一种基于符号变换的描述逻辑 ALC 超协调推理算法

张小旺[1,2] 肖国辉[3]

(北京大学信息科学系 北京 100871)[1] (安徽大学数学科学学院 合肥 230039)[2]

(维也纳技术大学信息系统研究所 奥地利维也纳 A-1040)[3]

摘 要 语义万维网作为一个开放、不断更新而且相互协作的环境，经常会包含一些不协调的或不精确的信息。众所周知，描述逻辑是语义万维网重要的逻辑基础，然而描述逻辑缺乏处理不协调或不完全信息的能力。近来一些超协调方案通过限制或阻止使用一些推理规则来避免推理的平凡化，从而容忍本体中出现的不协调。因为这些方法限制了描述逻辑系统的推理能力，所以推理能力弱于经典的描述逻辑推理能力，即使在处理协调的本体时。提出一种基于符号变换的具有强推理能力的超协调推理算法。证明了该算法是可判定的，而且在处理协调的本体时该推理系统与经典逻辑系统具有相等的推理能力。

关键词 语义互联网，描述逻辑 ALC，表演算，超协调表演算，不协调性处理

Algorithm Based on Sign Transformation for Paraconsistent Reasoning in Description Logic ALC

ZHANG Xiao-wang[1,2] XIAO Guo-hui[3]

(Department of Information Science, School of Mathematical Sciences, Peking University, Beijing 100871, China)[1]

(School of Mathematical Sciences, Anhui University, Hefei 230039, China)[2]

(Institute of Information Systems 184/3, Vienna University of Technology, Favoritenstrasse 9-11, Vienna A-1040, Austria)[3]

Abstract In an open, constantly changing and collaborative environment like the forthcoming Semantic Web, it is reasonable to expect that knowledge sources will contain noise and inaccuracies. It is well known, as the logical foundation of the Semantic Web, description logic is lack of the ability of tolerating inconsistent or incomplete data. Recently, some paraconsistent scenarios were used to avoid trivial inferences so that inconsistencies occurring in ontologies could be tole-rated. Their inference powers are always weaker than that of classical description logics even handling consistent ontologoies since they cost the inference power of description logics. This paper proposed a tableau algorithm based on sign transformation which has stronger reasoning ability. We proved that the new paraconsistent tableau algorithm is decidable and has the same reasoning ability with the classical Description Logic over consistent ontologies.

Keywords Semantic Web, Description logic ALC, Tableau, Paraconsistent tableau, Inconsistency handling

1 引言

语义万维网(Semantic Web)作为万维网的进一步发展由蒂姆·伯纳斯-李(Tim Berners-Lee)在 1998 年提出[1]。与万维网存储大量数据相比，语义万维网技术注重的是挖掘这些数据背后的语义信息，而不仅仅只是以数据输入的形式检索信息。万维网联盟(World Wide Web Consortium, W3C)已经提出多种语义万维网知识表示的标准语言，如资源描述框架(Resource Description Framework, RDF)、万维网本体语言(Web Ontology Language, OWL)。这些语言之所以成为标准语义万维网语言，是因为它们具有严格的逻辑基础——描述逻辑(Description Logic, 简写 DL)。因为语义万维网是一个开放、不断更新而且相互协作的环境，所以要求语义万维网上面的数据都是协调的(或一致的)(consistent)是不现实的[2-5,15]。例如美国宇航局喷气动力实验室(NASA's Jet Propulsion Laboratory)开发的本体中的"OceanCrustLayer"类不是协调的。工程师在调试工具的帮助下发现，它既被定义为一个区域(三维)又被定义为一个层(二维)。然而描述逻辑继承了一阶逻辑的平凡性，即从逻辑角度讲，描述逻辑是无法处理矛盾信息的。因此，研究可以容忍不协调本体的方法，对于语义万维网技术在多数据源上的实用性具有重要意义。

不协调处理一直以来是人工智能领域中的研究问题，相应的成果近来被应用到描述逻辑系统上，基本包含了两种不同的方法：第一类方法是基于矛盾信息显示了系统建模错误的观点，从而需要修复来维持一个协调的知识库。这种处理逻辑不协调信息的方法也包括许多工作[2-4]，尽管这种方法总能保持知识库的协调性，然而其存在很多缺点，其一是因为删除或调整而造成有用信息的丢失，这种丢失是不可逆的；其二是知识库维护缺乏语义支持。第二类办法是通过定义一些非经典的推理系统来限制或阻止部分推理规则的使用，从而非

到稿日期：2010-04-29 返修日期：2010-07-20 本文受国家自然科学基金(60973003)资助。

张小旺(1980—)，男，博士生，讲师，主要研究方向为知识表示与推理等，E-mail: x.zhang@pku.edu.cn；肖国辉(1985—)，男，博士生，主要研究方向为计算机软件与理论。

平凡地对不协调知识进行推理，这种方法称为超协调(paraconsistency)处理。这种办法是出于“矛盾的世界”的观点，即在真实数据上出现矛盾是一种自然合理的现象。超协调逻辑使用的是不同于经典二值逻辑的非经典逻辑蕴涵关系。超协调逻辑的基本目标是限制矛盾部分对其他信息的污染，从而制止了经典逻辑的矛盾膨胀性(expansion)[12,15]。目前围绕描述逻辑超协调推理已有许多这个方面的工作[5,7,8,15]。超协调方法很好地克服了第一种方法的不足，一些有意义的结论被推导出来。然而目前超协调方法主要基于多值逻辑(multi-values logic)，其推理能力比较弱，经典逻辑中很多重要的推理规则都不满足。例如，ParOWL[1]超协调推理机(基于四值描述逻辑[5,16])利用规约方法调用KAON2[6]推理机去实现查询，ParOWL不满足三条基本推理规则：分离规则(modus ponens，MP)、拒取推理(modus tollens，MT)和析取三段论(disjunctive sylloism，DS)。针对ParOWL的不足，PROSE[2]超协调推理机(基于准经典描述逻辑[7])通过限制推理规则的使用次序而调用Pellet[9]推理机满足了这三条基本推理规则，从而增加了推理能力。然而PROSE却丢失了其它推理优点，如不满足排中律。

因为现有的处理不协调方法的推理能力不强，自然地，我们期望有一种超协调方法既能处理不协调又能尽可能保持经典描述逻辑系统的推理能力。然而，其迄今仍然是一个开放性问题。为了尝试解决这个问题，我们首先要分析描述逻辑中不协调的信息是如何导致平凡推理的。例如：一个本体$O=(\emptyset,\{Bird(Tweety), \neg Bird \sqcup Fly(Tweety), \neg Fly(Tweety)\})$，对于任意查询$Haswing(Tweety)$调用经典表演算判断$O\cup\{\neg Haswing(Tweety)\}$的可满足性来判断其是否是$O \models Haswing(Tweety)$。利用表演算中扩展规则中$\sqcup$-规则，可得到两个集合$\{Bird(Tweety), \neg Bird(Tweety), \neg Fly(Tweety), \neg Haswing(Tweety)\}$和$\{Bird(Tweety), Fly(Tweety), \neg Fly(Tweety), \neg Haswing(Tweety)\}$，容易看出这两个集合都是封闭的。所以$O\cup\{\neg Haswing(Tweety)\}$是不可满足的，即$O\models Haswing(Tweety)$。所以经典表演算面对不协调的本体时，会产生平凡推理。我们容易看出，产生平凡推理的原因是由表扩展规则产生了封闭的集合。而造成封闭的原因是因为本体自身是不协调的。于是，在面对不协调的本体时，通过封闭性来决定不满足性显然有缺陷。根据处理不协调的两种基本方法的共同点是避免平凡推理，而对于不协调的信息，要么直接删除要么以矛盾形式存在。从这个观点来看，当本体不协调的时，研究的主要问题是推理系统还可以继续对那些与不协调的信息无关的知识进行推理和判断。在上面例子中，利用$\sqcup$-规则得到的两个集合中，没有任何信息与$\neg Haswing(Tweety)$有矛盾，即，$\neg Haswing(Tweety)$不是导致这两个集合是封闭的直接原因。容易看出，经典表演算定义封闭性过于笼统，没有区分前提和结论产生封闭性的差异。

本文提出一种基于符号变换的超协调推理算法，该算法具有较强的推理能力，既能避免不协调信息非理性传播又不会限制协调信息理性推理。首先在描述逻辑表演算(tableaux)中，用符号标记概念断言和角色断言来区分其所属(前件或后件)，再引入一种符号变换来转换标记概念为其否定范式(Negation Normal Form, NNF)和描述逻辑的析取范式(Disjunction Normal Form, DNF)，然后根据概念的符号来定义3种冲突：实冲突(即前件与前件之间)、强冲突(即前件与后件之间)和内冲突(即后件与后件之间)，并且由此将封闭性划分成两种类型：第一类封闭(即包含实冲突)和第二类封闭(即包含强冲突和内冲突)。然后，提出新的封闭条件，即所有树都是封闭的并且存在一个树是属于第二类封闭的。基于标记符号和新的封闭条件，提出描述逻辑ALC的一个新的超协调推理系统，这个系统可以进行ABox上的实例检测(instance checking)超协调推理查询。这样的超协调推理算法是可判定的而且复杂度是PSPACE完全的。

本文第2节简单介绍描述逻辑ALC的语义和语法；第3节在描述逻辑ALC中提出基于符号变换的超协调推理算法并实例演示算法过程；第4节讨论了基于符号变换的超协调推理算法的可判定性，并重点讨论了在协调情况下与经典推理系统的协调性，最后分析了该算法的复杂度；第5节将本文提出的超协调推理算法与其它描述逻辑超协调推理算法方法进行了比较；最后总结全文工作以及提出未来后续的工作。

2 描述逻辑ALC

描述逻辑ALC是描述逻辑家族的基本成员之一，是本文研究的出发点。本节简要介绍描述逻辑ALC的术语，更详尽内容参见描述逻辑手册(DL Handbook)[13]。给定一个描述逻辑语言$\mathcal{L}$，有3个符号集$\mathcal{N}_C$，$\mathcal{N}_R$，$\mathcal{N}_I$组成。其中$\mathcal{N}_C$是概念名(concept name)集合，$\mathcal{N}_R$是角色名(role name)集合和$\mathcal{N}_I$是个体(individual name)集合。例如：一个概念名*Student*表示所有学生的集合，一个角色名*teach*表示老师与课程之间关系，一个个体*Jack*表示一个实例。习惯上，用A，B等表示概念名，R，S等表示角色名，a，b等表示个体。

ALC中允许的复杂概念可通过如下方式递归定义：

(1)全概念$\top$，空概念$\bot$和每个原子概念都是概念；

(2)若C，D是概念，那么$C\sqcup D$，$C\sqcap D$和$\neg C$也是概念；

(3)若C是一个概念，R是一个角色，那么$\forall R.C$和$\exists R.C$都是概念。

描述逻辑ALC的形式化语义是通过解释(interpretation)来定义的。映射$\cdot^I$将每个概念映射为定义域中的一个子集，将每个角色解释为定义域上的一个二元关系。形式化地，一个解释记作$I=(\Delta^I, \cdot^I)$，包含一个非空定义域Δ^I和一个满足表1所列条件的映射$\cdot^I$。若一个解释I使得$C^I\neq\emptyset$，则I称为一个概念C的模型。若一个概念C存在一个模型，则称C是可满足的。

一个描述逻辑ALC的本体O包含了称为ABox的一组关于个体断言的集合和称为TBox的一组概念包含公理的集合，记为$O=(\text{TBox}, \text{ABox})$。与数据库(database)对应，ABox存放本体外延知识(extensional knowledge)，TBox存放本体内涵知识(intensional knowledge)。在描述逻辑ALC中，ABox包含两种断言：个体概念断言(concept assertion)，形如

[1] http://logic.aifb.uni-karlsruhe.de/wiki/Paraconsistent_reasoning

[2] http://prose.is.pku.edu.cn:8080/

$C(a)$和个体角色断言(role assertion),形如$R(a,b)$,TBox包含一个公理:概念包含(concept inclusion),形如$C \sqsubseteq D$。例如个体概念断言$Student(Jack)$表示$Jack$是一个学生,个体角色断言$teach(Mike,DL)$表示$Mike$可以教授描述逻辑课程。

表1 描述逻辑ALC的语义

构子	语法	语义
原子概念	A	$A^I \subseteq \Delta^I$
原子角色	R	$R^I \subseteq \Delta^I \times \Delta^I$
个体	o	$o^I \in \Delta^I$
全概念	$\top$	Δ^I
空概念	$\bot$	$\emptyset$
交	$C \sqcap D$	$C^I \cap D^I$
并	$C \sqcup D$	$C^I \cup D^I$
否定	$\neg C$	$\Delta^I \setminus C^I$
存在限制	$\exists R.C$	$\{x\mid$存在y,使得$(x,y)\in R^I$,且$y\in C^I\}$
全称限制	$\forall R.C$	$\{x\mid$对任意y,若$(x,y)\in R^I$,则$y\in C^I\}$

公理名称	语法	语义
概念包含	$C \sqsubseteq D$	$C^I \subseteq D^I$
个体概念断言	$C(a)$	$a^I \in C^I$
个体角色断言	$R(a,b)$	$(a^I,b^I)\in R^I$

表1给出了TBox和ABox公理的具体语义解释。若一个解释I满足一个ABox $\mathscr{A}$中的所有断言,则称I是$\mathscr{A}$的模型(model)。若一个$ABox$ $\mathscr{A}$存在一个模型,则称$\mathscr{A}$是协调的。若一个解释I满足一个TBox $\mathscr{T}$中的所有断言,则称为I是$\mathscr{T}$的模型。若每个TBox $\mathscr{T}$模型都是概念C的模型,则称C是关于$\mathscr{T}$可满足的(satsfiable)。若每个TBox $\mathscr{T}$模型都满足$C \sqsubseteq D$,则称C关于$\mathscr{T}$包含于D,记$C \sqsubseteq_{\mathscr{T}} D$。若每个TBox $\mathscr{T}$模型都是ABox $\mathscr{A}$的模型,则称$\mathscr{A}$是关于T协调的。

下面引理说明描述逻辑三个基本推理问题:概念满足性检测(concept satisfiability checking)、实例检测(instance checking)和概念包含检测(subsumption checking)都可以规约为ABox的协调性检测(consistency checking)。

引理1[10] 给定一个ABox $\mathscr{A}$,两个概念C,D和一个个体a,有:

(1) C是可满足的当且仅当存在一个个体$a\in N_I$使$\{C(a)\}$是协调的;

(2) a是C关于$\mathscr{A}$的实例当且仅当$\mathscr{A}\cup\{\neg C(a)\}$是不协调的;

(3) C包含于D当且仅当$\mathscr{A}\cup\{C\sqcap\neg D(\iota)\}$是不协调的,这里$\iota$是一个没有出现在$\mathscr{A}$中的新个体。

下面引理说明ABoxes关于可以被内化(internalized)的TBoxes基本推理问题可以规约为仅仅在ABoxes上的基本推理问题。

引理2[10] 设一个本体$O=(\mathscr{T},\mathscr{A})$和两个概念$C$,$D$。定义:

$C_{\mathscr{T}} := \sqcap_{C_i \sqsubseteq D_i \in \mathscr{T}} \neg C_i \sqcup D_i$

定义U为全域角色(universal role),即$U=\Delta\times\Delta$。若$\mathscr{T}$的每个公理都可以被内化,则有:

(1) C是关于$\mathscr{T}$可满足的当且仅当$C\sqcap C_{\mathscr{T}}\sqcap\forall U.C_T$是可满足的;

(2) C关于$\mathscr{T}$包含于D当且仅当$C\sqcap\neg D\sqcap C_{\mathscr{T}}\sqcap\forall U.C_{\mathscr{T}}$是不可满足的;

(3) $\mathscr{A}$是关于$\mathscr{T}$协调的当且仅当$\mathscr{A}\cup\{C_{\mathscr{T}}\sqcap\forall U.C_{\mathscr{T}}(a)\mid a\in\mathscr{I}_{\mathscr{A}}\}$是协调的;这里$\mathscr{I}_{\mathscr{A}}$表示所有出现在$\mathscr{A}$中的个体组成的集合。

综合引理1和引理2可知,本体(含可内化的TBox)的基本推理问题可以规约成ABox上的不协调检测问题。为了简化讨论思想,本文重点提出一个ABox上的不协调检测算法。

3 基于符号变换的超协调推理算法

3.1 符号变换

在逻辑系统中,因为推理基于一个公式集$\mathscr{K}$和一个公式$\mathscr{S}$的二元关系,称为蕴含关系(entailment relationship),所以推理存在于两个公式集:一个称为前提,另一个称为结论。对于一个公式,它要么是前提要么不是前提,也就是说,任意的公式关于给定的作为前提的公式集有两个可能性,在本文,我们用两个标记0和1来表示这两种可能。

定义1 给定一个公式集$\mathscr{K}$,设一个公式集$\mathscr{S}$,一个函数$\pi_{\mathscr{K}}:\mathscr{S}\mapsto\{0,1\}$称为$\mathscr{S}$关于$\mathscr{K}$的特征函数,若$\pi_{\mathscr{K}}$满足:

(1) 如果$\alpha\in\mathscr{K}$,$\pi_{\mathscr{K}}(\alpha)=1$;

(2) 如果$\alpha\notin\mathscr{K}$,$\pi_{\mathscr{K}}(\alpha)=0$。

此时,$\pi_{\mathscr{K}}(\alpha)$称为$\alpha$的标记,$\alpha$中的概念和角色分别被称为标记概念和标记角色。

注:a) 特征函数本质上是一个分类函数,即将所有的信息分成两类。

b) 特征函数用0,1符号来刻画一个公式与一个公式集合之间的所属关系,所以特征函数也可以称为标记函数,即给每一个公式关于一个公式集合的标记符号。

c) 同一个公式在不同的特征函数中给出的值或符号不一定相同。

在下面的定义中,对于任意给定一个公式集$\mathscr{K}$、任意的公式$C(a)$和它的标记s,我们可以用一个三元组(C,a,s)来表示,这里C是一个概念且a是一个个体。我们用$S((C,a,s))$表示$C(a)$的标记s,即$S((C,a,s))=s$。此时,概念C为一个标记概念。需要指出的是(概念和角色)标记不是描述逻辑ALC新的语法构子,只是用来标记断言的来源,它与个体有关。本文将在标记概念集合和标记角色集合上讨论。接下来,为了方便讨论,我们仍然用$A,B,C\cdots$表示标记概念,用$R,S\cdots$表示比较角色。

在描述逻辑ALC中,因为不存在角色的否定$(\neg R)$构子(这里R是一个角色),所以产生的冲突只可能是在概念断言之间。在本文,我们只研究个体概念断言上的符号变换,而个体角色断言由特征函数来定义它的标记。在下面定义中,一种变换$\mathscr{M}_{\mathscr{K}}$被引入去捕捉复合的标记概念变换成相应的否定范式和析取范式时的符号一致性。

定义2 给定一个公式集$\mathscr{K}$,设一个仅含有个体概念断言的公式集$\mathscr{S}$,一个从$\mathscr{S}$到$\mathscr{N}_C\times\mathscr{N}_I\times\{0,1\}$的变换$\mathscr{M}_{\mathscr{K}}$称为$\mathscr{K}$的标记,如果$\mathscr{M}_{\mathscr{K}}$满足:

(1) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C(a))=\pi_{\mathscr{K}}(C(a))$;

(2) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C(a))=s$且$S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}D(a))=s$,如果$S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C\sqcup D(a))=s$;

(3) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C(a))=s$且$S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}D(a))=s$,如果$S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C\sqcap D(a))=s$;

(4) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}C(b))=s(b\notin\mathscr{N}_{\mathscr{K}})$且$\pi_{\mathscr{K}}(R(a,b))=1$,如果对于任意$x\in\mathscr{N}_{\mathscr{K}}$有$\pi_{\mathscr{K}}(R(a,x))=0$且$S(\mathscr{M}_{\mathscr{K}}\exists R.C(a))=s$;$\mathscr{N}_{\mathscr{K}}$是$\mathscr{K}$的个体集;

(5) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C(b))=s$，如果 $\pi_{\mathscr{A}}(R(a,b))=1$ 且 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\forall R.C(a))=s$；

(6) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg\neg C(a))=s$；

(7) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C\sqcap D(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}D\sqcap C(a))=s$；

(8) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C\sqcup D(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}D\sqcup C(a))=s$；

(9) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg C\sqcap\neg D(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg(C\sqcup D)(a))=s$；

(10) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg C\sqcup\neg D(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg(C\sqcap D)(a))=s$；

(11) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}(C\sqcap D)\sqcup(C\sqcap E)(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C\sqcap(D\sqcup E)(a))=s$；

(12) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}(C\sqcup D)\sqcap(C\sqcup E)(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C\sqcup(D\sqcap E)(a))=s$；

(13) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\forall R.\neg C(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg(\exists R.C)(a))=s$；

(14) $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}R.\neg C(a))=s$，如果 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg(\forall R.C)(a))=s$；

其中，$s\in\{0,1\}$，C，D 是概念，R 是角色，a 是个体。

在定义 2 中，引入标记的目的是为了保持公式在变换过程中标记符号的一致性。(1) 表示利用个体概念断言关于给定的公式集的特征值作为标记；(2)－(5)保持公式在本节接下来提出的超协调推理算法中标记符号的协调性；(6)－(14)保持公式在转换成否定范式(NNF)后标记符号的协调性。

定理 1 若 C_{NNF} 是标记概念 C 的 NNF 范式形式，则 $\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C(a)=\mathscr{M}_{\mathscr{A}}C_{\mathrm{NNF}}(a)$，这里 a 是一个个体。

证明：由定义 2 直接得出。

定理 1 为下面提出的超协调推理算法提供了理论基础。在整个算法过程中，标记保持一致性。

3.2 基于符号变换的超协调推理算法

基于符号变换的超协调推理算法的主要思想是根据断言的来源特征(前件或后件)来对概念和角色进行标记，再通过变换标记出复合概念中所有原子的概念，然后修改经典表演算中的封闭条件，最后根据封闭性来查询。首先，我们需要对经典描述表演算概念[10,11]进行一些修改，定义如下：

定义 3 给定一个 ABox $\mathscr{A}$，$\mathscr{A}$ 中每个断言都带有标记。

(1)我们用～C 记负标记概念 $\neg C$ 的 NNF 范式；用 clos(C)记包含标记概念 C 且在包含和～变换下是封闭的最小集合(clos(C)的计算可以参考文献[11])；$\mathrm{clos}(\mathscr{A}):=\bigcup_{C(a)\in\mathscr{A}}\mathrm{clos}(C)$，即，clos($\mathscr{A}$)是所有出现在 $\mathscr{A}$ 中的标记概念的最小演绎闭包的并。

(2)一个森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}$ 定义为由根不同的结点和边构成的树的集合。每一个结点表示一个个体 x，并有一个标记集 $L(x)\subseteq\mathrm{clos}(\mathscr{A})$，每条边表示一对个体$\langle x,y\rangle$，并有一个标记集 $L(\langle x,y\rangle)\subseteq R_{\mathscr{A}}$，这里 $R_{\mathscr{A}}$ 表示所有出现在 $\mathscr{A}$ 中的角色组成的集合。

(3)结点 y 是结点 x 的 R-后继如果结点 x 和结点 y 通过边$\langle x,y\rangle$连接，即 $R\in L(\langle x,y\rangle)$。结点 y 是结点 x 的 R-前驱如果结点 x 和结点 y 通过边$\langle y,x\rangle$连接，即 $R\in L(\langle y,x\rangle)$。若结点 y 是结点 x 的 R-前驱或 R-后继，则结点 y 是结点 x 的 R-邻居。

(4)给定一个结点 x，如果存在一个原子概念 $A\in\mathscr{N}_{\mathscr{C}}$，使得

a) $\{A,\neg A\}\subseteq L(x)$ 且 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}A(x))+S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg A(x))=2$，则称 $L(x)$包含一个实冲突；

b) $\{A,\neg A\}\subseteq L(x)$ 且 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}A(x))+S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg A(x))=1$，则称 $L(x)$包含一个强冲突；

c) $\{A,\neg A\}\subseteq L(x)$ 且 $S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}A(x))+S(\mathscr{M}_{\mathscr{A}}\neg A(x))=0$，则称 $L(x)$包含一个内冲突。

直观上，实冲突表示本体内部冲突，强冲突表示本体与查询推理的关系，而内冲突捕捉查询自身的真假(不依赖于本体)。我们定义实冲突、强冲突和内冲突都是冲突并规定实冲突为第一类冲突，强冲突和内冲突为第二类冲突。

(5)一个树是完全的，如果该树中任意结点都不能再使用表 2 中的扩展规则。一个树是无冲突的，如果该树中任意结点都不包含冲突。一个树是第一类封闭的，如果该树中存在一个结点包含第一类冲突而且任何结点不包含第二类冲突。一个树是第二类封闭的，如果该树中存在一个结点包含第二类冲突。一个树是封闭的，如果该树是第一类封闭的或第二类封闭的。

(6)一个森林是完全的，如果该森林中任意树都是完全的。一个森林是无冲突的，如果该森林中任意树都是无冲突的。一个森林是封闭的，如果该森林中任意的树都是封闭的而且存在一个树是第二类封闭的。

接下来，我们基于表 2 中的变换规则提出描述逻辑的超协调推理算法。非确定的来源有两个原因：

a) 规则的使用顺序是非确定的；

b) 使用$\sqcup$-规则时，选取哪一个分支是非确定的。

表 2 描述逻辑 ALC 超协调推理算法的变换规则

规则名称	规则描述
$\sqcap$-规则	条件： (1) $C\sqcap D\in L(x)$； (2) $\{C,D\}\not\subseteq L(x)$。 动作： $L(x):=L(x)\cup\{C,D\}$
$\sqcup$-规则	条件： (1) $C\sqcup D\in L(x)$； (2) $\{C,D\}\cap L(x)=\emptyset$。 动作： $L_1(x):=L(x)\cup\{C\}$； $L_2(x):=L(x)\cup\{C\}$。
$\exists$-规则	条件： (1) $\exists R.C\in L(x)$； (2) x 没有 R-邻居，y 使得 $C\in L(y)$。 动作： 生成一个新结点 y，使得 $L(\langle x,y\rangle):=\{R\}$ 且 $L(y):=\{C\}$。
$\forall$-规则	条件： (1) $\forall R.C\in L(x)$； (2) x 存在 R-邻居，y 使得 $C\notin L(y)$。 动作： $L(y):=L(y)\cup\{C\}$。

在下面定义中，将通过算法 1 提出的超协调推理算法来刻画一个公式集与一个公式的推导关系的形式证明。为了方便，我们把基于这样的形式证明的推导关系记作 $\vdash_P$。

定义 4 给定一个 ABox $\mathscr{A}$ 和一个断言 α，$\mathscr{A}$ 基于符号变换形式推导出 α，记为 $\mathscr{A}\vdash_P\alpha$，当且仅当 $\mathscr{A}\cup\{\neg\alpha\}$ 且 $\pi_{\mathscr{A}}(\neg\alpha)=0$，通过算法 1 得到一个完全的封闭的森林。

注：在下面例子中，为了方便记号，我们直接在一个概念左上角增加标记"0"和"1"来表示该公式的标记。

例 1 设一个 ABox $\mathscr{A}=\{Penguin(Tweety),\neg Fly(Tweety),\neg Swallow(Tweety),\neg Penguin\sqcup Fly(Tweety),\neg Swallow\sqcup\forall HasFood.\neg Fish(Tweety),\neg Penguin\sqcup\exists HasFood.Fish(Tweety),HasFood(Tweety,Finger-$

$ling)\}$。易知，$\mathscr{A}$是经典不协调的，通过算法 1 来对下面查询进行超协调推理。

算法 1 基于符号变换的超协调推理算法

function Paraconsistent-Tableau($\mathscr{A}$) return true or false // 给定一个 ABox $\mathscr{A}$,返回布尔值

initializing

$L(x^i) \leftarrow \{C|C(a^i)\in\mathscr{A}\}$ // 构造分支的根结点

$L(\langle x^i,y^j\rangle) \leftarrow \{R|R(a^i,b^j)\in\mathscr{A}\}$ // 建立结点之间的边

$\mathscr{F}_x \leftarrow \{L(x^i)\}\cup\{L(\langle x^i,y^j\rangle)\}$ // 通过结点和边构造初始森林

$\mathscr{M}_x(\mathscr{F}_x \leftarrow \mathscr{M}_x C(x^i)$ // 对 $\mathscr{F}_x$ 中每个结点包含的概念进行标记

repeat

$\mathscr{F}_x \leftarrow$ApplyRules($\mathscr{F}_x$) // 非确定对 $\mathscr{F}_x$ 使用表 2 中的$\sqcap$, $\sqcup$, $\exists$, $\forall$-规则

Update($\mathscr{M}_x(\mathscr{F}_x)$) // 对新的 $\mathscr{F}_x$ 中每个结点包含的概念进行标记

until (isComplete($\mathscr{F}_x$)) // 判断 $\mathscr{F}_x$ 是否完全

if isClosed($\mathscr{F}_x$) // $\mathscr{F}_x$ 是封闭的

return true // 返回 ture

else //$\mathscr{F}_x$ 不是封闭的

return false // 返回 false

(1) 查询 $Haswing(Tweety)$

令 $\mathscr{A}\cup\{\neg Haswing(Tweety)\}=\{Penguin(Tweety)^1, \neg Fly(Tweety)^1, \neg Penguin\sqcup Bird(Tweety)^1, \neg Bird\sqcup Fly(Tweety)^1, \neg Bird\sqcup\exists HasFood.Fish(Tweety)^1, HasFood(Tweety,Fingerling)^1, \neg Haswing(Tweety)^0\}$。通过算法 1 得到森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^1=\{L_{11},L_{12},L_{13},L_{14},L_{15},L_{16},L_{17},L_{18}\}$如下：

$L_{11}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$。$L_{11}$ 包含实冲突 $\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{12}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$;$L_{12}(\iota)=\{Fish^1\}$。这里 ι 表示没有出现在 $\mathscr{A}$ 中的新个体(下同)。L_{12} 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{13}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$。$L_{13}$ 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{14}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Haswing^0\}$;$L_{14}(\iota)=\{Fish^1\}$。$L_{14}$包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{15}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$。$L_{15}$包含实冲突$\{\neg Bird^1, Bird^1\}$。

$L_{16}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$;$L_{16}(\iota)=\{Fish^1\}$。$L_{16}$ 包含实冲突$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$。

$L_{17}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, Fly^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$。$L_{17}$ 包含实冲突$\{\neg Fly^1, Fly^1\}$和$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$。

$L_{18}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Haswing^0\}$;$L_{18}(\iota)=\{Fish^1\}$。$L_{18}$ 包含实冲突$\{\neg Fly^1, Fly^1\}$和$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$。

因为分支 $L_{1i}(i=1,\cdots,8)$都不包含第二类冲突，所以森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^1$ 不是封闭的。可知，$\mathscr{A}\not\vdash_P Haswing(Tweety)$，即 $Tweety$ 不是概念 $Haswing$ 的实例，既说明算法 1 可以进行超协调推理又说明 $\mathscr{A}$ 中给出的关于 $Tweety$ 与 $Haswing$ 信息太少。

(2) 查询 $Fly(Tweety)$

令 $\mathscr{A}\cup\{\neg Haswing(Tweety)\}=\{Penguin(Tweety)^1, \neg Fly(Tweety)^1, \neg Penguin\sqcup Bird(Tweety)^1, \neg Bird\sqcup Fly(Tweety)^1, \neg Bird\sqcup\exists HasFood.Fish(Tweety)^1, HasFood(Tweety,Fingerling)^1, \neg Fly(Tweety)^0\}$。通过算法 1 得到森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^2=\{L_{21},L_{22},L_{23},L_{24},L_{25},L_{26},L_{27},L_{28}\}$，如下：

$L_{21}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$;$L_{21}$包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{22}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$;$L_{22}(\iota)=\{Fish^1\}$。$L_{22}$ 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{23}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$; L_{23} 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{24}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Fly^0\}$;$L_{24}(\iota)=\{Fish^1\}$。$L_{24}$ 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{25}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$。$L_{25}$包含实冲突$\{\neg Bird^1, Bird^1\}$。

$L_{26}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$; $L_{26}(\iota)=\{Fish^1\}$。L_{26} 包含实冲突$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$。

$L_{27}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, Fly^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$;$L_{27}$包含实冲突$\{\neg Fly^1, Fly^1\}$和$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$和强冲突$\{Fly^1, \neg Fly\}$。

$L_{28}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, Bird^1, \neg Bird^1, \neg Fly^0\}$; $L_{28}(\iota)=\{Fish^1\}$。L_{28} 包含实冲突$\{Bird^1, \neg Bird^1\}$。

因为分支 L_{27}包含第二类冲突，所以森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^2$ 是封闭的。可知，$\mathscr{A}\vdash_P Fly(Tweety)$，即 $Tweety$ 是概念 Fly 的实例。当再查询$\neg Fly(Tweety)$，同理得到 L_{27}包含第二类冲突，所以森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^2$ 是封闭的。可知，$\mathscr{A}A\vdash_P\neg Fly(Tweety)$，即 $Tweety$ 是概念$\neg Fly$ 的实例。说明算法 1 对不协调的信息以矛盾形式给出。

(3) 查询$\exists HasFood.Fish(Tweety)$

令 $\mathscr{A}\cup\{\neg Haswing(Tweety)\}=\{Penguin(Tweety)^1, \neg Fly(Tweety)^1, \neg Penguin\sqcup Bird(Tweety)^1, Bird\sqcup Fly(Tweety)^1, \neg Bird\sqcup\exists HasFood.Fish(Tweety)^1, HasFood(Tweety,Fingerling)^1, \neg\exists HasFood.Fish(Tweety)^0\}$。通过算法 1 得到森林 $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}^3=\{L_{31},L_{32},L_{33},L_{34},L_{35},L_{36},L_{37},L_{38}\}$，如下：

$L_{31}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1\}$;$L_{31}(Fingerling)=\{\neg Fish^0\}$。$L_{31}$ 包含实冲突$\{Penguin^1, \neg Penguin^1\}$。

$L_{32}(Tweety)=\{Penguin^1, \neg Fly^1, \neg Penguin^1, \neg Bird^1\}$;$L_{32}(Fingerling)=\{\neg Fish^0\}$; $L_{32}(\iota)=\{Fish^1, \neg Fish^0\}$。

L_{32}包含实冲突{$Penguin^1$,$\neg Penguin^1$}和强冲突{$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。

L_{33}($Tweety$) = {$Penguin^1$, $\neg Fly^1$, $\neg Penguin^1$, $\neg Fly^1$, $\neg Bird^1$};L_{33}($Fingerling$)={$\neg Fish^0$}。L_{33}包含实冲突{$Penguin^1$,$\neg Penguin^1$}。

L_{34}($Tweety$) = {$Penguin^1$, $\neg Fly^1$, $\neg Penguin^1$, $\neg Fly^1$};L_{34}($Fingerling$) = {$\neg Fish^0$};L_{34}(ι) = {$Fish^1$, $\neg Fish^0$}。L_{34}包含实冲突{$Penguin^1$,$\neg Penguin^1$}和强冲突{$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。

L_{35}($Tweety$)= {$Penguin^1$,$\neg Fly^1$,$Bird^1$,$\neg Bird^1$};L_{35}($Fingerling$) = {$\neg Fish^0$}。L_{35} 包含实冲突{$\neg Bird^1$, $Bird^1$}。

L_{36}($Tweety$)= {$Penguin^1$,$\neg Fly^1$,$Bird^1$,$\neg Bird^1$};L_{36}($Fingerling$)={$\neg Fish^0$};L_{36}(ι)={$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。L_{36}包含实冲突{$Bird^1$,$\neg Bird^1$}和强冲突{$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。

L_{37}($Tweety$) = {$Penguin^1$, $\neg Fly^1$, $Bird^1$, Fly^1, $\neg Bird^1$};L_{37}($Fingerling$) = {$\neg Fish^0$}。L_{37} 包含实冲突{$\neg Fly^1$,Fly^1}和{$Bird^1$,$\neg Bird^1$}和强冲突{Fly^1,$\neg Fly$}。

L_{38}($Tweety$)= {$Penguin^1$,$\neg Fly^1$,$Bird^1$,$\neg Bird^1$};L_{38}($Fingerling$)={$\neg Fish^0$};L_{38}(ι)={$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。L_{38}包含实冲突{$Bird^1$,$\neg Bird^1$}和强冲突{$Fish^1$,$\neg Fish^0$}。

因为分支L_{3i}(i=2,4,6,8)都包含第二类冲突,所以森林$\mathcal{F}^3_{\mathcal{A}}$是封闭的。可知,$\mathcal{A}\vdash_P \exists HasFood.Fish(Tweety)$,即$Tweety$是概念$\exists HasFood.Fish$的实例。

例1表明,这种基于符号变换所定义的封闭条件,使矛盾的信息在推理的过程中并没有被传递扩散,很好地被局部化了,从而有效地避免了平凡扩展以达到处理不协调信息的目的。

4 超协调推理算法的性质

我们可以看出这种基于符号变换的超协调算法是可终止的。

定理2 算法1是可终止的。

证明:设$m=|\mathrm{clos}(\mathcal{A})|$,$n=|R_{\mathcal{A}}|$。要证明算法1是可终止的,只需证明应用扩展规则满足下列性质:

(1)所有扩展规则的使用不会从森林$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$中删除任何结点。由扩展规则定义可以直接得出。

(2)森林$\mathcal{F}$的深度是有界的。

对森林$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$中每个结点$x$定义$l(x)$为$L(x)$中概念所包含的$\exists$和$\forall$的个数的最大值。显然对所有的$\mathcal{A}$中出现的个体$x_0$,有$l(x_0)<|A|$。同时对于任意的边$\langle x,y\rangle$,$l(x)>l(y)$。于是对于任意一条路径$\langle x_1,\cdots,x_k\rangle$,有$l(x_1)>\cdots>l(x_k)$。于是森林$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$的深度可以被$|\mathcal{A}|$界定。

(3)森林$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$的广度是有界的。算法1仅使用$\exists$-规则从$\mathrm{clos}(\mathcal{A})$中的形如$\exists R.C$的概念产生一个新结点。因为$\mathrm{clos}(\mathcal{A})$包含至多$m$个形如$\exists R.C$的概念,所以森林$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$的出度的最大界是$mn$,即,森林$\mathcal{F}$的广度是有界的,而且可以被$|\mathcal{A}|$界定。

(4)每个节点的标记集大小是有限的。对于$\mathcal{A}$中的原有个体对应的节点,其标记集的大小$\mathcal{A}$界定。对于$\exists$-规则生成的新节点,其标记集一定严格小于父节点,故被$\mathcal{A}$界定。

由(1)-(4)可得,算法1是可终止的。

我们的超协调推理算法处理协调的本体的能力与经典表演算是一样的。

定理3 给定一个协调的ABox $\mathcal{A}$和一个断言$C(a)$,$\mathcal{A}\vdash_P C(a)$当且仅当$\mathcal{A}\models C(a)$。

证明:(充分性)如果$\mathcal{A}\vdash_P C(a)$那么可知,令$S=A\cup\{\neg C(a)\}$通过算法1生成的森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$是一个封闭的,即根据定义3中的(6)可知,任意的树都是都包含冲突而且存在一个树包含第二类冲突。因为$\mathcal{A}$是一个协调的ABox和森林$\boldsymbol{F_S}$每一棵树都包含冲突,所以$\boldsymbol{A}\models C(a)$[9]。

(必要性)令$S=\mathcal{A}\cup\{\neg C(a)\}$,根据算法1生成的一个完全的森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$,只需要证明在$\mathcal{A}$是一个协调的ABox条件下,森林$F_S$是封闭的。首先如果$\models C(a)$,因为$\mathcal{A}\cup\{\neg C(a)\}$是不可满足的,所以森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$的每个树都包含冲突。假设森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$所有树都不包含第二类冲突,即所有的冲突公式都来源于$\mathcal{A}$中而与$\neg C(a)$无关,于是得出$\mathcal{A}$是不协调的,矛盾,所以假设不成立,森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$存在一个树包含第二类冲突,故,森林$\mathcal{F}_{\mathcal{S}}$是封闭的,即$\mathcal{A}\vdash_P C(a)$。

这样的符号变换不改变推理问题的复杂度,即,

定理4 给定一个ALC ABox $\mathcal{A}$,一个概念C和一个个体a,判定$\mathcal{A}\vdash_P C(a)$是否成立的复杂度是PSPACE-完全的。

证明:我们从下面两个方面证明。

(1)在PSPACE内

算法1不确定地生成一个森林。在定理2的证明中,我们看到这个森林的深度、广度和每个节点的标记集的大小都是被$|\mathcal{A}|$的多项式界定的。于是算法1可以等价地表述成一个深度周游的形式,在运行的每一个时刻,程序所需的空间都是多项式的。也就是说算法1是可以在NPSPACE内实现的。又由于NPSPACE=PSPACE,这个算法也可以等价地在PSPACE内实现。

(2)PSPACE-难

任给一个ALC的概念C,判定C的不可满足性问题是PSPACE完全的[16]。我们下面证明判定C的不可满足性可以归约到超协调推理算法。令A是一个不在C中出现的原子概念,C是不可满足的当且仅当$\{C\sqcup A(a)\}\models A(a)$。$\{C\sqcup A(a)\}$是协调的,因为可以构造一个解释$I=(\Delta^I,\cdot^I)$,其中$\Delta^I=\{a\}$,$a^I=a$,$A^I=\{a\}$。根据定理3,$\{C\sqcup A(a)\}\models A(a)$当且仅当$\{C\sqcup A(a)\}\vdash_P A(a)$。这样我们就完成了归约。

当本体不协调时,经典表演算会推出任意的结论,而我们的表演算具有超协调的能力,即

定理5 $\vdash_P$是超协调的。

证明:对任意的原子概念A和个体a,令$\mathcal{A}=\{A(a),\neg A(a)\}$。只需要证明$\mathcal{A}\nvdash_P B(a)$,对任意不同于$A$原子概念$B$。令$\mathcal{A}\cup\{\neg B(a)\}=\{A(a),\neg A(a),\neg B(a)\}$且$\pi_{\mathcal{A}}(A(a))=\pi_{\mathcal{A}}(\neg A(a))=1$,$\pi_{\mathcal{A}}(\neg B(a))=0$。设$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$通过算法3.1而得到的森林,尽管$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$包含实冲突$\{A(a),\neg A(a)\}$且$\pi_{\emptyset}(A(a))=\pi_{\emptyset}(\neg A(a))=1$,但是$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$不包含第二类冲突,所以$\mathcal{F}_{\mathcal{A}}$是封闭的。由定义4可知,$\mathcal{A}\nvdash_P B(a)$。故,$\vdash_P$是超协调的。

对于重言式,在我们的超协调推理算法下,也是成立的,即排中律成立。

定理6 $\emptyset\vdash_P\top(a)$。

证明:考虑 $\emptyset\cup\{\neg\top(a)\}$ 且 $\pi_\emptyset(\neg\top(a))=0$。设 $\mathscr{F}_\emptyset$ 是通过算法 1 而得到的森林,$\mathscr{F}_\emptyset$ 包含强冲突 $\{A(a),\neg A(a)\}$ 且 $\pi_\emptyset(A(a))=\pi_\emptyset(\neg A(a))=0$,因为 $\neg\top\equiv\bot$ 且 $\bot\equiv A\sqcap\neg A$,这里 A 是一个新的原子概念。由定理 4 可知,$\emptyset\vdash_P\top(a)$。

5 相关工作

本文提出基于符号变换的描述逻辑推理算法是一种新的超协调处理方法。接下来,我们将比较基于符号变换的超协调推理算法与目前在描述逻辑中超协调处理的几个主要工作[5,7,8,15]。

与多值描述逻辑[5,8,15]的推理系统相比,基于符号变换的超协调推理算法克服了多值推理系统不满足三条基本推理规则的缺点,使得推理能力大大加强。直观上,基于符号变换的超协调推理算法并不像多值描述逻辑推理系统把矛盾的信息以矛盾的形式隔离起来,而是让不协调信息中成真的部分参与到推理中来。从这种意义上讲,基于符号变换的超协调推理算法大大提高了信息的利用价值。

与准经典描述逻辑[7]的推理系统相比,基于符号变换的超协调推理算法克服了准经典描述逻辑的相关性的缺点(即不满足排中律),从而有效地推理出所有重言式(真理)。另外,准经典描述逻辑的推理系统通过限制推理规则的使用而避免了平凡扩展。而基于符号变换的超协调推理算法不限制推理规则的使用次序,推理出的结论更可信。

总之,与其它的在描述逻辑中超协调处理的方法相比,基于符号变换的超协调推理方法不改变描述逻辑原始语法,而是在经典推理系统之外增加了一层矛盾冲突分析系统,从而实现超协调处理。我们的超协调方法比多值逻辑和准经典逻辑具有更强的推理能力而且保持了经典描述逻辑中许多优良的性质。

结束语 语义万维网一开始就肩负着改造现有万维网的重任,它正在逐渐改变和影响我们现有的万维网。因为语义万维网的本体可能是分布式的,可能是多作者的,可能是由不同的数据源得来的,所以在语义万维网环境下,真实的应用数据一般来讲是很容易包含矛盾信息[15]的。然而,作为语义万维网的逻辑基础——描述逻辑不能处理不协调,所以在描述逻辑本体中处理不协调问题越来越引起计算机领域的重视。本文在启发于悖论逻辑的表演算[12,14]基础上,将矛盾冲突分成了 3 个种类:实冲突、强冲突和内冲突。通过这样的 3 种冲突来定义表演算的封闭条件,从而实现超协调推理的任务。这样,我们可以通过设定封闭条件来达到实现不同推理的目的。在本文中,我们把强冲突和内冲突设定为封闭条件,使得基于符号变换的描述逻辑表演算满足三条基本推理规则(分离规则,即拒取推理、析取三段论和排中律,从而使得基于符号变换的描述逻辑表演算具有近似经典逻辑系统的推理能力。我们提出的基于冲突分类的处理不协调方法是用来处理描述逻辑中的不协调问题一种新的尝试。当前,在描述逻辑中研究不协调处理的推理机已是语义互联网研究领域一个重要的前沿问题。下一步研究的主要目标是引入一种规约技术通过调用当前流行的描述逻辑推理机 FaCT++[13] 或 Pellet[9] 来实现本文的超协调推理算法。

参考文献

[1] Berners-Lee T, Hendler J, Lassila O. The Semantic Web[M]. Scientific American, 2001, 284(5): 35-43

[2] Schlobach S, Cornèt R. Non-standard reasoning services for the debugging of description logic terminologies[C]//Proceedings of the 8th International Joint Conference on Artificial Intelligence. Acapulco, Mexico: Morgan Kaufmann, 2003: 355-362

[3] Huang Z, van Harmelen F, ten Teije A. Reasoning with inconsistent ontogies[C]//Proceedings of the 19th International Joint Conference on Artificial Intelligence. Edinburgh, Scotland, UK: Professional Book Center, 2005: 454-459

[4] Qi G, Du J. Model-based revision operators terminologies in description logics[C]//Proceedings of the 21st International Joint Conference on Artificial Intelligence. Pasadena, California, USA: Morgan Kaufmann, 2009: 891-897

[5] Ma Y, Hitzler P, Lin Z. Algorithms for paraconsistent reasoning with OWL[C]//Proceedings of the 4th European Semantic Web Conference. LNCS 4519. Innsbruck, Austria: Springer-Verlag, 2007: 399-413

[6] Motik B. Reasoning in description logics using resolution and deductive databases[D]. University Karlsruhe, Germany, 2006

[7] Zhang X, Xiao G, Lin Z. A Tableau Algorithm for Handling Inconsistency in OWL[C]//Proceedings of the 6th European Semantic Web Conference. LNCS 5554. Heraklion, Greece: Springer-Verlag, 2009: 399-413

[8] Zhang X, Lin Z, Wang K. Towards a Paradoxical Description Logic for the Semantic Web[C]//Proceedings of the 6th International Symposium on Foundations of Information and Knowledge Systems. LNCS 5956. Sofia, Bulgaria: Springer-Verlag, 2010: 306-325

[9] Sirin E, Parsia B, Grau B, et al. Pellet: A practical OWL-DL reasoner[J]. Journal of Web Semantics, 2007, 5(2): 51-53

[10] Baader F, Calvanese D, McGuiness D, et al. The description Logic in Handbook: Theory, Implementation, and Applications [M]. Cambridge University Press, 2003

[11] Sattler B F. An Overview of Tableau Algorithms for Description Logics[J]. Studia Logica, 2001, 69(1): 5-40

[12] Lin Z. Tableau Systems for Paraconsistency and Minimal Inconsistency[J]. Journal of Computer Science and Technology, 1998, 13(2): 174-188

[13] Horrocks I. The FacT system[C]//Proceedings of the 7th International Conference on Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods. LNCS 1397, Oisterwijk, The Netherlands: Springer-Verlag, 1998: 307-312

[14] 林作铨,李未. 悖论逻辑的表演算[J]. 软件学报, 1996, 7(06): 345-353

[15] 马跃. 语义万维网中的不协调知识处理[D]. 北京:北京大学, 2008