doi:10.3969/j.issn.1673-4785.2009.03.006

一种扩展的动态描述逻辑语言及其 Tableau 算法

郝国舜[1],马世龙[1],眭跃飞[2]
(1.北京航空航天大学 软件开发环境国家重点实验室,北京 100191;2.中科院计算所 智能信息处理重点实验室,北京 100080)

摘 要:对动态系统的描述是智能领域的一个重要问题,但目前已有的动态描述逻辑语言,用不可再分的符号表示原子动作,不能区分动作类和动作实例,不足以对实际系统中的动作进行表达.因此提出了一个扩展的动态描述逻辑语言,在原子动作模态词的形式中可以表示动作的属性,从而区分了一类动作和具体动作.通过对可达关系进行限制,定义了此特殊形式模态词动作的语义.另外,还提供了此语言的 Tableau 算法,并证明了此算法的可终止性和完备性.

关键词:动态描述逻辑;模态逻辑;动态逻辑;Tableau 算法
中图分类号:TP301 文献标识码:A 文章编号:1673-4785(2009)03-0226-08

An extended dynamic description logic language and its Tableau algorithm

HAO Guo-shun[1],MA Shi-long[1],SUI Yue-fei[2]
(1.National Laboratory of Software Development Environment, Beihang University, Beijing 100191, China; 2.Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080, China)

Abstract: Accurate descriptions of actions in a dynamic system are essential, yet dynamic description logic languages presently available cannot meet that need because they use indivisible symbols representing atomic actions. This results in action classes and action instances being indistinguishable, with relationships between different action instances similarly inexpressible. An extended dynamic description logic language was proposed by extending the form of atomic modal operators within a parameter set. With the parameter set enabled, an atomic modal operator can represent a class of actions; by assigning concrete values to a parameter, a sub-class of actions could be generated; a special sub-class of actions containing only one action instance could be generated when all parameters are assigned. Hierarchy trees of actions could be developed like the concept tree. The action behaviors of the special modal operators were defined in a different manner, not merely two arbitrary possible words but those satisfying certain limitations could be reachable, and the limitations denote action behaviors. Representing actions with hierarchy trees has important meanings in action description. A sound Tableau algorithm was also provided which demonstrates the practical value of the proposed language.

Keywords: dynamic description logic; modal logic; dynamic logic; Tableau algorithm

网络环境下的计算,如基于服务的计算,需要计算资源的协同合作.这种协同合作在很多方面都表现为智能性,如对服务的发现、匹配、组合、调用以及管理等.这些智能性,建立在对分布计算资源的充分语义描述和自动推理基础之上.比如,服务作为计算资源时,就要给出服务的语义描述及对语义描述进行推理.语义描述不仅包含静态语义描述,还包括对功能等动态行为的语义描述.因此,对动态系统的描述及推理,是网络环境下计算的智能性的一个重要方面.描述逻辑作为可定制,有严格理论基础;并且作为可自动推理的形式语言,是用来描述资源的理想语言[1].用描述逻辑语言描述动态的计算系统,是网络环境下协同计算的一个基础性工作.

收稿日期:2008-08-22.
基金项目:国家"973"计划资助项目(2005CB321902).
通信作者:马世龙. E-mail: slma@nlsde.buaa.edu.cn.

为了描述动态世界,人们也把动态逻辑中表示动作的机制引入到描述逻辑中来[2-4],形成了各种动态描述逻辑语言.但这些语言普遍采用不可分的符号来表示每个动作个体,无法通用地表示一类动作,更无法表示不同动作实例之间可能存在的关系.因此,现有动态描述逻辑语言仍无法充分刻画计算系统的动态特征.

在已有动态描述逻辑基础上,借鉴程序语言的思想,在基本描述逻辑语言 ALC (attribute language, C 代表支持概念的否定)基础上,文中给出了一个扩展的动态描述逻辑语言 (dynamic ALC with parametersenabled).其中原子模态词不是用单个符号来表示,而是由操作名和操作的参数集合形成,表示一类动作.随着参数被赋予具体的值,就形成了动作类和动作子类的层次关系.表示动作的模态词带有了参数后,通过参数的不同取值来区别动作的行为是一个重要的问题,本文通过对可达关系的限制表示动作的语义,可达的两世界不再是任意的,必须符合一定条件,此条件就与动作实例的各方面属性有关.模态词中包含了参数后,对参数本身的语义解释也是需要解决的问题,本文都给出了符合现实意义的解释方法.

在给出的描述逻辑语言框架下,一个具体动作实例的语义由 3 个方面来决定:操作名、被作用的可能世界以及动作参数的取值,这与计算系统中动作的直观含义是一致的.另外,原子模态词由复合构造子还可形成复合模态词;因此,本语言就可以对动作进行 2 个维度的描述:动作类与动作实例、原子动作与复合动作.文中还给出了此语言的 Tableau 算法,从而证明了此语言是可计算的,可以应用于对具体计算系统的建模.

1　不可再分的符号难以表达动作的层次关系

描述逻辑是语义描述语言的逻辑基础,通过概念、概念的层次关系、个体之间的角色关系来刻画静态世界的知识.描述逻辑最初是为了描述静态世界而设计的.为了提供描述动态世界的机制,人们把动态逻辑中表示动作的机制引入到描述逻辑中来,如典型的动态描述逻辑语言 (命题动态逻辑(propositional dynamic logic)与 ALC 的结合)就是通过把命题动态逻辑[2-3]引入到描述逻辑的基本语言 ALC 中形成的[4-5].

但现有动态描述逻辑语言,都采用了不可分的符号表示每个原子动作,不能对原子动作的各方面属性进行描述.而在很多计算系统中,动作属性是描述动作的必要组成部分.一个操作名往往代表一类动作,需要通过各方面属性取值的不同来区别这类动作的具体动作实例.比如:“借”作为一个操作名,代表了一类“借”动作(本文称为动作类).假设在某具体上下文中,它需要通过 2 个属性“主语”和“宾语”来描述,即此动作类可定义为:借(主语,宾语).随着某些属性被赋予具体取值,这类动作逐渐派生或限制为越来越小范围的动作子类,比如,“主语”被赋予具体的取值“张三”,就派生出动作子类:借(张三,宾语).当所有动作属性都被确定后,就得到只包含一个动作实例的动作子类,如以上宾语又被赋予值“描述逻辑手册(一本书)”后,就得到只包含 1 个动作实例的动作子类:借(张三,描述逻辑手册).由此可见,类似描述逻辑中静态知识具有的层次:概念、子概念和个体;对动作描述也需要有这样的层次关系:动作类、动作子类、动作实例.这种层次关系,不仅体现了动作类的共性,也体现了不同动作实例间的差别,这对于充分描述动态系统并自动推理是非常重要的.现有动态逻辑用一个不可分的符号来表示每个动作实例,就不能表示出这种动作类与动作实例间的层次关系.如在 PDLC 中可用某个原子动作模态词 $[\alpha_1]$ 来表示某动作实,例如:借(张三,描述逻辑手册);采用另一个原子动作模态词 $[\alpha_2]$ 来表示另一个原子动作实例如:借(张三,人工智能).虽然 2 个模态词符号 $[\alpha_1]$、$[\alpha_2]$ 能够分别表示这 2 个原子动作,但表示不出来这 2 个原子动作间的任何关系,即系统不知道 $[\alpha_1]$、$[\alpha_2]$ 所代表的动作实例都属于“借”这个动作类,也都是发生在主语“张三”身上的.这 2 个动作间的重要关系(都属于借这个动作类,都发生在张三身上,但有不同的被作用对象)都丢失了.

为了能够表达出上述动作的层次关系,本文借鉴程序理论的思想,扩充了原子模态词形式,使其不但包含操作名,还包含表示动作属性的参数集合.原子动作类可由构造子形成复合动作类,原子动作类实例化生成具体原子动作,复合动作类也可实例化生成复合动作.其对应关系与程序理论是一致的:原子语句构成复合语句,原子语句生成原子语句调用,复合语句(即程序)生成复合语句调用(即进程),见

图1所示. 当然,这不是简单的把程序理论引入到逻辑中,因为还必须要给出这些参数的语义如何定义,模态词的动作语义如何定义,以及参数如何影响了模态词动作的语义. 下面就依次给出此扩展的动态描述逻辑语言 $\mathrm{DALC_P}$ 的语法、语义,并讨论其相应算法与性质.

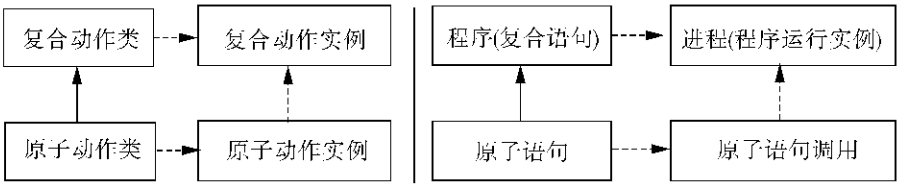


图1　动作类与程序的对应关系

Fig. 1　The correspondings between action classes and programs

2　扩展的动态描述逻辑语言 $\mathrm{DALC_P}$

2.1　$\mathrm{DALC_P}$ 的语法定义

定义1　$\mathrm{DALC_P}$ 的基本符号集合包括:

1)个体名:$a_0, a_1, \cdots, b_0, b_1, \cdots$;

2)原子概念名:$A_0, A_1, \cdots$, 全概念$\top$和空概念$\bot$;

3)角色名:$R_0, R_1, \cdots$;

4)概念构造子: $\sqcap, \sqcup, \neg, \exists R_i., \forall R_i.$;

5)操作名:α,操作参数集合:P;

6)操作参数的取值:$v_1, v_2, \cdots$;

7)原子模态词 $m_{a_1}, m_{a_2}, \cdots$,复合模态词 m_{c_1}, m_{c_2},统称模态词符号 $m_1, m_2, \cdots$;

8)复合模态词构造子:$\circ$;

9)断言的逻辑连接符号:$\wedge, \vee$以及括号[,].

定义2　$\mathrm{DALC_P}$ 的模态词 m 定义如下:

1)原子模态词:已知操作名 α 且此操作名代表的动作需要描述的属性集合为 P,则$[\alpha(P)]$是原子模态词,可用符号 m_a 表示;

2)复合模态词:如果 m_1、m_2 是模态词(可以是原子模态词,也可以是复合模态词),则$m_1 \circ m_2$是复合模态词,可用符号 m_b 表示;

3)原子模态词和复合模态词都是模态词. 当不刻意区分原子模态词或复合模态词时,一般可用模态词符号 m 表示.

由于篇幅所限,只讨论动作的连接这一复合动作构造子. 对于其他如动作的并行、循环等构造子,本文不详细讨论.

定义3　$\mathrm{DALC_P}$ 中的概念、角色、断言定义如下:

1)所有的原子概念,$\top$、$\bot$都是概念;

2)所有的角色名都是角色;

3)如果C、D是概念,R是角色,a、b是个体,m为动作模态词,则$C \sqcap D$, $C \sqcup D$, $\neg C$, $\exists R.C$, $\forall R.C$都是概念,$C(a)$, $R(a,b)$, $C \sqsubseteq D$都是断言;

4)如果 ψ、φ 是断言,则 $\psi \wedge \varphi$、$\psi \vee \varphi$、$\neg \psi$、$m\psi$ 也是断言,其中 $m\psi$ 称为模态断言.

2.2　$\mathrm{DALC_P}$ 的语义定义

在定义 $\mathrm{DALC_P}$ 的语义时,有2点与其他动态描述逻辑语言的不同:如何为参数赋予语义,以及参数如何影响模态词动作? 为此,在传统动态描述逻辑的模型 M 中,扩充2个元组 J、Φ,其中:J 表示对参数的解释,Φ 是关于原子模态词实例可达关系的限制条件,此限制条件反映了模态词的动作. 因此,语言 $\mathrm{DALC_P}$ 的模型具有从下形式:

$$M = \langle W, \{\rhd_{m_a} \mid m_a \text{是原子模态词}\}, \Delta, I, J, \Phi\rangle.$$

模型中各个量的含义如下:

1)W 是非空的可能世界集合.

2)针对每个原子模态词实例,都有1个可达关系$\rhd_{m_a}$. 对于复合模态词实例,有下面公理给出其语义即对应的可达关系.

公理1　复合模态词对断言的作用满足等式

$$m_1 \circ m_2 \varphi = m_2(m_1 \varphi).$$

公理2　复合模态词实例的可达关系满足:若当前可能世界为 w_1,对任一复合模态词实例 $m = m_1 \circ m_2$,如果 $w_1 \rhd_{m_1} w_2$, $w_2 \rhd_{m_2} w_3$,则必然有:$w_1 \rhd_{m_1 \circ m_2} w_3$.

另外,计算机处理的动态系统一般都是确定性的,对此,可规定可达关系具有下面的公理.

公理3　可达世界的惟一存在性:对任意模态词 m 和当前可能世界 $w \in W$,存在且惟一存在可能世界 $w' \in W$,与 w 具有可达关系:$w \rhd_m w'$.

3)Δ 为非空论域集合.

4)I 是关于每个可达世界的解释函数 $I(w) = \langle \Delta, R_0^{I,w}, \cdots, C_0^{I,w}, \cdots, a_0^{I,w}, \cdots\rangle$.

5)J 是对参数的解释函数,把某个可能世界的参数解释到系统的解释域上,$J: P \times W \to \Delta$. 对参数的解释,基于以下约定:

a)参数被赋予的值可能是个体名、概念名,甚

至知识库名,但总之都可看作是常量名;

b)参数都被解释到被应用的可能世界中;

c)对这些常量名的解释,等于"同名常量"在当前可能世界中的解释.

比如,假设当前可能世界为 w,且 $w\mid=\varphi$,对 $[\alpha(P)]\varphi$ 中 P 的解释,就解释到当前可能世界 w 中,而不是作用后的可能世界中. 用二元函数 J 表示对参数的解释,这个函数可以规约为同名常量在当前可能世界的解释 I,即 $J(P,w)=P^{I,w}$. 根据 P 可能为个体、概念,甚至数据库等形式,有下面的规约规则:

$$J(C,w)=C^{I,w},$$
$$J(a,w)=a^{I,w},$$
$$J(R,w)=R^{I,w},$$
$$J(C(a),w)=w\models J(a,w)\in J(C,w),$$
$$J(R(a,b),w)=w\models (J(a,w),J(b,w))\in J(R,w),$$
$$J(C\sqsubseteq D,w)=w\models J(C,w)\subseteq J(D,w),$$
$$J(\neg\psi,w)=w\not\models J(\psi,w),$$
$$J(\varphi\wedge\psi,w)=J(\varphi,w)\wedge J(\psi,w),$$
$$J(\varphi\vee\psi,w)=J(\varphi,w)\vee J(\psi,w).$$

因此,当前的可达世界 w 中,其实包含了2类知识,一类是被动作作用的知识,一类是动作本身的知识,它们都属于 w 的解释域 Δ^{w} 中.

6)Φ,对可达关系的限制.

现有的动态逻辑或动态描述逻辑,采用 Kripke 框架的语义解释方法定义模态词动作的语义. 比如,对模态词动作有如下定义:$w\models m\varphi\Leftrightarrow\forall w'\in W(w\rhd_{m}w'\Rightarrow w'\models\varphi)$. 此定义直观解释为:模态断言 $m\varphi$ 为真,当且仅当,由 w 关于 m 可达的所有可能世界 w' 都蕴含 φ 为真. 这种方法来自于模态词必然□或可能◇的语义解释,实际并未真正表达出动态描述逻辑中模态词动作的含义. 对于动态逻辑,其语义应强调模态词将当前世界中的断言作了怎样地变化,并使之变化为另一可能世界. 因此,并非任意2个可能世界都具有可达关系. 尤其对于提出的语言 DALC$_{\mathrm{P}}$,其原子模态词的形式更加复杂,要对可能世界间的可达关系施加进一步的限制,才能表示出原子模态词语义. 本模型 M 中扩展的 Φ 就表示对可达关系的限制. 这也是本语言语义定义与已有动态描述逻辑语言语义最大的不同. 要注意的是,可达关系的限制 Φ 反映的是原子模态词实例的语义;但原子模态词的语义,应该是根据被描述的具体领域中的模态词动作的具体含义来给出,而不可能给出一个通用的语义定义.

这里只举一个简单的例子来展示如何表示对可达关系的限制. 比如,要表示以上借书动作的模态词 $m_a=[$借(张三,描述逻辑手册)$]$ 的语义可以通过 Φ 体现,其中 Φ 可以这样定义:若当前可能世界为 $w\in W$, $\forall w'\in W$, $w\rhd_{m_a}w'$ 满足:

若 $w\models$ 图书馆的书(描述逻辑手册),

则 $w'\models$ 张三手头的书(描述逻辑手册).

Φ 通过给出关于模态词的2个可达世界 w,w' 之间满足的特定关系,来定义此模态词动作的语义. 由此例容易看出,动作语义是与3个因素相关的:动作"借"改变了书所属的概念(从图书馆的书到张三手头的书);参数"张三"体现在了动作将被借个体改变为了属于概念"张三手头的书";而参数"描述逻辑手册"则是被动作的个体,其所属的概念在2个可能世界间发生了改变.

以上模型的定义,给出了所有原子成分的语义定义,包括个体、原子概念、角色和原子动作的语义. 通过下面的定义,把原子概念和公式的语义扩展到所有语法成分上,给出语言 DALC$_{\mathrm{P}}$ 的完整语义.

定义4　给定 DALC$_{\mathrm{P}}$ 的模型 $M=\langle W,\{\rhd_{m_a}\mid m_a$ 为原子模态词$\},\Delta,I,J,\Phi\rangle$ 和可能世界 w,则下面的满足关系均成立.

$$\top^{I,w}=\Delta^{w},$$
$$\bot^{I,w}=\phi,$$
$$(\neg C)^{I,w}=\Delta^{w}\setminus C^{I,w},$$
$$(C\sqcap D)^{I,w}=C^{I,w}\cap D^{I,w},$$
$$(C\sqcup D)^{I,w}=C^{I,w}\cup D^{I,w},$$
$$(\exists R.C)^{I,w}=\{x\in\Delta^{w}\mid\exists y\in C^{I,w}.(x,y)\in R^{I,w}\},$$
$$(\forall R.C)^{I,w}=\{x\in\Delta^{w}\mid\forall y\Delta^{w}.((x,y)\in R^{I}\Rightarrow y\in C^{I,w})\},$$
$$w\models C\sqsubseteq D\Leftrightarrow C^{I,w}\subseteq D^{I,w},$$
$$w\models C(a)\Leftrightarrow a^{I,w}\in C^{I,w},$$
$$w\models R(a,b)\Leftrightarrow(a^{I,w},b^{I,w})\in R^{I,w},$$
$$w\models\neg\varphi\Leftrightarrow w\not\models\varphi,$$
$$w\models\varphi\wedge\psi\Leftrightarrow w\models\varphi\ \&\ w\models\psi,$$
$$w\models\varphi\vee\psi\Leftrightarrow w\models\varphi\parallel w\models\psi.$$

2.3　模态词规约规则

以上给出了模态词的语义定义. 作为一个计算系统,更重要的是要能够根据语法,自动"计算"模态词的动作. 这就需要给出模态词的语法规约规则.

同样,类似模态词动作的语义定义需要根据模态词特定的含义给出,模态词的规约规则也需要根据此特定含义给出. 这里,只给出规约规则的一般形式.

2.3.1 *模态词规约规则*

用符号$\mapsto$表示单步规约规则. 对于作用在某断言 φ(φ 不包含模态词)上的原子模态词 m_a,文中有单步规约规则,以得到不包含模态词的结果断言: $m_a\varphi \mapsto \psi$. 其中,ψ 也不包含模态词.

根据复合模态词动作的语义定义,其规约规则可以通过下面给出的性质规约为原子模态词的动作.

性质1 假设有复合模态词 $m_c = m_1 \circ m_2$,则对任意断言 φ,有$(m_1 \circ m_2)\varphi \mapsto m_1(m_2\varphi)$.

这样,作用在某断言 φ 上的模态词 m,可以通过多次应用以上单步规约规则,得到不包含模态词的结果断言:$m\varphi \mapsto^* \psi$.

2.3.2 *规约规则的性质*

终止性、可靠性和完备性是模态词规约规则需要具有的重要性质. 本文只给出这些性质的定义,因为对这些性质的检验,需要针对具体的系统,结合给出的语义定义和规约规则来进行.

1)终止性:规约规则的终止性意味着规则是否充分,形式地定义如下.

定义5 对于任意给定的模态词 m 和任意给定的断言 φ 或知识库 KB,如果利用给定的规约规则,总能够将其规约为某个不包含模态词的结果断言 ψ,即 $m\varphi \mapsto^* \psi$,或不包含模态词的结果知识库 KB′,即: $m\mathrm{KB} \mapsto^* \mathrm{KB}'$,则称给定的规约规则具有可终止性.

2)可靠性与完备性:

定义6 如果规约规则满足下面的条件:

$$\text{if} \quad m\varphi \mapsto^* \psi$$

$$\text{then} \ \forall M \forall w \forall w'. (w,w') \in \rhd_m \Rightarrow (w \models \varphi \Rightarrow w' \models \psi).$$

则它们是可靠的.

定义7 如果规约规则满足下面的条件:

$$\text{if} \ \forall M \forall w \forall w'. (w,w') \in \rhd_m \Rightarrow$$
$$(w \models \varphi \Rightarrow w' \models \psi)$$
$$\text{then} \ m\varphi \mapsto^* \psi.$$

则它们是完备的.

3 语言 $\mathrm{DALC_P}$ 的 Tableau 算法

描述逻辑一大优势,就是其内部的形式推理机制. 借助概念构造子¬、∩,其推理问题都可规约为 ABox 协调性问题[1]. 对于表示静态知识的描述逻辑语言,Tableau 算法可形式地检查 ABox 的协调性,因此,描述逻辑上的推理问题都可自动完成. 本文给出了扩展的描述逻辑语言 $\mathrm{DALC_P}$ 以便描述资源的动态知识,而对此动态知识的推理也是智能性的重要基础. 本部分给出此语言的 Tableau 算法,借助此算法,网络环境的计算的智能性能够快速实现. 通过证明此算法的可终止性,还能够证明此算法是可计算的.

3.1 语言 $\mathrm{DALC_P}$ 的 Tableau 算法

传统的描述逻辑,为了证明 ABox 的协调性,Tableau 算法的基本思想就是构造 ABox 可能的模型. 通过消除连接词和量词,使得到的新的 ABox 中,只包含原子断言形式. 如果这些原子断言没有显式的矛盾,如同时包含 $C(a)$、$\neg C(a)$,则形成的 ABox 就是原 ABox 的一个模型. 基本步骤如下:

1)消除 TBox:如果要检查的知识库包含 TBox,把概念的定义带入到 ABox 中,以消除 TBox(即形成的 ABox 是针对空 TBox 的).

2)转化为否定正则形(negation normal form, NNF):通过德摩根律(De Morgan's rules)和量词性质,将被检查的概念(包括 Assertion 中的概念)中所有否定符号¬移动到原子概念名之前. 这样的形式称为否定正则形.

3)构造 Tableau 树,并将此树完全展开:以被检查的 ABox 作为根节点,构造一个 Tableau 树. 之后,根据给出的 Tableau 扩展规则扩展,直到再没有规则可用.

4)检查完全扩展的 Tableau 树是否有不包含冲突的叶节点. 如有,则原知识库协调;否则不协调.

因此,Tableau 算法也是一种构造性算法. 针对模态逻辑,也有相应的 Tableau 算法[6],其主要思想就是引入对可能世界的分支. 本文针对 $\mathrm{DALC_P}$ 的 Tableau 算法,重点也在于如何处理模态词动作,其他步骤与传统描述逻辑的完全一致,因此,在给出语言 $\mathrm{DALC_P}$ 的 Tableau 算法只给出针对模态词的展开规则.

针对模态词,有下面展开规则:

1)$\rightarrow_{m_a\varphi}$规则:

$$\frac{\sigma: m_a\varphi_1, m_a\varphi_2, \cdots}{\sigma.m_a: \psi_1, \psi_2 \cdots},$$

其中,有规约规则:

$$m_a\varphi_1 \mapsto \psi_1,$$
$$m_a\varphi_2 \mapsto \psi_2,$$
$$\vdots$$

针对原子模态词 m_a 的规则，每次都把所有 m_a 作用的断言扩展. 因为按照语义定义，这些结果断言应该是属于同一新的可达世界中.

2) $\rightarrow_{\circ}$ 规则：

$$\frac{\sigma: m_1 \circ m_2 \varphi}{\sigma: (m_2(m_1\varphi))}.$$

例子 1　下面通过1个简单的例子，展示 Tableau 算法的具体扩展过程. 给定包含一个断言 $((m_{a_1} \circ m_{a_2})\psi) \vee \neg\phi$ 的ABox，其中，$\psi = (A_1 \sqcap A_2)(x)$，$\phi = (\exists R.A_3)(x)$，且假设有规约规则：$m_a\ \psi(A_1 \sqcap A_2 \sqcap \exists R.A_3)(x)$，$m_{a_2}(A_1 \sqcap A_2 \sqcap \exists R.A_3)(x)(A_1 \sqcap A_2 \sqcup \exists R.A_3)(x)$，检查此ABox的协调性.

从根节点 $1(m_{a_1} \circ m_{a_2})(\psi) \vee \neg\phi$ 出发，利用传统描述逻辑的展开规则和本文给出的扩展规则，最终得到完全展开的 Tableau 树 T'，如图 2 所示. T' 的 3 个叶节点都不包含冲突的，故原 ABox 协调.

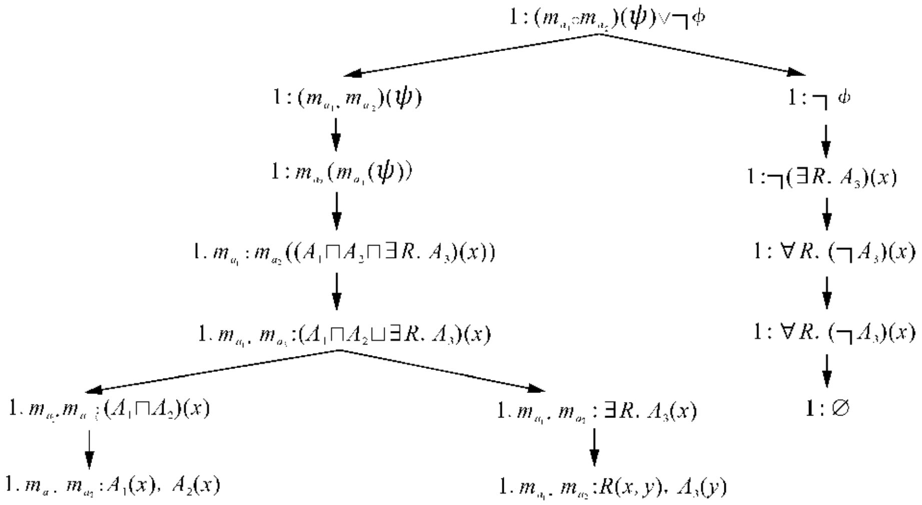


图 2　完全展开的 Tableau 树 T'

Fig. 2　Totally extended Tableau tree T'

3.2　Tableau 算法的性质

下面分析此 Tableau 算法的性质，证明其具有可终止性和可靠性.

3.2.1　可终止性

显然，把 TBox 中有限的定义代入到 ABox 中以消除 TBox 的过程是可终止的；把 ABox 中所有断言转化为 NNF 形式是可终止的；检查完全展开的 ABox 是否存在冲突也是可终止的. 因此，Tableau 算法可终止性就规约为完全地扩展 Tableau 树是否可终止.

定义 8（Tableau 树展开的可终止性） 由某个 $DALC_p$ 的 ABox 为根节点的 Tableau 树 T，不存在无限的展开：$T \rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow \cdots$.

对传统描述逻辑的 Tableau 算法，其可终止性的证明是通过证明每个扩展规则都减少了断言长度[7-9]，从而最终把所有断言都扩展成为原子的形式，即 $C(a)$，$\neg C(a)$，$R(a,b)$ 的形式. 本文算法只是增加了对模态词展开规则，因此只对此规则仍然遵循此长度减少规律做证明.

证明 1　首先给出断言长度的定义.

定义 9（断言长度）　任意断言 φ 的长度 $l(\varphi)$ 递归定义如下：

若 A 是一个原子概念，则 $l(A(x)) = 1$；

若 R 是一个角色，则 $l(R(x,y)) = 1$；

若 m_a 是一个原子模态词实例，则 $l(m_a) = 1$，

$$l(m\varphi) = l(m) + l(\psi),$$

$$l(m_1 \circ m_2) = l(m_1) + l(m_2) + 1.$$

对于规则 $\rightarrow_{m_a\varphi}$，由于规则中的 2 个不包含模态词的断言 φ、ψ 可能为任意的，因此不能直接考虑其长度. 但此规则的重要性在于消除了 1 个模态词 m_a，因此，规则作用前，模态断言的长度为 $l(\varphi) + 1$，而作用后消除了模态词，断言长度为 $l(\psi)$. 因此，其结构长度减少了 1. 即使每个 $\rightarrow_{m,\varphi}$ 规则产生的结果断言的绝对长度都增加，即 $l(\psi) > l(\varphi)$，结果断言经过有限步扩展，还是可以完全展开. 因此，此规则的重要性在于消除了模态词.

对于规则 $\rightarrow_{\circ}$，$l((m_2(m_1\varphi)) = l(m_1 \circ m_2\varphi) - 1$.

因此，每个关于模态词的扩展规则使断言长度

减小,而断言长度是有限的,故有限步后,断言就可被展开成原子形式.

3.2.2 可靠性

定义 10(Tableau 算法的可靠性) 某个 Tableau 算法是可靠的,如果满足:若存在对此 ABox 协调性的 Tableau 证明,则此 ABox 必然协调.

要证明 Tableau 算法的可靠性,需要先证明下面的性质.

性质 2 若 Tableau 树 T'是由 Tableau 树 T 经过以上扩展规则得来,且模态词规约规则与模态词语义定义是一致的,则 T 协调,当且仅当 T'协调.

证明 2 这个性质包含从左到右和从右到左 2 个方面,分别证明之.

1)证明从左到右的性质.

从左到右的性质可陈述为:若某个 Tableau 树 T'是由 Tableau 树 T 扩展得来,T 协调则 T'协调. 证明思路为:协调的 Tableau 树 T 必然存在协调的分支,假设此分支为 B,那么可检验对此分支经过每个扩展规则,得到的 T'树是否仍然协调. 如果每个步骤的扩展规则能保证 Tableau 树的协调性,则多步扩展也能包含其协调性. 同样,传统的描述逻辑扩展规则不再证明,本文只证明关于模态词的展开规则的性质.

$\rightarrow_{m_a\varphi}$规则:规则$\dfrac{\sigma: m_a\varphi_1, m_a\varphi_2, \cdots}{\sigma.\, m_a: \psi_1, \psi_2, \cdots}$在原叶节点下添加新叶节点,此叶节点将原前缀 σ 代表的可能世界 w 扩展到了由前缀 $\sigma.\, m_a$ 代表新的可能世界 w'. 既然原 ABox 协调,σ 代表的可能世界 w 满足:$w \models \varphi_1, w \models \varphi_2, \cdots$. 基于模态词规约规则

$$\left\{\begin{array}{l} m_a\varphi_1 \mapsto \psi_1, \\ m_a\varphi_2 \mapsto \psi_2, \\ \quad\vdots \end{array}\right\}$$

以及规约规则与语义定义的一致性,有:

$$\left\{\begin{array}{l} w \models \varphi_1, \text{则 } w' \models \psi_1, \\ w \models \varphi_2, \text{则 } w' \models \psi_2, \\ \quad\vdots \end{array}\right\}.$$

因此,原叶节点的协调模型必然也是新的叶节点的协调模型.

$\rightarrow_{\circ}$ 规则:根据公理 1,可知规则$\dfrac{\sigma: m_1 \circ\ m_2\varphi}{\sigma: (m_2(m_1\varphi))}$中,原协调 ABox 的模型必然也是新叶节点的协调模型. 因此,对模态词的扩展规则保持了 Tableau 树的协调性. 从左到右的性质由此得证.

2)证明从右到左的性质.

从右到左的性质为:如果从 Tableau 树 T 扩展后的树 T'协调,原树 T 必然也协调. 对此性质的证明,采用类似上述的证明方法,可以很容易检查对每个扩展规则都成立,故此不再详细证明.

综合对性质 2 个方向的证明,性质 1 成立.

证明 3(Tableau 算法的可靠性证明) 给定任意 ABox,存在协调性的 Tableau 算法,即以此 ABox 为根节点的 Tableau 树 T,必然可完全展开为协调的 T'. 根据性质 1,则 T 必然也是协调的,即原来的 ABox 协调,可靠性得证.

4 结束语

类似表达静态知识的概念、子概念与个体间的树型关系,动作也存在类似的动作类、动作子类以及动作实例的树型关系. 通过把程序理论引入到描述逻辑中,给出了一个可对静态和动态 2 个层次知识进行树型描述的动态描述逻辑语言,并且通过定义模态词语义形式地描述了 2 个层次的相互作用. 本语言的自动推理算法是可靠的和可终止的,因此可用于实际动态系统的描述与动作行为的推理.

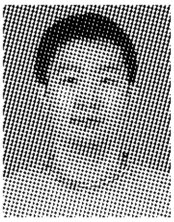
本文给出的 Tableau 推理算法是属于动作行为层面的,即如何通过模态词规约规则最终消除动作模态词得到结果断言. 此推理算法可自动推理动作产生的结果,但并未对动作本身的层次结构进行推理. 表示静态世界的描述逻辑中,对概念层次本身进行推理可得到概念的可满足关系以及概念间的包含关系,从而可由显式知识推理出隐含的知识. 类似地,具有树型层次的动作类本身也需要在推理动作的结果前,讨论动作本身的可满足关系和动作间包含关系的自动推理问题,这对于讨论具体动态系统中的某动作是否有意义以及动作的分解都是非常重要的,是需要进一步研究的内容.

参考文献:

[1] BAADER F, CALVANESE D, MCGUINNESS D, et al. The description logic handbook: theory, implementation, and applications[M]. Cambrige, UK: Cambridge University Press, 2003.

[2] EMERSON E A. Temporal and modal logic[M]. Van LEEUWEN J. Handbook of theoretical computer science, Volume B: formal models and sematics. Amsterdam: Elsevier and MIT Press, 1990: 995-1072.
[3] GABBAY D, GUENTHER F. Handbook of philosophical logic, Volume II: extensions of classical logic[M]. Dordrecht, The Netherlands: Kluwer Academic Publishers, 1984.
[4] WOLTER F, ZAKHARYASCHEV M. Modal description logics: modalizing roles[J]. Fundamenta Informaticae, 1999, 39(4): 411-438.
[5] WOLTER F, ZAKHARYASCHEV M. Dynamic description logics[J]. Advances in Modal Logic, 2000, 2: 449-463.
[6] FITTING M, MENDELSOHN R L. First-order modal logic[M]. Norwell, USA: Kluwer Academic Publishers, 1999.
[7] BAADER F, SATTLER U. Expressive number restrictions in description logics[J]. Journal of Logic and Computation, 1999, 9(3): 319-350.
[8] FRANCESCO M D, MAURIZIO L, DANIELE N, et al. The complexity of concept languages[J]. Information and Computation, 1997, 134(1): 1-58.
[9] NUTT W. Algorithms for constraints in deduction and knowledge representation[D]. Saarbrücken, Germany: University of Saarland, 1993.

作者简介：



郝国舜，男，1978年生，博士研究生，主要研究方向为服务计算、描述逻辑、数据汇聚等．发表学术论文多篇，作为第一作者发表的EI检索论文4篇．

马世龙，男，1953年生，教授、博士生导师，国家自然科学基金委员会第十、十一届信息科学部专家评审组成员、国防科工委国防基础研究基金专家评审组成员、亚洲软件基础学会执行委员会委员、中国人工智能学会常务理事，Frontiers of Computer Sciencein China 编委．主要研究方向为自动推理及其应用研究、网络环境下的计算模型和逻辑研究、海量信息处理的计算模型研究．承担过多项国家“973”和“863”项目，并获得1998年度教育部科技进步三等奖．发表学术论文80余篇，出版学术专著2部．

眭跃飞，男，1963年生，研究员．主要的研究方向为形式本体论的研究，用信息熵研究概念分类，以及用描述逻辑研究概念间的推理等．改进了 Guntsch 和 Gediga 关于 Wong 和 Ziark 猜测的结果；证明了粗关系数据库中信息熵关于粗关系数据库的加细的单调性；提出了分层在线调页算法等．发表学术论文17篇．