2) 任给谓词 R 和 Q，都有

$\mathfrak{A}\models\forall x(F\circ R(x)\wedge Q(x)\Leftrightarrow R(x)\wedge F\circ Q(x))$。

证

(1)$\Rightarrow$(2)：任给谓词 R 和 Q，都有

$\eta(F\circ R)\cap\eta(Q)=(\mathrm{E}\cap\eta(R))\cap\eta(Q)$

$=\eta(R)\cap(\mathrm{E}\cap\eta(Q))=\eta(R)\cap\eta(F\circ Q)$

由定理 1(1), (3)和(4)得

$\mathfrak{A}\models\forall x(F\circ R(x)\wedge Q(x)\Leftrightarrow R(x)\wedge F\circ Q(x))$。

(2)$\Rightarrow$(1)：任给谓词 R 和 Q，因为

$\mathfrak{A}\models\forall x(F\circ R(x)\wedge Q(x)\Leftrightarrow R(x)\wedge F\circ Q(x))$，

所以

$\eta(F\circ R)\cap\eta(Q)=\eta(R)\cap\eta(F\circ Q)$

取 $\mathrm{E}=\cup\{\eta(F\circ R)\mid R$ 是谓词$\}$，则任给谓词 Q，因为 $F\circ Q$ 是谓词，所以

$\eta(F\circ Q)\subseteq\{\eta(R)\mid R$ 是谓词$\}$

因此

$\mathrm{E}\cap\eta(Q)$

$=\cup\{\eta(F\circ R)\mid R$ 是谓词$\}\cap\eta(Q)$

$=\cup\{\eta(F\circ R)\cap\eta(Q)\mid R$ 是谓词$\}$

$=\cup\{\eta(R)\cap\eta(F\circ Q)\mid R$ 是谓词$\}$

$=\cup\{\eta(R)\mid R$ 是谓词$\}\cap\eta(F\circ Q)$

$=\eta(F\circ Q)$

■

4　讨论

复合谓词的思想方法与描述逻辑很类似，虽然描述逻辑中将我们这里的谓词称

为概念。

一个重要的思想方法是：在公式的层次上只使用一元谓词，而依靠谓词的复合提高逻辑系统的表达能力。

描述逻辑对于谓词的复合比我们丰富的多，特别是通过二元关系（描述逻辑中称为角色）和谓词构成新的谓词的方法，是描述逻辑能够刻画一阶逻辑中多元谓词的关键。我们的逻辑缺乏这样的方法，还是无法刻画多元谓词。

但描述逻辑中没有性质词，依然采用一阶逻辑那种将性质词化归为谓词的做法。性质词的引进，是我们优于描述逻辑的方面。

除性质词外，自然语言中还有很多不能化归的谓词的词项，通过对它们的语法形式和意义的分析，我们可以建立刻画更多类型词项的越来越细致的逻辑系统。

参 考 文 献

[1] 刘壮虎. 复合谓词的逻辑[J]. 自然辩证法研究, 2000 增刊.

[2] 叶峰. 一阶逻辑与一阶理论[M]. 北京：中国社会科学出版社, 1994.