复合谓词的逻辑系统*

有两类不同的谓词：性质谓词和类谓词。一阶逻辑把两者都作为类谓词来处理，有时是不合适的。本文在一阶逻辑的基础上，区别性质谓词与类谓词，构造更为精细的逻辑系统。并对由此产生的问题作一些简单的讨论。

1 基本思想

我们来看一个熟悉的例子，考虑“蚂蚁是动物”到“大蚂蚁是大动物”的推理。用 R, Q, F 分别表示蚂蚁、动物和大的，则“蚂蚁是动物”和“大蚂蚁是大动物”分别表示为

$\forall x(R(x)\rightarrow Q(x))$，

$\forall x(F(x)\wedge R(x)\rightarrow F(x)\wedge Q(x))$。

从一阶逻辑可知，

$\forall x(R(x)\rightarrow Q(x))$到$\forall x(F(x)\wedge R(x)\rightarrow F(x)\wedge Q(x))$

的推理是正确的，但“蚂蚁是动物”到“大蚂蚁是大动物”的推理是错误的。

有一种方法可以避免以上矛盾。这种方法认为“大蚂蚁”中的“大”和“大动物”中的“大”是不同的，分别用 F, G 表示，则“大蚂蚁是大动物”就表示为

$\forall x(F(x)\wedge R(x)\rightarrow G(x)\wedge Q(x))$。

显然

$\forall x(R(x)\rightarrow Q(x))$到$\forall x(F(x)\wedge R(x)\rightarrow G(x)\wedge Q(x))$

的推理并不是正确的。

推广到一般情况，这种方法是不合适的，因为修饰不同的类的“大”都是不同的，需要用不同的符号来表示，实际上是行不通的。而且认为有许多不同的“大”，也不符合人们的直观。

* 本文原载于《自然辩证法研究》2000 年增刊，略有修改。

实际上不是有不同的“大”，而是同一个“大”在不同的类上的作用不一样。所以，不应该将复合谓词“大蚂蚁”化归为“大”和“蚂蚁”，而是应该直接去刻画复合谓词“大蚂蚁”。

为了刻画复合谓词，我们采用区分性质谓词和类谓词的方法，并遵照以下原则：

原则一　个体只和类谓词相联系。在原子公式 R(t)中，R 只能是类谓词。

原则二　性质谓词可以与类谓词复合得到新的类谓词。性质谓词 F 与类谓词 R 的复合记为 $F\circ R$。

原则三　$F\circ R$ 是 R 的限制，即 $F\circ R$ 刻画的类是 R 刻画的类的子类。

除了性质谓词限制类谓词这种复合以外，还有同类谓词间的复合，这样的复合本文称为联接，主要有交(∩)、并(∪)和非(−)，如“高大”(“高”和“大”的交)、“中小学生”(“中学生”和“小学生”的并)、“不大”(“大”的非)等。

对于性质谓词的联接来说，因为类谓词没有改变，所以性质谓词的联接可以化归为单个性质谓词。具体的化归是：

$((F\cap G)\circ R)(x)$等值于$(F\circ R)(x)\wedge(G\circ R)(x)$，

$((F\cup G)\circ R)(x)$等值于$(F\circ R)(x)\vee(G\circ R)(x)$，

$((-F)\circ R)(x)$的情况稍为复杂，它不等值于$\neg(F\circ R)(x)$，而是等值于$\neg(F\circ R)(x)\wedge R(x)$。

对于类谓词的复合来说，因为类谓词已经改变，所以性质谓词的作用改变了。这种改变是如此强烈，以至性质谓词限制类谓词的联接，

$(F\circ(R\cap Q))(x)$, $(F\circ(R\cup Q))(x)$, $(F\circ(-R))(x)$

与性质谓词限制单个类谓词

$(F\circ R)(x)$, $(F\circ Q)(x)$

毫无逻辑上的关系。

然而，类谓词的联接如果不被性质谓词所限制，还是可以化归为单个类谓词的。具体如下：

$(R\cap Q)(x)$等值于 $R(x)\wedge Q(x)$，

$(R\cup Q)(x)$等值于 $R(x)\vee Q(x)$，

$(-R)(x)$等值于$\neg R(x)$。

因此，我们处理复合谓词的另两条原则是：

原则四　类谓词可以与类谓词联接得到新的类谓词。

原则五　类谓词的联接如果不被性质谓词所限制，可以化归为单个类谓词。

2　公理系统和语义解释

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，得到复合谓词的形式语言。将一元谓词精细成以下几部分：

(1) 基本类谓词；

(2) 性质谓词；

(3) 限制号 $\circ$；

(4) 联接号　$\cap$、$\cup$、$-$；

(5) 辅助符号　(，)。

在复合谓词形式语言中，可以定义*类谓词*如下：

(1) 基本类谓词是类谓词；

(2) 如果 F 是性质谓词，R 是类谓词，则$(F\circ R)$是类谓词；

(3) 如果 R, Q 是类谓词，则$(R\cap Q)$, $(R\cup Q)$, $(-R)$是类谓词。

(2)和(3)分别是原则二和原则四在形式语言中的体现。

项、公式等的定义除原子公式稍有差异外，其它同一阶逻辑。原子公式的定义是：

如果 t 是项，R 是类谓词，则 R(t)是原子公式。

它依据的是原则一。

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三元组 $A = <D, \tau, \eta>$，其中 D 是非空集合，τ是全体常量的集合到 D 的映射，η是全体类谓词的集合到 P(D)的映射，满足：

(1) 任给类谓词 R, Q，都有

$\eta(-R) = D \setminus \eta(R)$，

$\eta(R\cap Q) = \eta(R)\cap\eta(Q)$，

$\eta(R\cup Q) = \eta(R)\cup\eta(Q)$。

(2) 任给类谓词 R 和性质谓词 F，都有

$\eta(F\circ R) \subseteq \eta(R) \subseteq D$；

(3) 任给类谓词 R, Q 和性质谓词 F，都有

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

η的性质(1)是原则五在语义上的体现，η的性质(2)是原则二和原则三在语义上的体现。

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

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

$\eta(F)$就是性质谓词 F 在结构 A 中的解释。

定义 2　*赋值*　$A = <D, \tau, \eta>$是结构，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$\sigma = <A, V>$，其中 A 是结构，V 是 A 上的赋值。

设 $A= <D, \tau, \eta>$是结构，$\sigma = <A, V>$是解释。任给项 t，如果 t 是变元，记 V(t)为σ(t)，如果 t 是常量，记η(t)为σ(t)。任给类谓词 R，记$\eta(R)$为$\sigma(R)$。

定义 4　*满足*　$\sigma = <A, V>$是解释，R(t)是原子公式，$\sigma\models R$(t)(称为σ满足 R(t))定义如下：

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

用和一阶逻辑同样的方法，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，。

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

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 $A\models\alpha[d]$。

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。

以下是复合谓词逻辑的公理系统 CQL。它有四组公理：

(1) 一阶逻辑的所有公理。

(2) 化归公理。对任何类谓词 R, Q，

$\forall x((-R)(x)\Leftrightarrow\neg R(x))$，

$\forall x((R\cap Q)(x)\Leftrightarrow R(x)\wedge Q(x))$，

$\forall x((R\cup Q)(x)\Leftrightarrow R(x)\vee Q(x))$。

(3) 限制公理。对任何性质谓词 F 和类谓词 R，

$\forall x((F\circ R)(x)\rightarrow R(x))$。

(4) 等值公理。对任何性质谓词 F 和类谓词 R, Q，

$\forall x(R(x)\Leftrightarrow Q(x))\rightarrow\forall x((F\circ R)(x)\Leftrightarrow(F\circ Q)(x))$，

和两个推演规则：

(1) 分离规则。从α和$\alpha\rightarrow\beta$得到α。

(2) 概括规则。从α得到$\forall x\alpha$。

公理(2)和公理(3)分别是原则五和原则三在公理系统中的体现。

证明、内定理等概念同一阶逻辑。

3 一致性和完全性

定理 1 一致性 任何内定理都是有效式。

证 直接验证公理都是有效式和验证推演规则保持有效性不变。公理(1)和推演规则的验证同一阶逻辑，公理(2)、公理(3)和公理(4)分别根据结构中η的性质(1)、性质(2)和性质(3)。■

CQL 的完全性仿照一阶逻辑，对于极大和谐的 *Hintikka* 集Σ，构造解释σ，使得任给公式α，都有

$\sigma\models\alpha$当且仅当$\alpha\in\Sigma$。

引理 1 $A=\langle D,\tau,\eta\rangle$，$\Sigma$是极大和谐的 *Hintikka* 集。如果 A 满足以下条件：

(1) D 是全体项的集合；

(2) 任给常量 c，都有$\tau(c)=c$；

(3) 任给类谓词 R，都有$\eta(R)=\{t\mid R(t)\in\Sigma\}$，

则 A 是一个结构。

证 只需证η有结构定义中的性质(1)、性质(2)和性质(3)。

(1) 任给类谓词 R, Q，任给 $t\in D$，由公理(2)得：

$t\in\eta(R\cap Q)$ 当且仅当 $(R\cap Q)(t)\in\Sigma$

当且仅当 $R(t)\in\Sigma$且 $Q(t)\in\Sigma$

当且仅当 $t\in\eta(R)$且 $t\in\eta(Q)$

当且仅当 $t\in\eta(R)\cap\eta(Q)$，

$t\in\eta(R\cup Q)$ 当且仅当 $(R\cup Q)(t)\in\Sigma$

当且仅当 $R(t)\in\Sigma$或 $Q(t)\in\Sigma$

当且仅当 $t\in\eta(R)$或 $t\in\eta(Q)$

当且仅当 $t\in\eta(R)\cup\eta(Q)$，

$t\in\eta(-R)$ 当且仅当 $(-R)(t)\in\Sigma$

当且仅当 $\neg R(t)\in\Sigma$

当且仅当 $R(t)\notin\Sigma$

当且仅当 $t\notin\eta(R)$

当且仅当 $t\in D\setminus\eta(R)$。

因此，任给类谓词 R, Q，都有

$\eta(R\cap Q)=\eta(R)\cap\eta(Q)$，

$\eta(R\cup Q)=\eta(R)\cup\eta(Q)$，

$\eta(-R)=D\setminus\eta(R)$。

(2) 任给类谓词 R 和性质谓词 F，任给 $t\in D$，

如果 $t\in\eta(F\circ R)$，则$(F\circ R)(t)\in\Sigma$，

由公理(3)得 $R(t)\in\Sigma$，所以 $t\in\eta(R)$。

因此，任给类谓词 R 和性质谓词 F，都有

$\eta(F\circ R)\subseteq\eta(R)\subseteq D$。

(3) 任给类谓词 R, Q 和性质谓词 F，如果$\eta(R)=\eta(Q)$，则任给 $t\in D$，都有

$R(t)\in\Sigma$ 当且仅当 $Q(t)\in\Sigma$，

所以

$\forall x(R(x)\Leftrightarrow Q(x))$，

由公理(4)得

$\forall x((F\circ R)(x)\Leftrightarrow(F\circ Q)(x))$，

所以

$$(F\circ R)(\mathrm{t})\in\Sigma\text{当且仅当}(F\circ Q)(\mathrm{t})\in\Sigma,$$

因此$\eta(F\circ R)=\eta(F\circ Q)$。■

引理 2　Σ是极大和谐的 *Hintikka* 集，则存在解释σ，使得任给原子公式 $R(\mathrm{t})$，都有$\sigma\models R(\mathrm{t})$当且仅当 $R(\mathrm{t})\in\Sigma$。

证　取引理 1 中的结构 A，取赋值 V 满足任给变元 x，都有 $\mathrm{V}(x)=x$，构造解释$\sigma=\langle\mathrm{A},\mathrm{V}\rangle$。$\sigma$满足：

任给项 t，都有$\sigma(\mathrm{t})=\mathrm{t}$，任给类谓词 R，都有

$$\sigma(R)=\{\mathrm{t}\mid R(\mathrm{t})\in\Sigma\}。$$

因此，

$$\begin{aligned}\sigma\models R(\mathrm{t})\ &\text{当且仅当}\ \sigma(\mathrm{t})\in\sigma(R)\\ &\text{当且仅当}\ \mathrm{t}\in\sigma(R)\\ &\text{当且仅当}\ R(\mathrm{t})\in\Sigma。\end{aligned}$$

■

在引理 2 的基础上，和一阶逻辑一样用归纳法可以证明：

引理 3　Σ是极大和谐的 *Hintikka* 集，则存在解释σ，使得任给公式α，都有$\sigma\models\alpha$ 当且仅当 $\alpha\in\Sigma$。■

也和一阶逻辑一样可以得到：

定理 2　完全性　任何有效式都是内定理。■

4　全谓词和拟类谓词

个体 x 有性质 F 这样的句子是有歧义的，它的真假依赖于考虑的范围，如 x 是一只大蚂蚁，α是句子“x 是大的”，如果考虑的范围是蚂蚁，α为真，如果考虑的范围是动物，α为假。

为了表达这样的句子，我们用一个特殊的谓词来表示范围(也就是结构中的定义域)。

在形式语言中加上一个特殊的基本类谓词 A(称为全谓词)，它有以下特点：

(1) 在语法上它和其它基本类谓词没有区别；

(2) 在语义中要求：任给结构 $\mathrm{A}=\langle\mathrm{D},\tau,\eta\rangle$，都有$\eta(\mathrm{A})=\mathrm{D}$；

(3) 在公理系统中加上关于 A 的特殊公理：$\forall x\mathrm{A}(x)$。

这样我们就得到了 CQL 的扩充 $\mathrm{CQL}^{\mathrm{A}}$。

在 $\mathrm{CQL}^{\mathrm{A}}$ 中，我们就能用$(F\circ\mathrm{A})(\mathrm{t})$来无歧义的表示“t 有性质 F”这样的句子。

有些性质谓词是可以当作类谓词的，如性质谓词“黑”可以当作类谓词处理，将“x 是黑蚂蚁”理解为“x 是蚂蚁且 x 是黑的”是不会出问题的。这样的性质谓词称为拟类谓词，以下是它的严格定义。

定义 6　拟类谓词　$\mathrm{A}=\langle\mathrm{D},\tau,\eta\rangle$是结构，$F$ 是性质谓词。如果存在 D 的子集 E，使得任给类谓词 R，都有$\eta(F\circ R)=\mathrm{E}\cap\eta(R)$，则称 F 是相对于 A 的拟类谓词。

定义 7　拟类公式　F 是性质谓词，A 是结构，$\alpha(x)$是公式。如果任给类谓词 R，都有

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

则称$\alpha(x)$是 F 的相对于 A 的拟类公式。

对于固定的结构 A，可以省略“相对于 A 的”，直接说 F 是拟类谓词和$\alpha(x)$是 F 的拟类公式。

F 有拟类公式是 F 是拟类谓词的充分条件。

引理 4　任给公式$\alpha(x),\beta(x)$，都有

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

当且仅当

$$\{d\mid\mathrm{A}\models\alpha[d]\}=\{d\mid\mathrm{A}\models\beta[d]\}。$$

■

引理 5　$\mathrm{A}\models\forall x((F\circ R)(x)\Leftrightarrow\alpha(x)\wedge R(x))$ 当且仅当 $\eta(F\circ R)=\{d\mid\mathrm{A}\models\alpha(x)[d]\}\cap\eta(R)$。

证　因为$\eta(F\circ R)=\{d\mid\mathrm{A}\models(F\circ R)(x)[d]\}$，

$$\eta(R)=\{d\mid\mathrm{A}\models R(x)[d]\}$$

$$\begin{aligned}&\{d\mid\mathrm{A}\models\alpha(x)\wedge R(x)[d]\}\\ =&\{d\mid\mathrm{A}\models\alpha(x)[d]\}\cap\{d\mid\mathrm{A}\models R(x)[d]\},\end{aligned}$$

所以

$$\{d\mid\mathrm{A}\models(F\circ R)(x)[d]\}=\{d\mid\mathrm{A}\models\alpha(x)\wedge R(x)[d]\}$$

当且仅当

$\eta(F\circ R) = \{d \mid \mathrm{A} \models \alpha(x)[d]\} \cap \eta(R)$。

因此

$$\mathrm{A} \models \forall x((F\circ R)(x) \Leftrightarrow \alpha(x) \wedge R(x))$$

当且仅当

$$\{d \mid \mathrm{A} \models (F\circ R)(x)[d]\} = \{d \mid \mathrm{A} \models \alpha(x) \wedge R(x)[d]\}$$

当且仅当

$$\eta(F\circ R) = \{d \mid \mathrm{A} \models \alpha(x)[d]\} \cap \eta(R)。$$

■

定理 3 如果 F 有拟类公式 $\alpha(x)$，则 F 是拟类谓词。

证 任给类谓词 R，都有

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

由引理 5 得 $\eta(F\circ R) = \{d \mid \mathrm{A} \models \alpha(x)[d]\} \cap \eta(R)$。

取 $\mathrm{E} = \{d \mid \mathrm{A} \models \alpha(x)[d]\}$，则任给类谓词 R，都有

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

因此 F 是拟类谓词。■

对于 CQL 来说，拟类谓词 F 不一定有拟类公式。对于 $\mathrm{CQL}^{\mathrm{A}}$ 来说，拟类谓词 F 一定有拟类公式。

定理 4 对 $\mathrm{CQL}^{\mathrm{A}}$ 来说，如果 F 是拟类谓词，则 F 有拟类公式。

证 对于全谓词 A，有

$$\eta(F\circ \mathrm{A}) = \mathrm{E} \cap \eta(\mathrm{A}) = \mathrm{E} \cap \mathrm{D} = \mathrm{E},$$

任给类谓词 R，都有

$$\eta(F\circ R) = \mathrm{E} \cap \eta(R)$$
$$= \eta(F\circ \mathrm{A}) \cap \eta(R)$$
$$= \{d \mid \mathrm{A} \models (F\circ \mathrm{A})(x)[d]\} \cap \eta(R),$$

由引理 5 得 $\mathrm{A} \models \forall x((F\circ R)(x) \Leftrightarrow (F\circ \mathrm{A})(x) \wedge R(x))$。

因此，$(F\circ \mathrm{A})(x)$ 是 F 的拟类公式。■

5 讨论

一、内涵和外延。

一般认为谓词都有内涵和外延，谓词的外延组成了一个类。

这说明了，认为谓词有外延实际上已经将谓词作为类谓词了。

因为性质谓词不能作为类谓词，所以性质谓词没有外延。性质谓词 F 的内涵 $\mathrm{con}(F)$ 是什么？它是 F 在类谓词上的作用，也就是 CQL 的语义中的 $\eta(F)$。

类谓词 R 的外延记为 $\mathrm{ext}(R)$。所有类谓词外延的集合记为 $\mathrm{EXT_c}$，即

$$\mathrm{EXT_c} = \{\mathrm{ext}(R) \mid R \text{ 是类谓词}\}。$$

则 $\mathrm{con}(F)$ 就是 $\mathrm{EXT_c}$ 到 $\mathrm{EXT_c}$ 映射，满足任给类谓词 R，都有

$$\mathrm{con}(F)(\mathrm{ext}(R)) \subseteq \mathrm{ext}(R)。$$

所以可简单的说：性质谓词的内涵是类谓词外延到类谓词外延的映射。

通常将类谓词的内涵看作可能世界到外延的映射。对内涵的这种清晰的描述是建立在不清晰的可能世界上的，这种描述仍然没能说清楚内涵到底是什么，而且和直观对内涵的理解相距甚远。

和直观理解较为一致的一种看法是：类谓词的内涵是它的外延(是一个类)的性质。这种看法在 CQL 的语义中精确化为：类谓词的内涵是所有性质谓词在它的外延上的作用。

记所有性质谓词内涵的集合为 $\mathrm{CON_p}$。即

$$\mathrm{CON_p} = \{\mathrm{con}(F) \mid F \text{ 是性质谓词}\}。$$

则类谓词 R 的内涵 $\mathrm{con}(R)$ 就是 $\mathrm{CON_p}$ 到 $\mathrm{EXT_c}$ 的映射，满足任给性质谓词 F，都有

$$\mathrm{con}(R)(\mathrm{con}(F)) = \mathrm{con}(F)(\mathrm{ext}(R))。$$

所以可以简单的说：类谓词的内涵是性质谓词内涵到类谓词外延的映射。

项 t 的外延 ext(t) 是个体，原子公式 $R(\mathrm{t})$ 的外延 $\mathrm{ext}(R(\mathrm{t}))$ 是真值，而且

$$\mathrm{ext}(R(\mathrm{t})) = \text{真} \quad \text{当且仅当} \quad \mathrm{ext}(\mathrm{t}) \in \mathrm{ext}(R)。$$

原子公式 $R(\mathrm{t})$ 的内涵 $\mathrm{con}(R(\mathrm{t}))$ 是

$$\{\mathrm{con}(F) \mid \mathrm{ext}(\mathrm{t}) \in \mathrm{con}(F)(\mathrm{ext}(R))\},$$

它是 $\mathrm{CON_p}$ 的一个子集。所以可以简单的说：原子公式的内涵是

性质谓词内涵的子集。

最后来看项 t 的内涵 con(t)，它是个体 ext(t)的性质，因为 ext(t)的性质依赖于它所属的类，所以严格的说，项的内涵是它的外延在每一个类中的性质。

记所有原子公式内涵的集合 CON_f，即

$$\mathrm{CON}_f = \{\mathrm{con}(R(\mathrm{t})) \mid R(\mathrm{t})\text{是原子公式}\}。$$

则项 t 的内涵 con(t)就是 EXT_c 到 CON_f 的映射，满足任给类谓词 R，都有

$$\mathrm{con}(\mathrm{t})(\mathrm{ext}(R)\mathrm{con}(F)) = \mathrm{con}(R(\mathrm{t}))。$$

所以可以简单的说：项的内涵是类谓词外延到原子公式内涵的映射。

二、推广。

将多元谓词看作有序组的类谓词，很容易将 CQL 推广到多元谓词。但是，多元谓词除了复合、联接以外，还有一种一元谓词所没有的运算：从 n+1 元谓词生成 n 元谓词。如从二元谓词“朋友”生成一元谓词“所有人的朋友”。

在一阶逻辑中，是用带自由变元的公式定义新谓词的方法来处理这类问题的，如用 S 表示“朋友”，则公式$\forall y S(x, y)$定义的新谓词就是“所有人的朋友”。

在 CQL 及其推广中使用这样的方法是不行的，因为虽然我们仍可以用公式定义新谓词，但一般我们无法用公式定义性质谓词和新谓词的复合。因此，我们必须在谓词层次而不是在公式层次定义“生成”这种运算。只有解决了这个问题，我们才能真正地将 CQL 推广到多元谓词。

三、精细。

除性质谓词外，还有一些谓词对于不同的类的作用也是不同的，如“骑马”(动作)、“会骑马”(能力)、“骑过马”(经历)等，它们对于类“小孩”和“人”的作用就是不一样。设 x 是一个小孩，可能 x 是骑马的小孩，而不是骑马的人，所以“x 骑马”是有歧义的，无歧义的句子是“x 是骑马的小孩”、“x 是骑马的人”等。类似地，不能简单地说“x 会骑马”、“x 骑过马”等。

这类谓词在 CQL 中可以像性质谓词一样处理，所以我们可以推广性质谓词的含义，将这类谓词也包括在性质谓词之中，它们和“大”、“黑”那样的性质谓词不同，是一种复合的性质谓词。

我们可以进一步将 CQL 中的性质谓词精细化，在新的逻辑系统中更细致地处理表示动作、能力、经历等复合的性质谓词。当然，这样的精细要比从一阶逻辑到 CQL 的精细复杂的多。这种精细化的过程可以不断地继续下去，我们就能得到在刻画自然语言方面越来越细致的逻辑系统。

CQL 还是一个相当简单的系统，但它给出了一种新的方法(精细化)，这个方向的研究大有可为。

参 考 文 献

[1] 周北海. 名字涵义新说[J]. 哲学研究, 1995(增刊). 152–155.

[2] 毛翊. 关于名字涵义的逻辑[J]. 自然辩证法研究, 1996(增刊). 179–183.

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