软件学报 ISSN 1000-9825, CODEN RUXUEW
Journal of Software,2014,25(5):1014−1024 [doi: 10.13328/j.cnki.jos.004500]
©中国科学院软件研究所版权所有.
E-mail: jos@iscas.ac.cn
http://www.jos.org.cn
Tel/Fax: +86-10-62562563

公式分层的谓词模态逻辑*

孙梅莹[1,2], 邓少波[1,2], 陈 博[1,2], 曹存根[1], 眭跃飞[1]

[1](中国科学院 计算技术研究所 智能信息处理重点实验室,北京 100190)
[2](中国科学院大学,北京 100049)
通讯作者: 孙梅莹, E-mail: sunmeiying07@mails.ucas.ac.cn

摘 要: 由于必然模态词□的引入,谓词模态逻辑的公式在一个可能世界中的真假值可能依赖于其可达的可能世界.在谓词模态逻辑中存在个体跨可能世界相等问题.针对这一问题,Lewis 提出了对应物理论,并且在对应物理论中用对应物关系来表示个体跨可能世界相等.但是,当一个对象具有一个以上的对应物时,谓词模态逻辑中的跨可能世界相等关系无法与对应物关系建立一一对应.通过限制谓词模态逻辑中全称量词∀的范围,给出了一种公式分层的谓词模态逻辑.它是谓词模态逻辑的一个子逻辑,并且其语言与谓词模态逻辑的语言是相同的.但其公式是分层定义的,使得∀可以出现在□的范围内,并且□不能出现在∀的范围内.由于任意形如$\forall x\Box\phi(x)$的表达式都不是该逻辑的公式,以量词开头的公式在一个可能世界 w 中的真假值只依赖于 w,该逻辑避免了个体跨可能世界相等问题.给出了该逻辑的语言、语法和语义,并证明了该逻辑是可靠的和完备的.
关键词: 跨可能世界相等;谓词模态逻辑;可变论域语义;∀-性质;可靠性;完备性
中图法分类号: TP18

中文引用格式: 孙梅莹,邓少波,陈博,曹存根,眭跃飞.公式分层的谓词模态逻辑.软件学报,2014,25(5):1014−1024. http://www.jos.org.cn/1000-9825/4500.htm
英文引用格式: Sun MY, Deng SB, Chen B, Cao CG, Sui YF. Formula-Layered predicate modal logic. Ruan Jian Xue Bao/ Journal of Software, 2014,25(5):1014−1024 (in Chinese). http://www.jos.org.cn/1000-9825/4500.htm

Formula-Layered Predicate Modal Logic

SUN Mei-Ying[1,2], DENG Shao-Bo[1,2], CHEN Bo[1,2], CAO Cun-Gen[1], SUI Yue-Fei[1]

[1](Key Laboratory of Intelligent Information Processing, Institute of Computing Technology, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)
[2](University of Chinese Academy of Sciences, Beijing 100049, China)
Corresponding author: SUN Mei-Ying, E-mail: sunmeiying07@mails.ucas.ac.cn

Abstract: As an introduction to the necessary modality □, the truth values of formulas of the predicate modal logic in a possible world may rely on its alternative worlds. So there is a problem of the transworld identity of individuals in the predicate modal logic. According to this problem, Lewis proposed the counterpart theory and used the counterpart relation to represent the transworld identity of individuals in the counterpart theory. When an object has more than one counterpart, the transworld identity cannot have a one-to-one correspondence with the counterpart relation. By limiting the scope of the universal quantifier ∀ in the predicate modal logic, this paper gives a formula-layered predicate modal logic, which is a sublogic of the predicate modal logic, and which language is the same as that of the predicate modal logic. But the definition of its formulas is decomposed into layers such that ∀ may occur in the scope of □, and □ cannot occur in the scope of ∀. Since any expression in the form of $\forall x\Box\phi(x)$ is not a formula of this logic, the truth value of any formula which begins with a quantifier in a possible world w only relies on w, and this logic avoids the problem of the transworld identity of individuals. This paper gives the language, the syntax and the semantics of this logic, and proves that this logic is sound and complete.
Key words: transworld identity; predicate modal logic; varying domain semantics; ∀-property; soundness; completeness

* 基金项目: 国家自然科学基金(60573064, 91224006, 61203284, 61173063)
收稿时间: 2013-05-16; 定稿时间: 2013-09-02

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

模态逻辑主要包括命题模态逻辑和谓词模态逻辑(又称一阶模态逻辑):命题模态逻辑是在命题逻辑的基础上增加必然模态词$\Box$(可能模态词$\Diamond$可以由否定联结词$\neg$和必然模态词$\Box$定义)而形成的扩张(extension);谓词模态逻辑是在谓词逻辑(又称一阶逻辑)的基础上增加$\Box$而形成的扩张.

可能世界语义是谓词模态逻辑中最常用的语义,可能世界语义包括常论域语义和可变论域语义[1,2].在常论域语义中,论域不随可能世界的变化而变化;而在可变论域语义中,论域随可能世界的变化而变化.因此,常论域语义是可变论域语义的特殊情形.常量符号和谓词符号的解释以及变量符号的赋值是否随可能世界的变化而变化,形成了谓词模态逻辑的多种语义.在谓词模态逻辑中,不同的语义对应不同的公理系统.例如,在可变论域语义下:变量y的赋值的值域是整个论域时,$\forall x\phi(x)\to\phi(y)$不是有效的;而$y$的赋值的值域和全称量词的取值范围相同时,$\forall x\phi(x)\to\phi(y)$是有效的.

目前,对于谓词模态逻辑语义的研究还存在很多问题[3],例如:模态词和量词的顺序不同会形成意义不同的公式,由此产生了巴肯公式[1,2]和逆巴肯公式的有效性问题;模态词和一阶逻辑公式组合所产生的从物(de re)模态和从言(de dicto)模态问题[1,2,4];以及个体跨可能世界相等问题[1,5–9].

本文我们主要关注个体跨可能世界相等问题.Lewis 认为,可能世界是由具体的实体(concrete entities)构成的;Plantinga[8]和 Kripke[7]则把可能世界作为抽象的实体(abstract entities)对待,并指出,跨可能世界相等是一个伪问题(pseudo-problem).Kripke 认为,跨可能世界相等问题是由于错误的刻画可能世界造成的.Hintikka 认为,跨可能世界相等是一个问题.Catterson[5]对 Kripke 和 Hintikka 等人的观点进行了详细地论述和对比,并且提出跨可能世界相等是一个问题.在谓词模态逻辑中,公式$\forall x\Box\phi(x)$在可能世界 w 中的真假值,依赖于 w 的论域中任意的对象 a 在 w'的论域中所对应的对象是否具有性质ϕ,其中,w'是由 w 可达的任意的可能世界.因此,在谓词模态逻辑中涉及到个体跨可能世界相等.在常论域语义中,每个 w 的论域中的对象 a 都对应到 w'的论域中的 a.而在可变论域语义中,w 的论域中的对象 a 对应到 w'的论域中的哪一个对象有多种情形.例如:在论域递增的模型中,每个 w 的论域中的对象 a 都对应到 w'的论域中的 a;在论域递减的模型中,w'的论域中可能没有 a,因此,w 的论域中的对象 a 对应到 w'的论域中的其他对象.

为了解决个体跨可能世界相等问题,Lewis 提出了对应物理论[10],其基本思想是:通过建立谓词模态逻辑到对应物理论的公式间的翻译,从而把模态命题归约到对应物理论的命题.对应物理论是在谓词逻辑的基础上增加 4 个特殊谓词,由此,对应物理论可以显式地表达可能世界语义中个体跨可能世界相等及某个可能世界中的对象在其他可能世界对应物的存在.在对应物理论中,每个对象只存在于 1 个可能世界中,在其他可能世界中存在它的对应物.对应物关系不一定满足传递性和对称性,并且某个可能世界中的对象在其他可能世界中允许拥有 1 个对应物、多个对应物或者没有对应物[9].根据 Lewis 的翻译,谓词模态逻辑中的一个项 t 翻译后只能对应对应物理论的一个项;当论域中的某个对象出现两个对应物时,对应物理论需要两个项来指称该对象的两个对应物.因此,谓词模态逻辑中的跨可能世界相等关系无法与对应物关系建立一一对应[9].

通过限制谓词模态逻辑的公式中量词的作用范围,本文给出了一种公式分层的谓词模态逻辑(简称为分层的谓词模态逻辑).分层的谓词模态逻辑是谓词模态逻辑的一个子逻辑,它与谓词模态逻辑的语言是一样的,但是它的公式是分层定义的:第 1 层是谓词逻辑公式的定义,第 2 层是含有模态词的公式的定义.在每个公式中,全称量词$\forall$可以出现在必然模态词$\Box$的范围内,并且$\Box$不能出现在$\forall$的范围内.在这样的定义下,$\Box\forall x\phi(x)$是分层的谓词模态逻辑的公式,而$\forall x\Box\phi(x)$不是.在谓词模态逻辑中,公式$\forall x\Box\phi(x)$在可能世界中的真假值依赖于 w 可达的可能世界;但是在分层的谓词模态逻辑中,任意的以量词开头的公式是一个一阶逻辑公式,它的真假值只依赖于在其中判断公式真假值的可能世界,不会产生个体跨可能世界相等问题.

在分层的谓词模态逻辑中,常量符号和谓词符号的解释可以随可能世界的变化而变化,并且变量符号的赋值也可以随可能世界的变化而变化.因此,分层的谓词模态逻辑也有多种语义.我们采用的是可变论域语义.本文中分层的谓词模态逻辑的模型是一个单调模型(文献[1]定义了单调框架,并且认为论域是框架的一部分.基于单调框架的模型称为单调模型),其中:

- 常量符号和谓词符号的解释随可能世界的变化而变化;

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

- 具有可达关系的可能世界的论域之间具有包含关系,即论域是递增的;
- 变量的赋值也随可能世界的变化而变化,并且变量的取值范围是在其中判断公式的真假值的可能世界的论域.

在可变论域语义下,谓词模态逻辑(这里是指谓词模态逻辑的 K 系统.本文中如不特别指明,谓词模态逻辑均指谓词模态逻辑的 K 系统)是可靠的并且是完备的[2].我们可以证明:分层的谓词模态逻辑在文中给定的可变论域语义下也是可靠的和完备的,并且它的完备性证明比谓词模态逻辑的完备性证明简洁.在分层的谓词模态逻辑的典型模型所基于的框架 F_M 中,对于任意的可能世界 w(w 是一个具有∀-性质的极大协调的公式的集合),由这个集合可以构造一个一阶模型 M_w,使得这个集合的公式都在模型 M_w 中为真.由框架 F_M 中所有的可能世界这样构造的一阶模型类,我们可以很容易地得到分层的谓词模态逻辑的典型模型.

本文第 1 节简单介绍谓词模态逻辑的语言、语法、语义以及谓词模态逻辑的可靠性和完备性定理.第 2 节给出分层的谓词模态逻辑的语言、语法和语义.第 3 节证明分层的谓词模态逻辑的可靠性和完备性.最后一节是对本文的总结和下一步工作.

1 谓词模态逻辑

谓词模态逻辑是在谓词逻辑的基础上增加必然模态词□而形成的扩张.

谓词模态逻辑的语言 L 含有下列符号:

- 常量符号:$c_0,c_1,\ldots$
- 谓词符号**:$p_0,p_1,\ldots$
- 变量符号:$x_0,x_1,\ldots$
- 逻辑联结词和量词符号:$\neg,\rightarrow,\forall$.
- 模态词:□.
- 辅助符号:(,).

和谓词逻辑中项的定义一样,在谓词模态逻辑中,常量或变量称为项,其定义如下:

$$t::=c|x.$$

谓词模态逻辑的公式定义为

$$\phi::=p(t_1,\ldots,t_n)|\neg\phi_1|\phi_1\rightarrow\phi_2|\forall x\phi_1(x)|\Box\phi_1,$$

其中,p 是一个 n 元谓词符号,$t_1,\ldots,t_n$ 是项,x 是变量符号.

全称量词∀和存在量词∃互为对偶,可相互定义.对于任意的公式$\phi(x)$有:

$$\exists x\phi(x)=_{df}\neg\forall x\neg\phi(x),$$

其中,$=_{df}$读作定义为.

可能模态词◊和必然模态词□也互为对偶,对于任意的公式ϕ,有:

$$\Diamond\phi=_{df}\neg\Box\neg\phi.$$

文中,我们采用的是 Kripke 提出的可能世界语义.首先,我们给出框架的定义.

定义 1.1. 谓词模态逻辑的框架 F 是一个二元组$\langle W,R\rangle$,其中,W 是一个非空的可能世界的集合,并且 $R\subseteq W^2$ 是可达关系.

公理和框架类的对应请见文献[1,2,11].谓词模态逻辑的语义包括常论域语义和可变论域语义,并且常论域语义是可变论域语义的特殊情形,文中我们采用的是可变论域语义.

定义 1.2. 谓词模态逻辑的单调模型 M 是一个五元组$\langle W,R,U,D,I\rangle$,其中,$\langle W,R\rangle$是一个框架;U 是一个非空的论域;D 是一个从 W 到 U 的幂集 $P(U)$的函数,使得对于任意的 $w,w'\in W$,如果$(w,w')\in R$,则 $D(w)\subseteq D(w')$,将 $D(w)$记

** 本文讨论的谓词模态逻辑的语言不包含函数符号.对函数符号我们有以下方法将其转换为谓词符号:对于任意给定的 n 元函数符号 f 和可能世界 w,令 p 是 n+1 元谓词符号,使得对任意的 $a_1,\ldots,a_n,a\in D_w$,有$(a_1,\ldots,a_n,a)\in I(p,w)$当且仅当 $I(f,w)(a_1,\ldots,a_n)=a$,其中,D_w 是可能世界 w 的论域.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

作 D_w,则有 $D_w \subseteq D_{w'}$;I 是一个解释使得对于任意的常量符号 c,$I(c,w) \in D_w$,并且对于任意的 n 元谓词符号 p,

$$I(p,w) \subseteq D_w^n.$$

赋值 v 是一个函数,对任意的变量 x 和可能世界 $w \in W$,有 $v(x,w) \in D_w$.我们称一个模型$\langle W,R,U,D,I\rangle$是基于框架$\langle W,R\rangle$的.

项 t 是常量或变量,它在解释和赋值下对应到论域中的元素.

定义 1.3. 设 t 是一个项,设 $t^{I,v,w}$ 是 t 在解释 I 和赋值 v 下,在可能世界 w 中所对应于 D_w 中的元素,则

$$t^{I,v,w} = \begin{cases} I(c,w), & \text{如果}t = c \\ v(x,w), & \text{如果}t = x \end{cases}.$$

下面我们定义满足关系⊨.

满足关系定义的是公式ϕ在单调模型 M 的可能世界 w 中和在赋值 v 下为真的条件.

定义 1.4. 任意给定一个单调模型 M 和一个赋值 v,对于任意的可能世界 w,有:

$$M,v,w \vDash \phi \text{ 当且仅当} \begin{cases} \langle t_1^{I,v,w},...,t_n^{I,v,w}\rangle \in I(p,w), & \text{如果}\phi = p(t_1,...,t_n) \\ M,v,w \nvDash \phi_1, & \text{如果}\phi = \neg\phi_1 \\ M,v,w \vDash \phi_1 \Rightarrow M,v,w \vDash \phi_2, & \text{如果}\phi = \phi_1 \to \phi_2 \\ \mathbf{A}a \in D_w(M,v(x/a),w \vDash \phi_1), & \text{如果}\phi = \forall x\phi_1(x) \\ \mathbf{A}w'((w,w') \in R \Rightarrow M,v,w' \vDash \phi_1), & \text{如果}\phi = \Box\phi_1 \end{cases},$$

其中,$v(x/a)$定义如下:对于可能世界 w 和任意的变量 y,

$$v(x/a)(y,w) = \begin{cases} v(y,w), & \text{如果}y \neq x \\ a, & \text{否则} \end{cases}.$$

定义 1.4 中的 **A** 读作任意.例如,$\mathbf{A}a \in D_w$ 表示对于任意的 $a \in D_w$.对于上面满足关系定义中的$(w,w') \in R$,我们简记为 wRw'.通过上面对公式$\forall x\phi_1(x)$在模型 M 中的满足关系的定义我们可以看出:全称量词的取值范围是在其中判断公式的真假值的可能世界 w 的论域中的所有元素.而公式中变量的取值和常量的解释也是 w 的论域中的元素.因此直观上来讲$\forall x\phi(x) \to \phi(t)$在上述给定的语义下是有效的.

在谓词模态逻辑中,论域中的两个对象 a,a'是跨可能世界相等(transworld identity)的,这是指:存在项 t、可能世界 w,w',满足:$t^{I,v,w}=a$,$t^{I,v,w'}=a'$.在常论域模型中,由于所有的可能世界的论域都相同,所以论域中的对象 a 跨可能世界相等,为 $a=a$.在我们如上定义的单调模型中,具有可达关系的可能世界的论域是递增的,因此论域中的对象 a 跨可能世界相等,为 $a=a$.

谓词模态逻辑的公式$\forall x\Box\phi(x)$在可能世界 w 中为真当且仅当对任意的元素 $a \in D_w$,有$\Box\phi(x/a)$在可能世界 w 中为真,当且仅当对任意的 $a \in D_w$,$\phi(x/a)$在所有由 w 通过 R 关系可达的可能世界 w'中为真,如图 1 所示.

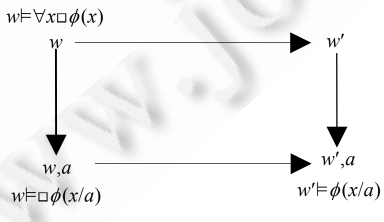


Fig.1 Semantics of the formula $\forall x\Box\phi(x)$ in a monotonic model of the predicate modal logic

图 1 公式$\forall x\Box\phi(x)$在谓词模态逻辑的单调模型中的语义

在图 1 中,对每个 $a \in D_w$ 都有 $a \in D_{w'}$,使得 a 在可能世界 w 中具有$\Box\phi$性质当且仅当 a 在可能世界 w'中具有ϕ性质,即,要求 $D_w \subseteq D_{w'}$,其中,D_w 表示 w 中所有的对象的集合.我们给定的语义满足这一条件.

不含自由变量的公式我们称为语句(sentence).在谓词逻辑中,语句的真假值不依赖于赋值[12,13];同样地,在谓词模态逻辑中,语句的真假值也不依赖于赋值[1].

谓词模态逻辑的语义有框架、模型和可能世界这 3 个层次,因此在谓词模态逻辑中,公式的有效性(validity of formula)的定义比在谓词逻辑中的定义更复杂.下面我们定义公式在模型、框架以及框架类中的有效性.一个公式ϕ在一个模型M中是有效的,记为$M\vDash\phi$,当且仅当ϕ在M的所有的可能世界和所有的赋值下都为真.一个公式ϕ在一个框架F中是有效的,记为$F\vDash\phi$,当且仅当ϕ在基于此框架的所有的模型中都是有效的.给定一个框架类C,一个公式ϕ在C中是有效的当且仅当ϕ在C的每个框架中都是有效的.给定一个公式集合Γ和一个公式ϕ,C是一个框架类,ϕ称为是Γ在C中的逻辑推论,记为$\Gamma\vDash_C\phi$,如果对于任意的框架$F\in C$和基于F的任意的模型M,$M\vDash\Gamma$蕴涵$M\vDash\phi$.我们主要讲述K系统,K系统对应所有的框架,因此我们将$\Gamma\vDash_C\phi$简记为$\Gamma\vDash\phi$.

下面我们给出谓词模态逻辑的公理系统.

谓词模态逻辑的公理(模式)为

$$\begin{aligned}
&\phi_1\to(\phi_2\to\phi_1)\\
&(\phi_1\to(\phi_2\to\phi_3))\to((\phi_1\to\phi_2)\to(\phi_1\to\phi_3))\\
&(\phi_1\to\phi_2)\to(\neg\phi_2\to\neg\phi_1)\\
&\forall x\phi_1(x)\to\phi_1(t)\\
&\forall x(\phi_1(x)\to\phi_2(x))\to(\forall x\phi_1(x)\to\forall x\phi_2(x))\\
&\Box(\phi_1\to\phi_2)\to(\Box\phi_1\to\Box\phi_2)
\end{aligned}$$

谓词模态逻辑的公理是由谓词逻辑的 5 条公理加上关于模态词的公理得到的,最后一条公理我们称为 **K** 公理.

谓词模态逻辑的推导规则为

$$\text{(MP)}\quad \frac{\phi_1,\phi_1\to\phi_2}{\phi_2},$$

$$\text{(UG)}\quad \frac{\phi_1(x)}{\forall x\phi_1(x)},$$

$$\text{(N)}\quad \frac{\phi_1}{\Box\phi_1}.$$

上面我们给出的谓词模态逻辑称为谓词模态逻辑的K系统.在谓词模态逻辑的K系统中加入公理$\Box\phi\to\Diamond\phi$,可以得到谓词模态逻辑的D系统.$\Box\phi\to\Diamond\phi$在所有的序列框架类中有效,并且D系统由序列框架类所刻画.在谓词模态逻辑的K系统中加入公理$\Box\phi\to\phi$,可以得到谓词模态逻辑的T系统.$\Box\phi\to\phi$在所有的自反框架类中有效,并且T系统由自反框架类所刻画.对于B,S4和S5等系统的公理系统和所对应的框架类具体可参见文献[2].

谓词模态逻辑的K系统在上述给定的可变论域语义下是可靠的和完备的.这里,我们只给出可靠性定理和完备性定理.具体证明见文献[2].

定理 1.5(谓词模态逻辑的可靠性). 对于任意的公式集合Γ和任意的公式ϕ,如果$\Gamma\vdash\phi$,则$\Gamma\vDash\phi$.

定理 1.6(谓词模态逻辑的完备性). 对于任意的公式集合Γ和任意的公式ϕ,如果$\Gamma\vDash\phi$则$\Gamma\vdash\phi$.

2 公式分层的谓词模态逻辑

对谓词模态逻辑的公式的定义分层,使得在每个公式中全称量词$\forall$可以出现在必然模态词$\Box$的范围内,并且$\Box$不能出现在$\forall$的范围内.这样,我们就得到了公式分层的谓词模态逻辑.

分层的谓词模态逻辑的语言与谓词模态逻辑的语言是相同的.

项t定义为

$$t::=c|x.$$

令ϕ表示不含模态词的公式,并且ψ表示可能含有模态词的公式,则分层的谓词模态逻辑的公式定义为

$$\phi::=p(t_1,...,t_n)\,|\,\neg\phi_1\,|\,\phi_1\to\phi_2\,|\,\forall x\phi_1(x),\ \psi::=\phi\,|\Box\psi_1\,|\,\neg\psi_1\,|\,\psi_1\to\psi_2,$$

其中,p是一个n元谓词符号,$t_1,\ldots,t_n$是项,x是变量符号.

分层的谓词模态逻辑的公式定义分层:模态词$\Box$不在第 1 层出现;而$\Box$在第 2 层出现.在这样的定义

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

下,$\Box\forall x\phi(x)$是公式,而$\forall x\Box\phi(x)$不是公式,从而$\forall x\Box\phi(x)\to\Box\forall x\phi(x)$也不是公式.因此,分层的谓词模态逻辑是谓词模态逻辑的一个子逻辑.

分层的谓词模态逻辑的单调模型与上一节中定义的谓词模态逻辑的单调模型是相同的;并且在分层的谓词模态逻辑中,项的语义定义与在谓词模态逻辑中项的语义定义也是相同的.

由于分层的谓词模态逻辑的公式定义分层,因此公式在模型中的满足关系定义也分层.

定义 2.1. 给定一个单调模型M和一个赋值v,对于任意的可能世界w,有:

$$M,v,w\vDash\phi\text{当且仅当}\begin{cases}\langle t_1^{I,v,w},\dots,t_n^{I,v,w}\rangle\in I(p,w), & \text{如果}\phi=p(t_1,\dots,t_n)\\ M,v,w\nvDash\phi_1, & \text{如果}\phi=\neg\phi_1\\ M,v,w\vDash\phi_1\Rightarrow M,v,w\vDash\phi_2, & \text{如果}\phi=\phi_1\to\phi_2\\ \mathbf{A}a\in D_w(M,v(x/a),w\vDash\phi_1), & \text{如果}\phi=\forall x\phi_1(x)\end{cases},$$

$$M,v,w\vDash\psi\text{当且仅当}\begin{cases}M,v,w\vDash\phi, & \text{如果}\psi=\phi\\ M,v,w\nvDash\psi_1, & \text{如果}\psi=\neg\psi_1\\ M,v,w\vDash\psi_1\Rightarrow M,v,w\vDash\psi_2, & \text{如果}\psi=\psi_1\to\psi_2\\ \mathbf{A}w'((w,w')\in R\Rightarrow M,v,w'\vDash\psi_1), & \text{如果}\psi=\Box\psi_1\end{cases},$$

其中,$v(x/a)$定义如下:对于可能世界w和任意的变量y,

$$v(x/a)(y,w)=\begin{cases}v(y,w), & \text{如果}y\neq x\\ a, & \text{否则}\end{cases}.$$

分层的谓词模态逻辑的公式$\Box\forall x\phi(x)$在可能世界w中为真当且仅当对任意的可能世界w'使得wRw',以及对任意的论域中的元素$a'\in D_{w'}$,有$\phi(x/a')$在w'中为真,如图 2 所示.

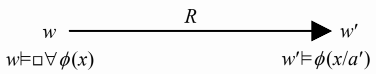


Fig.2 Semantics of the formula $\Box\forall x\phi(x)$ in the layered predicate modal logic

图 2 公式$\Box\forall x\phi(x)$在分层的谓词模态逻辑中的语义

在谓词模态逻辑中,会出现个体跨可能世界相等问题;而在分层的谓词模态逻辑中,模态词不能出现在量词的范围内,因此不会出现个体跨可能世界相等问题.从而,分层的谓词模态逻辑的语义比谓词模态逻辑的语义简单.

在分层的谓词模态逻辑中,公式在给定的可变论域语义中的有效性定义和逻辑推论的定义分别与在谓词模态逻辑中的有效性定义和逻辑推论的定义是相同的.

在分层的谓词模态逻辑中,模态词不能出现在量词的范围内,因此$\forall x\Box\phi(x)\to\Box\phi(y)$不是分层的谓词模态逻辑的公式,从而不是其公理.下面,我们给出分层的谓词模态逻辑的公理和推导规则.

分层的谓词模态逻辑的公理分为不含模态词的公理(用含下标的公式ϕ来表示)和含有模态词的公理(用含下标的公式ψ来表示):

$$\phi_1\to(\phi_2\to\phi_1)$$
$$(\phi_1\to(\phi_2\to\phi_3))\to((\phi_1\to\phi_2)\to(\phi_1\to\phi_3))$$
$$(\phi_1\to\phi_2)\to(\neg\phi_2\to\neg\phi_1)$$
$$\forall x\phi_1(x)\to\phi_1(t)$$
$$\forall x(\phi_1(x)\to\phi_2(x))\to(\forall x\phi_1(x)\to\forall x\phi_2(x))$$
$$\psi_1\to(\psi_2\to\psi_1)$$
$$(\psi_1\to(\psi_2\to\psi_3))\to((\psi_1\to\psi_2)\to(\psi_1\to\psi_3))$$
$$(\psi_1\to\psi_2)\to(\neg\psi_2\to\neg\psi_1)$$
$$\Box(\psi_1\to\psi_2)\to(\Box\psi_1\to\Box\psi_2)$$

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

分层的谓词模态逻辑的推导规则如下(ϕ_1中不含模态词):

$$(\mathrm{UG}')\quad \frac{\phi_1}{\forall x\phi_1},$$

$$(\mathrm{MP}')\quad \frac{\psi_1,\psi_1\to\psi_2}{\psi_2},$$

$$(\mathrm{N}')\quad \frac{\psi_1}{\Box\psi_1}.$$

在谓词模态逻辑中,语句的真假值不依赖于赋值;同样地,在分层的谓词模态逻辑中,语句的真假值也不依赖于赋值.

命题 2.2. 假设$M=\langle W,R,U,D,I\rangle$是一个单调模型,任意的$w\in W$,$v_1,v_2$是两个赋值,并且$\psi$是任意的公式.如果$v_1$, v_2在ψ的所有自由变量上赋值相同,则有$M,v_1,w\vDash\psi$当且仅当$M,v_2,w\vDash\psi$.

证明:对公式ψ的结构做归纳. □

因为语句中不含自由变量,所以由命题 2.2 很容易得到下面的推论:

推论 2.3. 假设$M=\langle W,R,U,D,I\rangle$是一个单调模型,对于任意的语句$\psi$和任意的可能世界$w\in W$,如果存在赋值$v$使得$M,v,w\vDash\psi$,则对于每个赋值$v'$,有$M,v',w\vDash\psi$. □

因此,在分层的谓词模态逻辑的单调模型中,语句的真假值不依赖于赋值.

3 分层的谓词模态逻辑的可靠性和完备性

谓词模态逻辑是可靠的和完备的.对公理定理的证明序列的公式个数作归纳,我们可以证明谓词模态逻辑是可靠的;并且,通过构造典型模型的方法可以证明谓词模态逻辑是完备的.类似地,我们可以证明,分层的谓词模态逻辑在给定的可变论域语义下也是可靠的和完备的.下面,我们首先给出分层的谓词模态逻辑的可靠性定理及其证明.

定理 3.1(可靠性). 对于任意的公式集合Γ和任意的公式γ,如果$\Gamma\vdash\gamma$则$\Gamma\vDash\gamma$.

证明:对$\Gamma\vdash\gamma$的证明序列的公式个数做归纳.

首先假设证明序列只有一个公式,则这个公式是γ.因此,要么γ是分层的谓词模态逻辑的一个公理(很容易验证任意的给定的公理在任意的框架中都是有效的),要么$\gamma\in\Gamma$,因此有$\Gamma\vDash\gamma$.

假设$\Gamma\vdash\gamma$的证明序列的公式个数为n,其中$n>1$,并且对于所有由Γ用小于n步推出的公式此定理成立.这时,有 5 种情形需要考虑:

- 情形 1:如果γ是分层的谓词模态逻辑的一个公理,则有$\vDash\gamma$,所以有$\Gamma\vDash\gamma$.
- 情形 2:如果$\gamma\in\Gamma$,则有$\Gamma\vDash\gamma$.
- 情形 3:如果γ是由推导序列中前面的一个公式应用 UG′规则得到的,证明略.
- 情形 4:如果γ是由推导序列中前面的两个公式应用 MP′规则得到的,证明略.
- 情形 5:如果γ是由推导序列中前面的一个公式应用 N′规则得到的,则γ必须具有形式$\Box\psi$,且ψ可由Γ用小于n步推出,我们有$\Gamma\vdash\psi$,则由归纳假设得$\Gamma\vDash\psi$.因此,对于任意的框架F和基于F的任意的模型M,如果$M\vDash\Gamma$,则$M\vDash\psi$.因此,对于任意的框架F和基于F的任意的模型M,如果$M\vDash\Gamma$,则$M\vDash\Box\psi$.所以$\Gamma\vDash\gamma$.

证毕. □

证明谓词逻辑的完备性时,我们引入了见证性[12,13].类似地,为了证明分层的谓词模态逻辑的完备性,我们引入$\forall$-性质[2].因为模态词不能出现在量词的范围内,所以我们只需对谓词逻辑公式引入见证.

定义 3.2. 分层的谓词模态逻辑的公式集合Λ具有$\forall$-性质(当Λ是极大协调的公式集合时,Λ具有$\forall$-性质与Λ具有见证性是等价的.即,如果Λ具有$\forall$-性质,则Λ具有见证性;并且如果Λ具有见证性,则Λ具有$\forall$-性质)当且仅当对于每个只含有 1 个自由变量的谓词逻辑公式$\phi(x)$,都存在某个常量c,使得$\phi(c)\to\forall x\phi(x)\in\Lambda$.

下面我们引入一个新的可数的常量的集合.令 $L^+=L\cup\{b_0,b_1,b_2,\ldots\}$,其中,$\{b_0,b_1,b_2,\ldots\}$是一个新的可数的常

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

量的集合.

下面提到的语言均包含语言 L,并且是语言 L^+的子语言.

定义 3.3. 集合 A 是集合 B 的一个无限真子集(infinitely proper subset),当且仅当 $A\subseteq B$,并且 B 中存在无限多个元素不属于 A.

定义 3.4. 语言 L_1 是语言 L_2 的一个无限真子语言,当且仅当 L_1 和 L_2 含有相同的谓词符号和变量符号,并且 L_1 中的常量的集合是 L_2 中的常量的集合的无限真子集.

定理 3.5(Lindenbaum). 假设Γ是语言 L'中的一个协调的公式的集合,则存在 L'中的一个极大协调的公式集合Γ^*,使得$\Gamma\subseteq\Gamma^*$. □

类似于谓词模态逻辑的完备性证明,为了证明分层的谓词模态逻辑的完备性,我们需要下面的两个引理.

引理 3.6. 对于任意的语言 L_1 和 L_2,并且 L_1 是 L_2 的无限真子语言,如果Λ是 L_1 上的一个协调的公式集合,则存在 L_2 上的某个具有$\forall$-性质的协调的公式集合Δ,使得$\Lambda\subseteq\Delta$.

证明:L_1 是 L_2 的无限真子语言,假设 $L_2=L_1\cup C$,其中,C 是由 L_2 中所有不属于 L_1 的常量构成的集合.

首先枚举 L_2 上的所有具有形式$\forall x\phi(x)$的语句:

$$\forall x_0\phi_0(x_0),\forall x_1\phi_1(x_1),\forall x_2\phi_2(x_2),\ldots$$

然后归纳定义公式集合序列$\Delta_0,\Delta_1,\Delta_2,\ldots$如下:

$$\Delta_0=\Lambda,$$
$$\Delta_{n+1}=\Delta_n\cup\{\phi_n(c_n)\to\forall x_n\phi_n(x_n)\},$$

其中,c_n 是 C 中第 1 个不在Δ_n 或$\phi_n(x_n)$中出现的常量.因为Δ_0 在 L_1 中,且Δ_n 的形成只添加了 n 个公式,所以在 L_2 中还有无限个常量没有被使用,c_n 是存在的.

Δ_0 是协调的.我们用反证法可以证明:如果Δ_n 是协调的,则Δ_{n+1} 也是协调的.这里证明略.

令 $\Delta=\bigcup\limits_{n\geqslant 0}\Delta_n$, 则$\Delta$是协调的,并且具有$\forall$-性质.因为对于任意的只含有 1 个自由变量的谓词逻辑公式$\phi(x)$,都存在某个 n 使得$\phi(x)=\phi_n(x_n)$,所以存在 c_n 使得$\phi_n(c_n)\to\forall x_n\phi_n(x_n)\in\Delta_{n+1}$,所以有$\phi_n(c_n)\to\forall x_n\phi_n(x_n)\in\Delta$. □

由此,我们可以根据引理 3.6 将 L_1 中的协调的公式集合Λ扩展成 L_2 中的具有$\forall$-性质的协调的公式集合Δ.很容易证明:如果Δ是 L_2 中的一个具有$\forall$-性质的公式集合,则 L_2 中任意的以Δ为子集的公式集合都具有$\forall$-性质.由 Lindenbaum 定理可以将Δ扩展成一个极大协调集合Γ;又因为Δ具有$\forall$-性质,因此Γ也具有$\forall$-性质.

Λ是一个公式分层的谓词模态逻辑的公式的集合,我们定义:

$$\Box^-(\Lambda)=\{\psi:\Box\psi\in\Lambda\}.$$

引理 3.7. 对于语言 L^+的任意的一个无限真子语言 L_w,如果 w 是 L_w 上一个具有$\forall$-性质的极大协调的语句集合,并且ψ是 L_w 上的一个语句使得$\Box\psi\notin w$,则存在语言 $L_{w'}$和 $L_{w'}$上一个具有$\forall$-性质的极大协调的语句集合 w',使得$\Box^-(w)\cup\{\neg\psi\}\subseteq w'$.

证明:令 $L_{w'}$是 L^+的一个无限真子语言,使得 L_w 是 $L_{w'}$的一个无限真子语言.我们用反证法可以证明$\Box^-(w)\cup\{\neg\psi\}$是协调的.又,$\Box^-(w)\cup\{\neg\psi\}$是语言 L_w 中的语句的集合,并且 L_w 是 $L_{w'}$的一个无限真子语言,所以由引理 3.6 知:存在 $L_{w'}$中的一个具有$\forall$-性质的协调的语句的集合Δ,使得$\Box^-(w)\cup\{\neg\psi\}\subseteq\Delta$.由 Lindenbaum 定理可知:存在 $L_{w'}$中的一个极大协调的语句集合 w',使得$\Delta\subseteq w'$.

所以,存在一个具有$\forall$-性质的极大协调的语句集合 w',使得$\Box^-(w)\cup\{\neg\psi\}\subseteq w'$. □

我们用构造典型模型的方法证明分层的谓词模态逻辑的完备性.首先,我们给出分层的谓词模态逻辑的典型模型所基于的框架.

分层的谓词模态逻辑的典型模型所基于的框架 $F_M=\langle W,R\rangle$,其中,

- $W=\{w:w$ 是语言 L_w 上具有$\forall$-性质的极大协调语句集合,其中,L_w 是 L^+的一个无限真子语言$\}$;
- 对于任意的 $w,w'\in W$,wRw'当且仅当对于任意的语句ψ,如果$\Box\psi\in w$,则$\psi\in w'$,即$\Box^-(w)\subseteq w'$.

由框架 F_M 可以构造分层的谓词模态逻辑的模型.首先,我们有以下命题成立:

命题 3.8. 对任意的可能世界 $w\in W,w_1$ 是由 w 中所有的谓词逻辑公式构成的集合,则

(1) w_1 是 L_w 中一个具有∀-性质的极大协调的谓词逻辑的语句集合;

(2) 存在模型 M_w 和赋值 v_w,使得对于任意的谓词逻辑语句 $\phi\in L_w,\phi\in w_1$ 当且仅当 $M_w,v_w\vDash\phi$.

证明:

(1) 我们从下列 3 个方面证明 w_1 是 L_w 中一个具有∀-性质的极大协调的谓词逻辑的语句集合.

(i) w_1 是协调的.因为 $w_1\subseteq w$,并且 w 是协调的.

(ii) w_1 是极大的.假设 w_1 不是极大的,则存在某个谓词逻辑公式 ϕ 使得 $\phi\notin w_1$ 和 $\neg\phi_1\notin w_1$,因此有 $\phi\notin w$ 和 $\neg\phi\notin w$,所以 w 不是极大的,这与 w 的极大性矛盾.

(iii) w_1 具有∀-性质.对于任意的只含一个自由变量的谓词逻辑公式 $\phi(x)$,因为 w 具有∀-性质,所以存在某个常量 c 使得 $\phi(c)\to\forall x\phi(x)\in w$;又因为 $\phi(c)\to\forall x\phi(x)$ 是一个谓词逻辑公式,因此,$\phi(c)\to\forall x\phi(x)\in w_1$.

(2) 令模型 $M_w=(U_w,I_w)$,其中 U_w 是由 L_w 中的所有的常量构成的集合;对任意的常量 $c\in L_w$,有 $I_w(c)=c$;对任意的原子公式 $p(t_1,\dots,t_n)\in L_w$,有 $\langle t_1,\dots,t_n\rangle\in I_w(p)$ 当且仅当 $p(t_1,\dots,t_n)\in w_1$.

令赋值 v_w 为对于每个变量 $x,v_w(x)=c$,其中,c 为 U_w 中的任意的元素,则对于任意的谓词逻辑公式 $\phi\in L_w,\phi\in w_1$ 当且仅当 $M_w,v_w\vDash\phi$.

对 ϕ 的结构做归纳. □

由命题 3.8 可知:对于任意的可能世界 $w\in W$,由 w 中所有的谓词逻辑公式构成的集合是一个具有∀-性质的极大协调的集合,并且由这个集合可以构造一个一阶模型 $M_w=(U_w,I_w)$和一个赋值 v_w,使得这个集合的公式都在模型 M_w 中,在赋值 v_w 下为真.由框架 F_M 中所有的可能世界这样构造的一阶模型类,我们可以很容易地得到分层的谓词模态逻辑的典型模型.

分层的谓词模态逻辑的典型模型 $M=\langle W,R,U,D,I\rangle$,其中,

- $\langle W,R\rangle=F_M$;
- $U=\bigcup_{w\in W}U_w$;
- 对于任意的可能世界 $w,D(w)=U_w$,将 $D(w)$ 记作 D_w;
- 对任意的可能世界 w 和任意的常量 $c\in L_w$,有 $I(c,w)=I_w(c)$;对任意的可能世界 w 和任意的 n 元谓词 $p\in L_w$,有 $I(p,w)=I_w(p)$.

对于任意的可能世界 w 和任意的变量 $x,v(x,w)=v_w(x)$.

显然,对于任意的 $w,w'\in W$,如果 wRw',则 $D_w\subseteq D_{w'}$.因为对于任意的 $c\in D_w,\Box(\phi(c)\to\phi(c))\in w$,如果 wRw',则 $\phi(c)\to\phi(c)\in w'$,所以 $c\in D_{w'}$,即 $D_w\subseteq D_{w'}$.因此,如果 wRw',则 L_w 是 $L_{w'}$ 的一个无限真子语言.

命题 3.9. 假设 $M=\langle W,R,U,D,I\rangle$ 是典型模型.对任意的可能世界 $w\in W,w_1$ 是由 w 中的所有的谓词逻辑公式构成的集合,并且 $M_w=(U_w,I_w)$和 v_w 是由 w_1 构造的一阶模型和赋值(命题 3.8(2)),则:

(1) 对任意的谓词逻辑语句 $\phi\in L_w$,有 $M_w,v_w\vDash\phi$ 当且仅当 $M,v,w\vDash\phi$;

(2) 对任意的谓词逻辑语句 $\phi\in L_w$,有 $\phi\in w$ 当且仅当 $M,v,w\vDash\phi$.

证明:

(1) 对语句 ϕ 的结构作归纳;

(2) 对任意的谓词逻辑语句 $\phi\in L_w,\phi\in w$ 当且仅当 $\phi\in w_1$,又由命题 3.8(2)和命题 3.9(1)可知:$\phi\in w_1$ 当且仅当 $M,v,w\vDash\phi$.因此,$\phi\in w$ 当且仅当 $M,v,w\vDash\phi$. □

定理 3.10. 假设 $M=\langle W,R,U,D,I\rangle$ 是典型模型.对于任意的可能世界 $w\in W$ 和任意的分层的谓词模态逻辑的语句 $\psi\in L_w$,有 $M,v,w\vDash\psi$ 当且仅当 $\psi\in w$.

证明:对 ψ 的结构做归纳.

这里,我们只给出当 $\psi=\Box\psi_1$ 时的证明,分以下两种情形讨论:

情形 1:假设$\Box\psi_1\in w$.因为$\Box\psi_1\in L_w$,所以$\psi_1\in L_w$.对于任意的w',如果wRw',则有$\psi_1\in w'$,所以有$M,v,w'\vDash\psi_1$.这对每个w'使得wRw'都成立,所以$M,v,w\vDash\Box\psi_1$.

情形 2:假设$\Box\psi_1\in L_w$,并且$\Box\psi_1\notin w$,则有$\neg\Box\psi_1\in w$.根据引理 3.7,存在某个$w'\in W$使得wRw'且$\neg\psi_1\in w'$,所以有$\psi_1\notin w'$.又因为$L_{w'}$是L_w的扩展并且$\psi_1\in L_w$,因此有$\psi_1\in L_{w'}$,由归纳假设得$M,v,w'\nvDash\psi_1$.因为wRw',所以$M,v,w\nvDash\Box\psi_1$. □

在谓词模态逻辑中,我们有UG规则:若$\phi(x)$是可证的,则$\forall x\phi(x)$也是可证的.UG规则的语义是:若$\phi(x)$是有效的,则$\forall x\phi(x)$也是有效的.因此,对于任意的有效公式$\phi(x)$,我们认为它和它的全称闭包$\forall x\phi(x)$是等价的.因此,我们证明逻辑的完备性时可以只考虑语句.类似地,我们证明分层的谓词模态逻辑的完备性时也可以只考虑语句.

定理 3.11(完备性). 对于任意的语句集合Γ和任意的语句γ,如果$\Gamma\vDash\gamma$,则$\Gamma\vdash\gamma$.

证明:假设$\Gamma\nvdash\gamma$,则$\Gamma\cup\{\neg\gamma\}$是协调的.根据引理 3.6 和 Lindenbaum 定理,我们把这个集合扩展成L_{w_0}上具有$\forall$-性质的极大协调的分层的谓词模态逻辑语句的集合w_0,其中,L_{w_0}是L^+的一个无限真子语言.令$M=\langle W,R,U,D,I\rangle$是典型模型.对于任意的语句$\psi\in\Gamma\cup\{\neg\gamma\}$,有$\psi\in w_0$.由定理 3.10 得$M,v,w_0\vDash\psi$,所以有$M,v,w_0\vDash\Gamma$并且$M,v,w_0\vDash\neg\gamma$,所以$M,v,w_0\nvDash\gamma$.因此有$\Gamma\nvDash\gamma$,与$\Gamma\vDash\gamma$矛盾. □

4 结束语

本文将谓词模态逻辑中的公式分层定义,得到了公式分层的谓词模态逻辑.在公式分层的谓词模态逻辑中,量词的出现位置受限,其中,在每个公式中全称量词$\forall$可以出现在模态词$\Box$的范围内,并且$\Box$不能出现在$\forall$的范围内.因此,每个以量词开头的公式都是一个一阶公式,它在可能世界w中的真假值只依赖于w,与w可达的可能世界无关,从而避免了个体跨可能世界相等问题.因为公式分层的谓词模态逻辑的语义比谓词模态逻辑的语义简单,所以我们可以通过研究公式分层的谓词模态逻辑来研究谓词模态逻辑.在文中给出的可变论域语义下,我们证明了公式分层的谓词模态逻辑是可靠的和完备的.除了公式定义之间的差别,分层的谓词模态逻辑和谓词模态逻辑还有以下两个方面的差别:

(1) 公理和推导规则

$\forall x\Box\phi(x)$不是前者的公式,在前者中,公理模式$\forall x\phi(x)\to\phi(t)$和$\forall x(\phi_1(x)\to\phi_2(x))\to(\forall x\phi_1(x)\to\forall x\phi_2(x))$只能用不含模态词的公式去替换;而在后者中,这两条公理模式可以用任意的公式去替换.在前者中,推广规则 UG′只能应用于不含模态词的定理;而在后者中,推广规则 UG 可以应用于任意的定理.例如,在后者中我们有:如果$\Box\phi(x)$是定理,则$\forall x\Box\phi(x)$是定理;而在前者中,$\forall x\Box\phi(x)$不是公式,因此我们不能使用 UG′规则.

(2) 语义

因为前者的公式是分层定义的:模态词$\Box$不在第 1 层出现,而$\Box$在第 2 层出现,所以前者的公式在模型中的满足关系也是分层定义的:不含模态词的公式的满足关系定义和可能含有模态词的公式的满足关系定义.不含模态词的公式的满足关系定义可以看作是一阶逻辑公式的满足关系定义(比一阶逻辑公式的满足关系定义多了可能世界w),并且可能含有模态词的公式的满足关系定义可以看作是命题模态逻辑公式的满足关系定义(比命题模态逻辑公式的满足关系定义多了赋值v).

由命题模态逻辑到一阶逻辑的翻译可知:必然模态词$\Box$对应全称量词$\forall$.在命题的信念动作逻辑中有两类模态词:信念模态词 **B** 和动作模态词[**a**].在命题的信念动作逻辑中引入子可能世界,使得其模型由两层构成:可能世界和子可能世界,并且所有的公式均在子可能世界中解释.将动作模态词[**a**]对应必然模态词,信念模态词 **B** 对应全称量词,并且将子可能世界对应论域中的元素,则对公式 **B**[**a**]ϕ判断在一个可能世界中的真假值时,也会出现个体跨可能世界相等问题.下一步,我们将通过限制信念动作逻辑中信念模态词的作用范围给出一种公式分层的信念动作逻辑.类似于公式分层的谓词模态逻辑,在公式分层的信念动作逻辑中,公式是分层定义的,使得在每个公式中信念模态词可以出现在动作模态词的范围内,并且动作模态词不能出现在信念模态词的范围内,从而在公式分层的信念动作逻辑中避免个体跨可能世界相等问题.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

References:

[1] Fitting M, Mendelsohn R. First-Order Modal Logic. Dordrecht: Kluwer Academic Publishers, 1998.

[2] Hughes GE, Cresswell MJ. A New Introduction to Modal Logic. Lodon, New York: Routledge, 1996.

[3] Jiang F. Ontology-Based first-order modal logic [Ph.D. Thesis]. Beijing: Institute of Computing Technology, the Chinese Academy of Sciences, 2007 (in Chinese with English abstract).

[4] Aloni M. Individual concepts in modal predicate logic. Journal of Philosophical Logic, 2005,34(1):1−64. [doi: 10.1007/s10992-004-4065-8]

[5] Catterson T. Hintikka on the problem with the problem of transworld identity. In: Symons J, Kolak D, eds. Proc. of the Quantifiers, Questions and Quantum Physics. Berlin, Heidelburg: Springer-Verlag, 2004. 33−47. [doi: 10.1007/978-1-4020-32110-0_2]

[6] Kaplan D. Transworld heir lines. In: Loux MJ, ed. The Possible and the Actual. Ithaca: Cornell University Press, 1979. 88−109.

[7] Kripke S. Naming and Necessity. Oxford: Basil Blackwell Publisher, 1980.

[8] Plantinga A. Transworld identity or worldbound individuals? In: Munitz M, ed. Proc. of the Logic and Ontology. New York: New York University Press, 1973. 146−165.

[9] Shen YM. Translations between logics: Basic definitions, classifications and logical properties [Ph.D. Thesis]. Beijing: Institute of Computing Technology, the Chinese Academy of Sciences, 2010 (in Chinese with English abstract).

[10] Lewis D. Counterpart theory and quantified modal logic. Journal of Philosophy, 1968,65(5):113−126. [doi: 10.2307/2024555]

[11] van Benthem J. Correspondence Theory. Gabbay D, Guenthner F. Handbook of Philosophical Logic. Dordrecht: Kluwer Academic Publishers, 2001. 325− 408. [doi: 10.1007/978-94-017-0454-0_4]

[12] Chang CC, Keisler HJ. Model Theory. 2nd ed., Amsterdam: North-Holland Publishing Company, 1977.

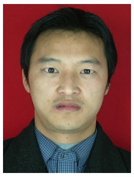
[13] Hamilton AG. Logic for Mathematicians. Cambridge: Cambridge University Press, 1988.

附中文参考文献:

[3] 江峰.基于本体的一阶模态逻辑研究[博士学位论文].北京:中国科学院计算技术研究所,2007.

[9] 申宇铭.逻辑间翻译的定义、分类及逻辑性质[博士学位论文].北京:中国科学院计算技术研究所,2010.

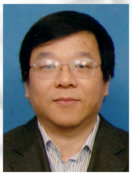
孙梅莹(1984－),女,山东济宁人,博士生,主要研究领域为模态逻辑.
E-mail: sunmeiying07@mails.ucas.ac.cn



邓少波(1980－),男,博士生,主要研究领域为模态逻辑.
E-mail: houjiyuan2002@163.com

陈博(1988－),男,博士生,主要研究领域为模态逻辑.
E-mail: chenbocb@hotmail.com

曹存根(1964－),男,博士,研究员,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为大规模知识获取.
E-mail: cgcao@ict.ac.cn



眭跃飞(1963－),男,博士,研究员,博士生导师,主要研究领域为模态逻辑.
E-mail: yfsui@ict.ac.cn

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn