ISSN 1000-9825, CODEN RUXUEW
Journal of Software, Vol.18, No.6, June 2007, pp.1257−1269
DOI: 10.1360/jos181257

E-mail: jos@iscas.ac.cn
http://www.jos.org.cn
Tel/Fax: +86-10-62562563

面向语义 Web 语义表示的模糊描述逻辑*

蒋运承[1,2+], 史忠植[3], 汤 庸[1], 王 驹[2]

[1](中山大学 计算机科学系,广东 广州 510275)
[2](广西师范大学 计算机科学与信息工程学院,广西 桂林 541004)
[3](中国科学院 计算技术研究所,北京 100080)

Fuzzy Description Logic for Semantics Representation of the Semantic Web

JIANG Yun-Cheng[1,2+], SHI Zhong-Zhi[3], TANG Yong[1], WANG Ju[2]

[1](Department of Computer Science, Sun Yat-Sen University, Guangzhou 510275, China)
[2](College of Computer Science and Information Engineering, Guangxi Normal University, Guilin 541004, China)
[3](Institute of Computing Technology, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080, China)
+ Corresponding author: Phn: +86-773-5853310, Fax: +86-773-5812383, E-mail: jiangyc@ics.ict.ac.cn, http://www.sysu.edu.cn

Jiang YC, Shi ZZ, Tang Y, Wang J. Fuzzy description logic for semantics representation of the semantic Web. *Journal of Software*, 2007,18(6):1257−1269. http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1257.htm

Abstract: The current research progresses and the existing problems of smantics representation of the semantic Web are analyzed. A kind of new fuzzy description logic FSHOIQ (fuzzy SHOIQ) for semantics representation of the semantic Web is presented, and the syntax and semantics of FSHOIQ are given. The fuzzy Tableaux of FSHOIQ is presented, then the ABox satisfiability reasoning algorithm of FSHOIQ based on the fuzzy Tableaux is presented, and the correctness of the satisfiability reasoning algorithm is proved. The TBox expansion and elimination methods are presented. It is proved that TBox subsumption reasoning problem may be translated into a satisfiability reasoning problem in FSHOIQ. Theoretical foundation for fuzzy knowledge representation and reasoning of the semantic Web is provided through FSHOIQ.
Key words: semantic Web; description logic; FSHOIQ (fuzzy SHOIQ); semantics representation

摘 要: 分析了语义 Web 语义表示理论的研究现状及存在的问题,提出了一种新的面向语义 Web 语义表示的模糊描述逻辑 FSHOIQ(fuzzy SHOIQ).给出了 FSHOIQ 的语法和语义,提出了 FSHOIQ 的模糊 Tableaux 的概念,给出了一种基于模糊 Tableaux 的 FSHOIQ 的 ABox 约束下的可满足性推理算法,证明了可满足性推理算法的正确性.提出了 FSHOIQ 的 TBox 扩展和去除方法,并证明了 FSHOIQ 的 TBox 约束下的包含推理问题可以转化为 ABox 约束下的可满足性推理问题.FSHOIQ 为语义 Web 表示和推理模糊知识提供了理论基础.

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.60663001, 60673135, 60373081, 60573010 (国家自然科学基金); the National Basic Research Program of China under Grant No.2003CB317004 (国家重点基础研究发展计划(973)); the Natural Science Key Foundation of Guangdong Province of China under Grant No.04105503 (广东省自然科学重点基金); the Program for New Century Excellent Talents in University of China (新世纪优秀人才支持计划); the Young Science Foundation of Guangxi Province of China under Grant No.GUIKEQING-0640030 (广西青年科学基金)

Received 2006-07-10; Accepted 2006-11-14

关键词: 语义 Web;描述逻辑;FSHOIQ(fuzzy SHOIQ);语义表示
中图法分类号: TP301 文献标识码: A

语义 Web 是对万维网本质的变革,它的主要研究目的就是扩展当前的万维网,使得网络中的信息具有语义,能够被计算机理解,便于人和计算机之间的交互与协作[1].为了让计算机能够自动理解语义 Web 上的信息,首先需要解决语义 Web 的语义表示问题.目前的方法是用本体来表示语义 Web 的语义.语义 Web 中本体的使用首先需要一种合适设计、合适定义以及与 Web 相容的本体语言,由于描述逻辑在语义、可判定性以及面向对象的分类表示等方面所具备的优点,所以,一般的本体语言可以建立在描述逻辑的基础上.例如,语义 Web 本体语言 OIL, DAML+OIL 和 OWL 都建立在描述逻辑基础上,并且 Horrocks I 证明了 OIL 与描述逻辑 SHIQ 等价[2]、DAML＋OIL 与描述逻辑 SHOIQ(D)等价[3]以及 OWL Lite 与描述逻辑 SHIF(D)等价、OWL DL 与描述逻辑 SHOIN(D)等价[4].

上述描述逻辑 SHIQ,SHOIQ(D),SHIF(D)和 SHOIN(D)只能表示精确知识,不能对模糊和不精确知识进行表示和推理.事实上,语义 Web 需要处理模糊、不精确知识[5].为了增强语义 Web 对模糊信息的表示推理能力,李言辉提出了一种支持数量约束的扩展模糊描述逻辑 EFALCN[6].Stoilos 提出了比 EFALCN 表达能力更强的两种模糊描述逻辑 f-SHIN[7]和 f-SHOIN[8],并且给出了 EFALCN,f-SHIN 和 f-SHOIN 的 ABox 约束下的可满足性推理算法,但没有给出 TBox 约束下的包含推理算法,并且 EFALCN,f-SHIN 和 f-SHOIN 的表达能力有限.为了SHOIQ(D)能表示模糊知识,将模糊具体论域和模糊修饰词引入到 SHOIQ(D)中,Straccia 提出了一种模糊描述逻辑 FSHOIQ(D),给出了 FSHOIQ(D)的语法和语义,但没有给出 FSHOIQ(D)的推理算法[5].

基于上述原因,本文提出了一种新的模糊描述逻辑 FSHOIQ(fuzzy SHOIQ),该 FSHOIQ 介于 f-SHOIN 和 FSHOIQ(D)之间,即 FSHOIQ 的表达能力大于 f-SHOIN 的表达能力,而小于 FSHOIQ(D)的表达能力.本文不仅给出了 FSHOIQ 的语法和语义,还给出了 FSHOIQ 的 ABox 约束下的可满足性推理算法,并证明了可满足性推理算法的正确性,以及 FSHOIQ 的 TBox 约束下的包含推理可以转化为可满足性推理问题.

1 描述逻辑基础

描述逻辑[9]是一种基于对象的知识表示的形式化工具,是一阶谓词逻辑的一个可判定子集,它建立在概念和关系(role)之上,其中,概念解释为对象的集合,关系解释为对象之间的二元关系.描述逻辑的重要特征是具有很强的表达能力和可判定性.模糊描述逻辑是描述逻辑的模糊化推广,主要有 FALC[10],f-SHIN[7],f-SHOIN[8],FSHOIQ(D)[5],EFALCN[6]和 FDL_{BL}[11].

FALC[10]的语法与描述逻辑 ALC[12]的语法相同,但 FALC 的语义是根据 Zadeh 对模糊集的语义解释方法[13]和描述逻辑 ALC 的语义解释方法来给出的,即 FALC 的语义将概念解释为一定论域的模糊子集,关系是该论域上的模糊二元关系.

f-SHOIN[8]在 FALC 的基础上添加了关系分层、传递关系、逆关系、枚举个体和不带资格限定的数量约束等模糊构造算子.FSHOIQ(D)[5]将 f-SHOIN 的不带资格限定的数量约束构造算子扩展为带资格限定的数量约束构造算子,并增加了具体数据类型构造算子.f-SHOIN 和 FSHOIQ(D)的语义都建立在模糊逻辑[13,14]的基础上,并且目前 f-SHOIN 只有 ABox 约束下的可满足性推理算法[8],而 FSHOIQ(D)的推理算法还没有解决[5].

针对基于模糊逻辑的语义解释的不足,李言辉将模糊概念和模糊关系的截集引入到描述逻辑中,提出了一种支持数量约束的扩展模糊描述逻辑 EFALCN[6].Hajek 将连续 t-范式的概念引入到模糊描述逻辑中,提出一种基于模糊谓词逻辑 BL 的模糊描述逻辑 FDL_{BL}[11].这些描述逻辑只是对模糊描述逻辑的语义进行扩充,而没有增加模糊描述逻辑的构造算子,因而没有增加模糊描述逻辑的表达能力.

2 模糊描述逻辑 FSHOIQ

2.1 FSHOIQ的语法

FSHOIQ 是 SHOIQ[15]的模糊化推广,即 FSHOIQ 的概念和关系是模糊和不精确的概念和关系,其概念的构造算子与 SHOIQ 相同,因而 FSHOIQ 的语法与 SHOIQ 的语法相同,即 FSHOIQ 有两个基本元素:概念和关系.

假设 CN,RN,IN 分别是 FSHOIQ 的概念名、关系名、个体名的集合,并且 $RN=RN_+\cup RN_p$,其中 RN_+表示传递关系名集合,RN_p 表示一般(非传递)关系名集合,$RN_+\cap RN_p=\varnothing$.一个关系是一个关系名 S 或是一个关系名 S 的逆 S^-,即 FSHOIQ 的关系是 $R\cup\{R^-|R\in RN\}$.

FSHOIQ 的概念按如下规则定义:

$C\to\top|\bot|A|\neg C|C\sqcap D|C\sqcup D|\forall R.C|\exists R.C|\geq kR.C|\leq kR.C|\{a_1,\ldots,a_h\}$,其中,$A$ 是原子概念(即概念名),C 和 D 是概念,R 是关系,$a_i(1\leq i\leq h)$是个体,$k\in N$(即 k 是自然数).

FSHOIQ 的关系按如下规则定义:

$R\to S|S^-$,其中 S 是关系名.

一个模糊 RBox RB 由模糊关系包含公理 $R\sqsubseteq S$ 和模糊传递关系公理 $Trans(R)$所组成的集合,其中,R 和 S 是关系.由模糊关系包含公理所组成的集合也称为模糊关系分层.

一个模糊 TBox TB 由模糊概念包含公理 $C\sqsubseteq D$ 所组成的集合,其中,C 和 D 是概念.如果有 $C\sqsubseteq D$ 和 $D\sqsubseteq C\in TB$,则用 $C\equiv D$ 表示.

一个模糊 ABox AB 由形如$\langle a:C\bowtie n\rangle,\langle(a,b):R\bowtie n\rangle,a=b$ 和 $a\neq b$ 的概念断言公理、关系断言公理、个体相等公理和个体不等公理所组成的集合,其中,C 是概念,R 是关系,a 和 b 是个体,$\bowtie$ 表示$\geq,>,\leq$和$<,0\leq n\leq 1$.

一个 FSHOIQ 的模糊知识库 $FK=\langle AB,RB,TB\rangle$,其中,$AB$ 是模糊 ABox,RB 是模糊 RBox,TB 是模糊 TBox.

与文献[15]类似,我们引入下面的标记:

(1) 定义函数 $Inv:RN\to RN$,即$\forall R\in RN,Inv(R)=R^-,Inv(R^-)=R$.

(2) 对于模糊 RBox RB,包含关系$\sqsubseteq$在 $RB\cup\{Inv(R)\sqsubseteq Inv(S)|R\sqsubseteq S\in RB\}$上的传递-自反闭包记为$\sqsubseteq_{RB}^*$.如果$R\sqsubseteq_{RB}^*S$ 和 $S\sqsubseteq_{RB}^*R$,则 $R\equiv_{RB}S$.如果关系 R 和 S 满足 $R\sqsubseteq_{RB}^*S$,则称 R 是 S 的 *sub*-关系,S 是 R 的 *super*-关系.

(3) 关系 R 是可传递的,当且仅当 R 的逆 $Inv(R)$是可传递的.定义函数 $Trans$:函数 $Trans$ 返回真,当且仅当 R 是一个传递关系,其中,R 可以是关系、关系的逆或等价于一个传递关系(或关系的逆).也就是说,对于模糊 RBox RB,定义函数 $Trans:Trans(S,RB)=\text{true}$,如果存在关系 $P,P\in RN_+$,或 $Inv(P)\in RN_+$,使得 $S\equiv_{RB}P$;否则,$Trans(S,RB)=\text{false}$.

(4) 对于模糊 RBox RB,关系 R 是简单的,当且仅当对$\forall S\sqsubseteq_{RB}^*R,Trans(S,RB)=\text{false}$.

(5) 在模糊 RBox RB 已知的条件下,一般用$\sqsubseteq^*$和 $Trans(S)$代替$\sqsubseteq_{RB}^*$和 $Trans(S,RB)$.

2.2 FSHOIQ的语义

FSHOIQ 的语义是根据 Zadeh 对模糊集的语义解释方法[13]和传统描述逻辑的语义解释方法[9]给出的.

论域 U 上的一个模糊集 FS 是通过隶属函数$\mu_{FS}:U\to[0,1]$来刻画的,即对任意 $u\in U,u$ 对 FS 的隶属度$\mu_{FS}(u)$表示 u 属于 FS 的程度.并且对任意的 $u\in U$ 以及 U 上的模糊集 FS_1,FS_2,隶属函数要满足下列 3 个约束:

$$\mu_{FS_1\cap FS_2}(u)=\min\{\mu_{FS_1}(u),\mu_{FS_2}(u)\},\ \mu_{FS_1\cup FS_2}(u)=\max\{\mu_{FS_1}(u),\mu_{FS_2}(u)\},\ \mu_{\overline{FS_1}}(u)=1-\mu_{FS_1}(u).$$

其中,$\overline{FS_1}$ 表示 FS_1 的补集(相对于 U).

FSHOIQ 的语义将概念解释为一定论域的模糊子集,关系是该论域上的模糊二元关系.FSHOIQ 的一个模糊解释 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$,其中,解释论域$\Delta^{FI}$是非空的个体集合,$\bullet^{FI}$是模糊解释函数,并且满足:

- 对任意的个体 $a\in IN$,模糊解释函数$\bullet^{FI}$把 a 映射到Δ^{FI}的一个元素,即 $a^{FI}\in\Delta^{FI}$;
- 对任意个体 a 和 b,如果 $a=b$,则 $a^{FI}=b^{FI}$;如果 $a\neq b$,则 $a^{FI}\neq b^{FI}$;
- 对任意概念 C,模糊解释函数$\bullet^{FI}$将 C 映射为一个隶属函数,即 $C^{FI}:\Delta^{FI}\to[0,1]$;

- 对任意关系 R,模糊解释函数$\bullet^{FI}$将 R 映射为一个隶属函数,即 $R^{FI}:\Delta^{FI}\times\Delta^{FI}\rightarrow[0,1]$.

FSHOIQ 的语义如下(对任意 $c,d\in\Delta^{FI}$):

- $\top^{FI}(d)=1$;
- $\bot^{FI}(d)=0$;
- $(C\sqcap D)^{FI}(d)=\min\{C^{FI}(d),D^{FI}(d)\}$;
- $(C\sqcup D)^{FI}(d)=\max\{C^{FI}(d),D^{FI}(d)\}$;
- $(\neg C)^{FI}(d)=1-C^{FI}(d)$;
- $(\forall R.C)^{FI}(d)=\inf_{d'\in\Delta^{FI}}\{\max\{1-R^{FI}(d,d'),C^{FI}(d')\}\}$;
- $(\exists R.C)^{FI}(d)=\sup_{d'\in\Delta^{FI}}\{\min\{R^{FI}(d,d'),C^{FI}(d')\}\}$;
- $(\geq kR.C)^{FI}(d)=\sup_{c_1,\ldots,c_k\in\Delta^{FI}}\wedge_{i=1}^{k}\{\min\{R^{FI}(d,c_i),C^{FI}(c_i)\}\}$;
- $(\leq kR.C)^{FI}(d)=\inf_{c_1,\ldots,c_{k+1}\in\Delta^{FI}}\vee_{i=1}^{k+1}\{\min\{\neg R^{FI}(d,c_i),C^{FI}(c_i)\}\}$;
- $\{a_1,\ldots,a_h\}^{FI}(d)=\begin{cases}1, & \text{当}d\in\{a_1^{FI},\ldots,a_h^{FI}\}\text{时}\\ 0, & \text{当}d\notin\{a_1^{FI},\ldots,a_h^{FI}\}\text{时}\end{cases}$;
- $(R^{-})^{FI}(c,d)=R^{FI}(d,c)$.

FSHOIQ 的一个概念 C 是可满足的,当且仅当存在一个模糊解释 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$和一个个体 $a\in\Delta^{FI}$,使得 $C^{FI}(a)=n$,其中,$0<n\leq1$.

FSHOIQ 的一个关系 R 是可满足的,当且仅当存在一个模糊解释 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$和两个个体 $a,b\in\Delta^{FI}$,使得 $R^{FI}(a,b)=n$,其中,$0<n\leq1$.

相对于模糊解释 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$,一个公理 E 的可满足性(记为 $FI\models E$)如下定义:

- $FI\models C\sqsubseteq D$,当且仅当$\forall a\in\Delta^{FI},C^{FI}(a)\leq D^{FI}(a)$;
- $FI\models C\equiv D$,当且仅当$\forall a\in\Delta^{FI},C^{FI}(a)=D^{FI}(a)$;
- $FI\models R\sqsubseteq S$,当且仅当$\forall\langle a,b\rangle\in\Delta^{FI}\times\Delta^{FI},R^{FI}(a,b)\leq S^{FI}(a,b)$;
- $FI\models Trans(R)$,当且仅当$\forall a,b,c\in\Delta^{FI},R^{FI}(a,c)\geq\sup_{b\in\Delta^{FI}}\{\min\{R^{FI}(a,b),\ R^{FI}(b,c)\}\}$;
- $FI\models\langle a:C\bowtie n\rangle$,当且仅当 $C^{FI}(a^{FI})\bowtie n$,其中,$\bowtie$ 表示$\geq,>,\leq$和$<$;
- $FI\models\langle(a,b):R\bowtie n\rangle$,当且仅当 $R^{FI}(a^{FI},b^{FI})\bowtie n$,其中,$\bowtie$ 表示$\geq,>,\leq$和$<$;
- $FI\models a=b$,当且仅当 $a^{FI}=b^{FI}$;
- $FI\models a\neq b$,当且仅当 $a^{FI}\neq b^{FI}$.

对于公理集合ξ,模糊解释 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$满足$\xi$(记为 $FI\models\xi$),当且仅当对任意元素 $e\in\xi,FI\models e$.

如果 $FI\models E$(或者 $FI\models\xi$),则 FI 是 E(或者ξ)的一个模型.

如果 FI 满足 TBox TB(或 RBox RB,或 ABox AB)中的每一个公理,则 FI 满足 TB(或 RB,或 AB),也称 FI 是 TB(或 RB,或 AB)的一个模型.如果 TB(或 RB,或 AB)存在一个模型,则称 TB(或 RB,或 AB)是可满足的.

模糊解释 FI 满足知识库 $FK=\langle TB,RB,AB\rangle$(记为 $FI\models FK$),当且仅当 FI 是 TB,RB,AB 的模型.如果 $FI\models FK$,则 FI 是 FK 的一个模型.如果 $AB=\varnothing$,则 FI 满足知识库 $FK_{TB,RB}=\langle TB,RB\rangle$,当且仅当 FI 是 TB,RB 的模型.如果 $TB=\varnothing$,则 FI 满足知识库 $FK_{AB,RB}=\langle AB,RB\rangle$,当且仅当 FI 是 AB,RB 的模型.

知识库 $FK=\langle TB,RB,AB\rangle$模糊蕴含公理 E(记为 $FK\models E$),当且仅当 FK 的每一个模型都满足 E.

给定 FSHOIQ 的两个概念 C,D 和没有 TBox 的模糊知识库 $FK_{AB,RB}$,相对于 $FK_{AB,RB}$,ABox AB 是可满足的,当且仅当对 $FK_{AB,RB}$ 的任意模型 FI 和任意公理 $E\in AB,FI\models E$.

给定 FSHOIQ 的两个概念 C,D 和模糊知识库 $FK_{TB,RB}$(或 FK_{RB}),相对于 $FK_{TB,RB}$(或 FK_{RB}),D 包含 C,即 $C\sqsubseteq_{TB,RB}D$(或 $C\sqsubseteq_{RB}D$),当且仅当对 $FK_{TB,RB}$(或 FK_{RB})的任意模型 FI 和任意 $d\in\Delta^{FI},C^{FI}(d^{FI})\leq D^{FI}(d^{FI})$成立.

2.3 FSHOIQ的推理

2.3.1 可满足性推理

由于 FSHOIQ 是 f-SHIN[7]和 f-SHOIN[8]的扩充,因而对 f-SHIN 和 f-SHOIN 可满足性的 Tableaux 推理算法进行推广可以得到 FSHOIQ 可满足性的 Tableaux 推理算法.

定义 1. 概念 D 的子概念用 $sub(D)$表示,其中,子概念定义如下:

- $sub(A)=\{A\}$,其中 A 是原子概念(即概念名),即 $A\in CN$;
- $sub(C\sqcap D)=\{C\sqcap D\}\cup sub(C)\cup sub(D)$;
- $sub(C\sqcup D)=\{C\sqcup D\}\cup sub(C)\cup sub(D)$;
- $sub(\forall R.C)=\{\forall R.C\}\cup sub(C)$;
- $sub(\exists R.C)=\{\exists R.C\}\cup sub(C)$;
- $sub(\geq kR.C)=\{\geq kR.C\}\cup sub(C)$;
- $sub(\leq kR.C)=\{\leq kR.C\}\cup sub(C)$;
- $sub(\{a_1,\ldots,a_h\})=\{\{a_1,\ldots,a_h\}\}$.

ABox AB 的子概念用 $sub(AB)$表示,其中,$sub(AB)=\bigcup_{\forall D\in AB} sub(D)$.

不妨假设 FSHOIQ 的概念是 NNF 范式的形式.下面用符号$\triangleright$ 表示≥和>;用$\triangleleft$ 表示≤和<;用$\bowtie$ 表示≥,>,≤和<;用$\bowtie^-$,$\triangleright^-$和$\triangleleft^-$分别表示$\bowtie$,$\triangleright$ 和$\triangleleft$ 的反射,其中,≥和≤相互反射、>和<相互反射.

定义 2. 如果ψ是 FSHOIQ 的 ABox AB 中的断言公理,则ψ^C 称为ψ的共轭公式.在 FSHOIQ 中,共轭元组有下列 4 种形式:

$$\{\langle\varphi\geq n\rangle,\langle\varphi<m\rangle,n\geq m\},\{\langle\varphi>n\rangle,\langle\varphi<m\rangle,n\geq m\},\{\langle\varphi\geq n\rangle,\langle\varphi\leq m\rangle,n>m\},\{\langle\varphi>n\rangle,\langle\varphi\leq m\rangle,n\geq m\}.$$

下面给出 FSHOIQ 的 ABox AB 的模糊 Tableaux 定义.

定义 3. 给定 FSHOIQ 的 ABox AB 和 RBox RB,$R_{AB}=\{R\cup R^-|R\in AB\}$,即 R_{AB} 表示出现在 AB 中的所有关系及其逆关系的集合,I_{AB} 表示出现在 AB 中的所有个体的集合,$X=\{\geq,>,\leq,<\}$.相对于 RB,AB 的一个模糊 Tableaux FT 是一个四元组(SI,L,ε,v),其中:

- SI 是个体的非空集合;
- $L:SI\rightarrow 2^{sub(AB)}\times X\times[0,1]$将 SI 的个体映射成 $2^{sub(AB)}\times X\times[0,1]$的元素;
- $\varepsilon:R_{AB}\rightarrow 2^{SI\times SI}\times X\times[0,1]$将 R_{AB} 中的关系映射成 $2^{SI\times SI}\times X\times[0,1]$的元素;
- $v:I_{AB}\rightarrow SI$ 将 AB 中的个体映射成 SI 中的元素.

并且对任意的 $s,t\in SI,C,D\in sub(AB)$以及 $R\in R_{AB}$,FT 满足:

(P1) 如果$\langle\neg C,\bowtie\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\bowtie^-,1-n\rangle\in L(s)$;

(P2) 如果$\langle C\sqcap D,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$和$\langle D,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$;

(P3) 如果$\langle C\sqcup D,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$和$\langle D,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$;

(P4) 如果$\langle C\sqcup D,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$或$\langle D,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$;

(P5) 如果$\langle C\sqcap D,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$或$\langle D,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$;

(P6) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleright^-,1-n\rangle$,如果$\langle\forall R.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,$\psi^C\in\varepsilon(R)$,则$\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P7) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleleft\ ,n\rangle$,如果$\langle\exists R.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,$\psi^C\in\varepsilon(R)$,则$\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P8) 如果$\langle\exists R.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,存在 $t\in SI$,使得$\langle\langle s,t\rangle,\triangleright\ ,n\rangle\in\varepsilon(R)$,$\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P9) 如果$\langle\forall R.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则存在 $t\in SI$,使得$\langle\langle s,t\rangle,\triangleleft^-,1-n\rangle\in\varepsilon(R)$, $\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P10) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleleft\ ,n\rangle$,如果$\langle\exists S.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,$\psi^C\in\varepsilon(R)$,其中,$R\sqsubseteq_{RB}{}^*S$,$Trans(R)$,则$\langle\exists R.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P11) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleright^-,1-n\rangle$,如果$\langle\forall S.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,$\psi^C\in\varepsilon(R)$,其中,$R\sqsubseteq_{RB}{}^*S$,$Trans(R)$,则$\langle\forall R.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(t)$;

(P12) $\langle\langle s,t\rangle,\bowtie\ ,n\rangle\in\varepsilon(R)$,当且仅当$\langle\langle t,s\rangle,\bowtie\ ,n\rangle\in\varepsilon(Inv(R))$;

(P13) 如果$\langle\langle s,t\rangle,\triangleright\ ,n\rangle\in\varepsilon(R)$,$R\sqsubseteq_{RB}{}^*S$,则$\langle\langle s,t\rangle,\triangleright\ ,n\rangle\in\varepsilon(S)$;

(P14) 如果$\langle\geq kR.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,则$|\{t\in SI|\langle\langle s,t\rangle,\triangleright\ ,n\rangle\in\varepsilon(R),\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(t)\}|\geq k$;

(P15) 如果$\langle \le kR.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则$|\{t\in SI|\langle\langle s,t\rangle,\triangleleft^{-},1-n\rangle\in\varepsilon(R),\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(t)\}|\ge k+1$;

(P16) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleleft\ ,n\rangle$,如果$\langle \ge kR.C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则$|\{t\in SI|\psi^{C}\in\varepsilon(R),\langle C,\triangleleft\ ,n\rangle\in L(t)\}|\le k-1$;

(P17) 令$\psi=\langle\langle s,t\rangle,\triangleright^{-},1-n\rangle$,如果$\langle \le kR.C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,则$|\{t\in SI|\psi^{C}\in\varepsilon(R),\langle C,\triangleright\ ,n\rangle\in L(t)\}|\le k$;

(P18) 如果$\langle\{a_1,\dots,a_h\},\triangleright\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle\{a_1,\dots,a_h\},\triangleright\ ,1\rangle\in L(s)$;

(P19) 如果$\langle\{a_1,\dots,a_h\},\triangleleft\ ,n\rangle\in L(s)$,则$\langle\{a_1,\dots,a_h\},\triangleleft\ ,0\rangle\in L(s)$;

(P20) 对任意 $s\in SI,L(s)$,不存在两个共轭元组;

(P21) 如果$\langle a{:}C\bowtie\ n\rangle\in AB$,则$\langle C,\bowtie\ ,n\rangle\in L(v(a))$;

(P22) 如果$\langle(a,b){:}R\bowtie\ n\rangle\in AB$,则$\langle\langle v(a),v(b)\rangle,\bowtie\ ,n\rangle\in\varepsilon(R)$;

(P23) 如果 $a=b\in AB$,则 $v(a)=v(b)$;

(P24) 如果 $a\ne b\in AB$,则 $v(a)\ne v(b)$.

为了说明定义 3 所给出的模糊 Tableaux *FT* 的正确性,下面给出一个定理.

定理 **1**. 给定 FSHOIQ 的 ABox *AB* 和 RBox *RB*,相对于 *RB*,*AB* 是可满足的,当且仅当 *AB* 存在一个相对于 *RB* 的模糊 Tableaux *FT*.

证明:先证明$\Leftarrow$,假设 *AB* 存在一个相对于 *RB* 的模糊 Tableaux $FT=(SI,L,\varepsilon,v)$,则 ABox *AB* 的一个模型可以如下定义 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$:

$\Delta^{FI}=SI$;

$A^{FI}=\{(s,n)|\langle A,\bowtie\ ,n\rangle\in L(s)\}$,对任意的原子概念(即概念名)$A$,即 $A\in CN$;

$$R^{FI}=\begin{cases}(\langle s,t\rangle,n),(\langle s,t\rangle,\infty,n)\in\varepsilon(R)^{+}, & \text{如果} R\in RN_{+}\\ (\langle s,t\rangle,n),(\langle s,t\rangle,\infty,n)\in\left(\varepsilon(R)\cup\bigcup\limits_{P\sqsubseteq^{*}R,P\ne R}P^{FI}\right), & \text{否则}\end{cases};$$

$a^{FI}=v(a)$;其中,$\varepsilon(R)^{+}$表示$\varepsilon(R)$的传递闭包.

要证明 *AB* 是可满足的,只需证明对任意 $D\in sub(AB)$,如果$\langle D,\bowtie\ ,n\rangle\in L(s)$,则$(s,n)\in D^{FI}$.通过对概念 *D* 的结构进行归纳可以证明.

再证明$\Rightarrow$,假设 *AB* 存在一个相对于 *RB* 的模型 $FI=(\Delta^{FI},\bullet^{FI})$,则相对于 *RB* 的 *AB* 的一个模糊 Tableaux $FT=(SI,L,\varepsilon,v)$可以如下定义:

$SI=\Delta^{FI}$;

$L(s)=\{\langle C,\bowtie\ ,n\rangle|C\in sub(AB),(s,n)\in C^{FI}\}$;

$\varepsilon(R)=\{\langle\langle s,t\rangle,\bowtie\ ,n\rangle|(\langle s,t\rangle,n)\in R^{FI}\}$;

$v(a)=a^{FI}$.

可以证明 $FT=(SI,L,\varepsilon,v)$是相对于 *RB* 的 *AB* 的一个模糊 Tableaux.由 *FT* 定义可知,*SI* 是个体的非空集合,*L* 是 $SI\to 2^{sub(AB)}\times X\times[0,1]$的映射,$\varepsilon$是 $R_{AB}\to 2^{SI\times SI}\times X\times[0,1]$的映射,$v$ 是 $I_{AB}\to SI$ 的映射.并且 *FT* 满足定义 3 的规则. □

定理 1 说明了可以利用定义 3 来构造一个基于模糊 Tableaux *FT* 的描述逻辑 FSHOIQ 相对于 RBox *RB* 的 ABox *AB* 约束下的可满足性推理算法.

定义 **4**. 完全森林 *CF* 是完全树 $CT=\langle V,E,L\rangle$的集合,其中,*V* 是节点的集合,$\forall x\in V$,节点 *x* 用集合 $L(x)=\{\langle C,\bowtie\ ,n\rangle|C\in sub(AB),n\in[0,1]\}$来标注;*E* 是边的集合,$\forall\langle x,y\rangle\in E$,边$\langle x,y\rangle$用集合 $L(\langle x,y\rangle)=\{\langle R,\bowtie\ ,n\rangle|R\in R_{AB},n\in[0,1]\}$来标注.

定义 **5**. 给定一个完全森林 *CF*,如果节点 *x* 和节点 *y* 之间通过边$\langle x,y\rangle$进行连接,即$\langle x,y\rangle\in E$,则节点 *y* 称为节点 *x* 的后续,节点 *x* 称为节点 *y* 的前继.

祖先是前继的传递闭包,子孙是后续的传递闭包.

定义 **6**. 给定一个完全森林 *CF*,节点 *x* 称为节点 *y* 的 *S*-邻居,如果存在 $R,R\sqsubseteq^{*}S$,并满足下列条件之一:

(1) *y* 是 *x* 的后续,并且 $L(\langle x,y\rangle)=\langle R,\bowtie\ ,n\rangle$;

(2) *y* 是 *x* 的前继,并且 $L(\langle y,x\rangle)=\langle Inv(R),\bowtie\ ,n\rangle$.

定义 7. 节点 x 被阻塞,当且仅当 x 不是根节点,并且 x 被直接阻塞或间接阻塞.

节点 x 被直接阻塞,当且仅当 x 的任何祖先没有被阻塞,并且 x 存在祖先 x',y 和 y',满足:

(1) y 不是根节点;

(2) x 是 x'的后续,y 是 y'的后续;

(3) $L(x)=L(y)$,$L(x')=L(y')$;

(4) $L(\langle x',x\rangle)=L(\langle y',y\rangle)$.这时也称节点 y 阻塞节点 x.

节点 x 被间接阻塞,当且仅当 x 的任何祖先没有被阻塞,或 x 是节点 y 的后续,满足 $L(\langle y,x\rangle)=\varnothing$.

定义 8. 给定节点 x,$L(x)$包含冲突,如果 $L(x)$包含下列情形之一,其中,C 为任意概念,P,R 为任意关系:

(1) 两个共轭元组;

(2) 以下元组之一:

$\langle\bot,\geq,n\rangle$,其中,$0<n\leq 1$;

$\langle\top,\leq,n\rangle$,其中,$0\leq n<1$;

$\langle\bot,>,n\rangle$,其中,$0\leq n\leq 1$;

$\langle\top,<,n\rangle$,其中,$0\leq n\leq 1$;

$\langle C,<,0\rangle$;

$\langle C,>,1\rangle$;

(3) 存在元组$\langle\leq kR.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,并且 x 有 $k+1$ 个 R-邻居 $y_0,\ldots,y_k,y_i\neq y_j,0\leq i<j\leq k$ 分别与 x 连接,

$$L(\langle x,y_i\rangle)=\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle,$$

其中,$P\sqsubseteq_{RB}{}^*R$,$\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle$与$\langle P^*,\triangleright^-,1-n\rangle$共轭,$P^*$表示 P 或 $Inv(P)$;

(4) 存在元组$\langle\geq kR.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,并且 x 有 k 个 R-邻居 $y_0,\ldots,y_{k-1},y_i\neq y_j,0\leq i<j\leq k-1$ 分别与 x 连接,

$$L(\langle x,y_i\rangle)=\langle P^*,\triangleright,n_i\rangle,$$

其中,$P\sqsubseteq_{RB}{}^*R$,$\langle P^*,\triangleright,n_i\rangle$与$\langle P^*,\triangleleft,n\rangle$共轭,$P^*$表示 P 或 $Inv(P)$.

下面给出基于模糊 Tableaux *FT* 的 FSHOIQ 的 ABox *AB* 的可满足性推理算法.

算法. ABox *AB* 的可满足性推理算法.

输入:FSHOIQ 的 ABox *AB*;

输出:布尔值.

1. 对完全森林 *CF* 进行初始化,其中:

(1) *CF* 包含一个根节点 x_0^i,并且对任意个体 $a_i\in I_{AB}$,如果存在公理$\langle a_i:C_i\bowtie n\rangle\in AB$,则对任意的$\langle a_i:C_i\bowtie n\rangle$,

$$L(x_0^i)=\{\langle C_i,\bowtie,n\rangle\}\cup L(x_0^i);$$

(2) *CF* 包含边$\langle x_0^i,x_0^j\rangle$,如果存在公理$\langle(a_i,a_j):R_i\bowtie n\rangle\in AB$,则对任意的$\langle(a_i,a_j):R_i\bowtie n\rangle$,

$$L(\langle x_0^i,x_0^j\rangle)=\{\langle R_i,\bowtie,n\rangle\}\cup L(\langle x_0^i,x_0^j\rangle);$$

(3) 对$\neq$进行初始化,如果 $a_i\neq a_j\in AB$,则 $x_0^i\neq x_0^j$;

(4) $=$初始化为空集.

2. 对完全森林 *CF* 反复利用下列扩充规则,直到无规则可用为止:

(1) $\neg$规则:如果$\langle\neg C,\bowtie,n\rangle\in L(x)$,并且$\langle C,\bowtie^-,1-n\rangle\notin L(x)$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{\langle C,\bowtie^-,1-n\rangle\}.$$

(2) $\sqcap_\triangleright$ 规则:如果$\langle C_1\sqcap C_2,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且$\{\langle C_1,\triangleright,n\rangle,\langle C_2,\triangleright,n\rangle\}\not\subseteq L(x)$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{\langle C_1,\triangleright,n\rangle,\langle C_2,\triangleright,n\rangle\}.$$

(3) $\sqcup_\triangleleft$ 规则:如果$\langle C_1\sqcup C_2,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且$\{\langle C_1,\triangleleft,n\rangle,\langle C_2,\triangleleft,n\rangle\}\not\subseteq L(x)$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{\langle C_1,\triangleleft,n\rangle,\langle C_2,\triangleleft,n\rangle\}.$$

(4) $\sqcup_\triangleright$ 规则:如果$\langle C_1\sqcup C_2,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且$\{\langle C_1,\triangleright,n\rangle,\langle C_2,\triangleright,n\rangle\}\cap L(x)=\varnothing$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{C\},\text{其中},C\in\{\langle C_1,\triangleright,n\rangle,\langle C_2,\triangleright,n\rangle\}.$$

(5) $\sqcap_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle C_1\sqcap C_2,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且$\{\langle C_1,\triangleleft,n\rangle,\langle C_2,\triangleleft,n\rangle\}\cap L(x)=\varnothing$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{C\},\text{其中},C\in\{\langle C_1,\triangleleft,n\rangle,\langle C_2,\triangleleft,n\rangle\}.$$

(6) $\exists_{\triangleright}$ 规则:如果$\langle\exists R.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被阻塞,并且 x 没有 R-邻居 y 满足 $L(\langle x,y\rangle)=\{\langle P^*,\triangleright,n\rangle\}$,$P\sqsubseteq^* R$,以及$\langle C,\triangleright,n\rangle\in L(y)$,则建立一个新节点 y,使得 $L(\langle x,y\rangle)=\{\langle R,\triangleright,n\rangle\}$,$L(y)=\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$.

(7) $\forall_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\forall R.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被阻塞,并且 x 没有 R-邻居 y 满足 $L(\langle x,y\rangle)=\{\langle P^*,\triangleleft^{-},1-n\rangle\}$,$P\sqsubseteq^* R$,以及$\langle C,\triangleleft,n\rangle\in L(y)$,则建立一个新节点 y,使得 $L(\langle x,y\rangle)=\{\langle R,\triangleleft^{-},1-n\rangle\}$,$L(y)=\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$.

(8) $\forall_{\triangleright}$ 规则:如果$\langle\forall R.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且 x 存在一个 R-邻居 y 满足$\langle C,\triangleright,n\rangle\notin L(y)$,$L(\langle x,y\rangle)=\{\langle *,\triangleright,m\rangle\}$,以及$\langle *,\triangleright,m\rangle$与$\langle *,\triangleright^{-},1-n\rangle$共轭,其中,$\langle *,\triangleright,n\rangle$中的*表示任意关系,$m\in[0,1]$,则 $L(y)=L(y)\cup\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$.

(9) $\exists_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\exists R.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且 x 存在一个 R-邻居 y 满足$\langle C,\triangleleft,n\rangle\notin L(y)$,$L(\langle x,y\rangle)=\{\langle *,\triangleright,m\rangle\}$,以及$\langle *,\triangleright,m\rangle$与$\langle *,\triangleleft,n\rangle$共轭,则 $L(y)=L(y)\cup\{\langle C,\triangleleft,n\rangle\}$.

(10) $\forall_{+}$规则:如果$\langle\forall R.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且存在关系 P,$Trans(P)$,$P\sqsubseteq^* R$,x 存在一个 p-邻居 y,使得$\langle\forall P.C,\triangleright,n\rangle\notin L(y)$,$L(\langle x,y\rangle)=\{\langle *,\triangleright,m\rangle\}$,以及$\langle *,\triangleright,m\rangle$与$\langle *,\triangleright^{-},1-n\rangle$共轭,则

$$L(y)=L(y)\cup\{\langle\forall P.C,\triangleright,n\rangle\}.$$

(11) $\exists_{+}$规则:如果$\langle\exists R.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且存在关系 P,$Trans(P)$,$P\sqsubseteq^* R$,x 存在一个 p-邻居 y,使得$\langle\exists P.C,\triangleleft,n\rangle\notin L(y)$,$L(\langle x,y\rangle)=\{\langle *,\triangleright,m\rangle\}$,以及$\langle *,\triangleright,m\rangle$与$\langle *,\triangleleft,n\rangle$共轭,则

$$L(y)=L(y)\cup\{\langle\exists P.C,\triangleleft,n\rangle\}.$$

(12) $\geq_{\triangleright}$ 规则:如果$\langle\geq kR.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被阻塞,并且 x 不存在 R-邻居 $y_1,\ldots,y_k,y_i\neq y_j,1\le i<j\le k,L(\langle x,y_i\rangle)=\{\langle P^*,\triangleright,n\rangle\}$,$P\sqsubseteq^* R$,则建立 k 个节点 $y_1,\ldots,y_k,L(\langle x,y_i\rangle)=\{\langle R,\triangleright,n\rangle\}$,$L(y_i)=\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$,$y_i\neq y_j,1\le i<j\le k$.

(13) $\leq_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\leq kR.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被阻塞,则将$\geq_{\triangleright}$ 规则应用于$\langle\geq(k+1)R.C,\triangleleft^{-},1-n\rangle$上.

(14) $\leq_{\triangleright}$ 规则:如果$\langle\leq kR.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,并且存在 $k+1$ 个 R-邻居 $y_1,\ldots,y_{k+1},y_i\neq y_j$,$1\le i<j\le k+1,L(\langle x,y_i\rangle)=\{\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle\}$,$P\sqsubseteq^* R$,$\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle$与$\langle P^*,\triangleright^{-},1-n\rangle$共轭,以及存在 $y,z\in\{y_1,\ldots,y_{k+1}\}$,$y\neq z$,并且 y 不是根节点,也不是 z 的祖先,则:

① $L(z)=L(z)\cup L(y)\cup\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$;

② 如果 z 是 x 的祖先,则 $L(\langle z,x\rangle)=L(\langle z,x\rangle)\cup Inv(L(\langle z,x\rangle))$;否则,$L(\langle x,z\rangle)=L(\langle x,z\rangle)\cup L(\langle x,y\rangle)$;

③ $L(\langle x,y\rangle)=\varnothing$;

④ 对任意的 u,如果 $u\neq y$,则 $u\neq z$.

(15) $\geq_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\geq kR.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,$x$ 没有被间接阻塞,则将$\leq_{\triangleright}$ 规则应用于$\langle\leq(k-1)R.C,\triangleleft^{-},1-n\rangle$上.

(16) $\leq_{r\triangleright}$ 规则:如果$\langle\leq kR.C,\triangleright,n\rangle\in L(x)$,并且存在 $k+1$ 个 R-邻居 $y_1,\ldots,y_{k+1},y_i\neq y_j,1\le i<j\le k+1,L(\langle x,y_i\rangle)=\{\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle\}$,$P\sqsubseteq^* R$,$\langle P^*,\triangleright',n_i\rangle$与$\langle P^*,\triangleright^{-},1-n\rangle$共轭,以及存在 $y,z\in\{y_1,\ldots,y_{k+1}\}$,$y$ 和 z 是根节点,并没有 $y\neq z$,则:

① $L(z)=L(z)\cup L(y)\cup\{\langle C,\triangleright,n\rangle\}$;

② 对任意的边$\langle y,w\rangle$,如果边$\langle z,w\rangle$不存在,则建立边$\langle z,w\rangle$,并令 $L(\langle z,w\rangle)=\varnothing$,否则

$$L(\langle z,w\rangle)=L(\langle z,w\rangle)\cup L(\langle y,w\rangle);$$

③ 对任意的边$\langle w,y\rangle$,如果边$\langle w,z\rangle$不存在,则建立边$\langle w,z\rangle$,并令 $L(\langle w,z\rangle)=\varnothing$,否则

$$L(\langle w,z\rangle)=L(\langle w,z\rangle)\cup L(\langle w,y\rangle);$$

④ $L(y)=\varnothing$,并去除与 y 相连接的所有边;

⑤ 对任意的 u,如果 $u\neq y$,则 $u\neq z$,并令 $y=z$.

(17) $\geq_{r\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\geq kR.C,\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,则将$\leq_{r\triangleright}$ 规则应用于$\langle\leq(k-1)R.C,\triangleleft^{-},1-n\rangle$上.

(18) $\{a_1,\ldots,a_h\}_{\triangleright}$ 规则:如果$\langle\{a_1,\ldots,a_h\},\triangleright,n\rangle\in L(x)$,并且$\langle\{a_1,\ldots,a_h\},\triangleright,1\rangle\notin L(x)$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{\langle\{a_1,\ldots,a_{\neg h}\},\triangleright,1\rangle\}.$$

(19) $\{a_1,\ldots,a_h\}_{\triangleleft}$ 规则:如果$\langle\{a_1,\ldots,a_h\},\triangleleft,n\rangle\in L(x)$,并且$\langle\{a_1,\ldots,a_h\},\triangleleft,0\rangle\notin L(x)$,则

$$L(x)=L(x)\cup\{\langle\{a_1,\ldots,a_{\neg h}\},\triangleleft,0\rangle\}.$$

3. 如果完全森林 *CF* 的每个节点都不包含冲突,则返回真,否则返回假.

4. 算法结束.

下面证明 FSHOIQ 的 ABox *AB* 的可满足性推理算法的正确性.首先证明 FSHOIQ 的 ABox *AB* 的可满足性推理算法能在有限步停止.

定理 2. FSHOIQ 的 ABox *AB* 的可满足性推理算法能在有限步停止.

证明过程略.

下面证明 FSHOIQ 的 ABox *AB* 的可满足性推理算法是可靠和完备的.

定义 9. 对 FSHOIQ 的 ABox *AB* 所对应的完全森林 *CF*,如果存在节点 x,$L(x)$包含冲突,或者 *CF* 没有规则可用,则称 *CF* 是完备的.

定理 3. 给定 FSHOIQ 的 ABox *AB* 和 RBox *RB*,相对于 *RB*,*AB* 有一个模糊 Tableaux,当且仅当将扩充规则应用于 *AB* 和 *RB* 时得到一个无冲突的、完备的完全森林.

证明:先证明⇐(即可靠性),$FT=(SI,L,\varepsilon,v)$如下定义:

$SI=\{x|x$ 是 *FT* 的节点,并且 x 没有被阻塞$\}$;

$L(x)=\{x$ 在 *FT* 中的标注$|x$ 是 *FT* 的节点$\}$;

$\varepsilon(R)=\{\langle\langle x,y\rangle,\bowtie,n\rangle\in(2^{SI\times SI}\times X\times[0,1])|$

(1) y 是 x 的 R-邻居,或者

(2) 存在关系 $P,P\sqsubseteq^* R$,满足 $L(\langle x,z\rangle)=P,y$ 阻塞 z,或者 $L(\langle y,z\rangle)=Inv(P),x$ 阻塞 $z\}$;

$v(a)=a,a$ 是 *FT* 的节点.

可以证明 $FT=(SI,L,\varepsilon,v)$是相对于 *RB* 的 *AB* 的一个模糊 Tableaux.由 *FT* 的定义可知,*SI* 是个体的非空集合,*L* 是 $SI\to 2^{sub(AB)}\times X\times[0,1]$的映射,$\varepsilon$是 $R_{AB}\to 2^{SI\times SI}\times X\times[0,1]$的映射,$v$ 是 $I_{AB}\to SI$ 的映射.并且 *FT* 满足定义 3 的规则.

再证明⇒(即完备性),定义一个函数π:{*CF* 的节点集合}$\to SI$,满足:

(1) $\pi(x_0)=s_0$,其中,x_0 是 *CF* 的根节点;

(2) 如果$\pi(x_i)=s_i$,并且 y 是 x_i 的 R-邻居,$\pi(y)\in SI$,则$\langle\langle\pi(x),\pi(y)\rangle,\bowtie,n\rangle\in\varepsilon(R)$;

(3) 如果 $x\neq y$,则$\pi(x)\neq\pi(y)$.

通过归纳证明可得对 *CF* 的任意节点 x,有 $L(x)\subseteq L(\pi(x))$.

由模糊 Tableaux *FT* 的定义可知,如果$\langle\neg C,\bowtie,n\rangle\in L(s)$,则$\langle C,\bowtie^-,1-n\rangle\in L(s)$,即如果$\langle C,\bowtie,n\rangle\in L(s)$,则$(\neg\langle C,\bowtie,n\rangle)\notin L(s)$.令$\pi(x)=s$,则如果$\langle C,\bowtie,n\rangle\in L(\pi(x))$,则$(\neg\langle C,\bowtie,n\rangle)\notin L(\pi(x))$.所以,$L(\pi(x))$中不包含冲突.又因为对 *CF* 的任意节点 x,有 $L(x)\subseteq L(\pi(x))$,因此,$L(x)$中不包含冲突,从而 *CF* 中不包含冲突.由于将扩充规则应用于 *AB* 和 *RB* 时,*CF* 能在有限步停止于无规则可用,从而 *CF* 是完备的. □

由定理 1 和定理 3 立即可以得到如下判断 ABox *AB* 可满足性推理的一个定理:

定理 4. 给定 FSHOIQ 的 ABox *AB* 和 RBox *RB*,相对于 *RB*,*AB* 是可满足的,当且仅当将 *AB* 的可满足性推理算法的扩充规则应用于 *AB* 和 *RB* 时得到一个无冲突的、完备的完全森林.

下面介绍如何利用 FSHOIQ 的可满足性推理给出包含问题的推理算法.

2.3.2 包含推理

在传统描述逻辑中,TBox 不为空的概念包含推理可以转化为 TBox 为空集的概念包含推理[9].FSHOIQ 也有相同的结果,即有:$C\sqsubseteq_{TB,RB}D$,当且仅当 $C'\sqsubseteq_{RB}D'$,其中 C'和 D'分别是 C 和 D 通过 TBox 的扩展和去除以后得到的概念.

(1) TBox 的扩展

对 FSHOIQ 的 TBox *TB* 中每一条包含公理 $C\sqsubseteq D$,引入一个新的原子概念 C^*,使得 $C\equiv D\sqcap C^*$,其中,C^*表示由 D 定义 C 时缺少的部分.不妨假设扩展以后得到的 TBox 为 TB^*.

下面证明 TBox 扩展方法的正确性.

定理 5. 给定模糊描述逻辑 FSHOIQ 的 TBox TB,TB^*是 TB 扩展以后得到的 TBox,则:

① TB^*的每个模型是 TB 的模型;

② 对 TB 的每个模型 FI,存在 TB^*的一个模型 FI^*,使得 FI 和 FI^*有相同的论域,即$\Delta^{FI}=\Delta^{FI^*}$,并且对 TB 和 TB^*中的任意概念 E 或关系 R,FI 和 FI^*有相同的隶属函数,即对 TB 和 TB^*中的任意概念 E 和个体 a,有 $E^{FI^*}(a)=E^{FI}(a)$;对 TB 和 TB^*中的任意关系 R 和个体 a,b,有 $R^{FI^*}(a,b)=R^{FI}(a,b)$.

证明:① 对 TB 中任意一条包含公理 $C\sqsubseteq D$,假设扩展以后得到的公理是 $C\equiv D\sqcap C^*$.假设 FI^*是 TB^*的任意一个模型,对任意个体 a,有 $C^{FI^*}(a)=(D\sqcap C^*)^{FI^*}(a)$成立.因为$(D\sqcap C^*)^{FI^*}(a)=\min\{D^{FI^*}(a),(C^*)^{FI^*}(a)\}$,所以有$C^{FI^*}(a)=\min\{D^{FI^*}(a),(C^*)^{FI^*}(a)\}$.如果 $D^{FI^*}(a)\geq(C^*)^{FI^*}(a)$,则 $C^{FI^*}(a)=(C^*)^{FI^*}(a)\leq D^{FI^*}(a)$;如果 $D^{FI^*}(a)<(C^*)^{FI^*}(a)$,则$C^{FI^*}(a)=D^{FI^*}(a)$.从而 $C^{FI^*}(a)\leq D^{FI^*}(a)$,因此,$FI^*$是 TB 的一个模型.

② 对 TB 的任意一个模型 FI,可以如下构造 FI 的一个扩充 FI^*:$\Delta^{FI^*}=\Delta^{FI}$,并且对 TB 和 TB^*中的任意概念 E 和个体 a,有 $E^{FI^*}(a)=E^{FI}(a)$;对 TB 和 TB^*中的任意关系 R 和个体 a,b,有 $R^{FI^*}(a,b)=R^{FI}(a,b)$;对 TB^*中的任意概念 E^* 和个体 a,有$(E^*)^{FI^*}(a)=E^{FI}(a)$.下面证明 FI^*是 TB^*的一个模型:对 TB 中任意一条包含公理 $C\sqsubseteq D$,假设扩展以后得到的公理是 $C\equiv D\sqcap C^*$.因为 FI 是 TB 的一个模型,所以对任意个体 a,满足 $C^{FI}(a)\leq D^{FI}(a)$,从而有$C^{FI^*}(a)=C^{FI}(a)\leq D^{FI}(a)=D^{FI^*}(a)$.又因为$(D\sqcap C^*)^{FI^*}(a)=\min\{D^{FI^*}(a),(C^*)^{FI^*}(a)\}$,所以,$(D\sqcap C^*)^{FI^*}(a)=\min\{D^{FI^*}(a),C^{FI}(a)\}=C^{FI}(a)=C^{FI^*}(a)$,所以,$FI^*$是 TB^*的一个模型. □

(2) TBox 的去除

经过对 TBox TB 扩展以后得到的 TB^*只含有等价公理,因而可以通过替换的方法将 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$ 等价地转化为 $C'\sqsubseteq_{RB}D'$,即可以将 TBox TB^*去除,方法如下:

要判断 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$,不妨假设 C 和 D 是简单概念,即不包含模糊描述逻辑 FSHOIQ 的构造算子,并且在 TB^*中有 $C\equiv E$ 和 $D\equiv F$,其中,E 和 F 可以是复杂的概念,即可以包含模糊描述逻辑 FSHOIQ 的构造算子,则可以将 $C\equiv E$ 和 $D\equiv F$ 从 TB^*中去除(将去除后得到的 TBox 记为 $T1^*$),从而将 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$ 转化为 $E\sqsubseteq_{T1^*,RB}F$.如果 E 和 F 中包含的子概念都是原子概念(即没有被定义的概念),则 $E\sqsubseteq_{T1^*,RB}F$ 可以转化为 $E\sqsubseteq_{RB}F$.否则,E 或 F 中必须含有被定义的概念,不妨假设 $E\equiv E_1\otimes E_2$,$F\equiv F_1\otimes F_2$,其中,$\otimes$是构造算子,E_2 和 F_2 是被定义的概念,不妨假设在 T^*中有 $E_2\equiv G$ 和 $F_2\equiv H$,则可以将 $E_2\equiv G$ 和 $F_2\equiv H$ 从 $T1^*$中去除(将去除后得到的 TBox 记为 $T2^*$),从而将 $E\sqsubseteq_{T1^*,RB}F$,即 $E_1\otimes E_2\sqsubseteq_{T1^*,RB}F_1\otimes F_2$ 转化为 $E_1\otimes G\sqsubseteq_{T2^*,RB}F_1\otimes H$.如果 G 和 H 中包含的子概念都是原子概念,则 $E_1\otimes G\sqsubseteq_{T2^*,RB}F_1\otimes H$ 可以转化为 $E_1\otimes G\sqsubseteq_{RB}F_1\otimes H$.否则,对 G 和 H 作进一步的替换,直到将 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$ 转化为 $C'\sqsubseteq_{RB}D'$为止,其中,C'和 D'中包含的子概念都是原子概念.

下面证明 TBox 去除方法的正确性.

定理 6. 给定 FSHOIQ 的 TBox TB 和 RBox RB,TB^*是 TB 扩展以后得到的 TBox,对 TB 中的任意概念 C 和 D,C'和 D'分别是 C 和 D 通过 TBox 的扩展和去除以后得到的概念,则 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$,当且仅当 $C'\sqsubseteq_{RB}D'$.

证明:不妨假设 C 通过如下替换转化为 C':$C\equiv E_1\otimes C_1,C_1\equiv E_2\otimes C_2,\ldots,C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k$,即 $C'=E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k$,其中,$E_1,E_2,\ldots,E_k,C_k$ 都是原子概念.D 通过如下替换转化为 D':$D\equiv F_1\otimes D_1,D_1\equiv F_2\otimes D_2,\ldots,D_{h-1}\equiv F_h\otimes D_h$,即 $D'=F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h$,其中,$F_1,F_2,\ldots,F_h,D_h$ 都是原子概念.

先证明$\Rightarrow$,因为 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$,所以在 TBox TB^*和 RBox RB 下,对任意的个体 a 和解释 FI,有 $C^{FI}(a)\leq D^{FI}(a)$.

由于 $C\equiv E_1\otimes C_1$,所以在 $T1^*=TB^*-\{C\equiv E_1\otimes C_1\}$下,有$(E_1\otimes C_1)^{FI}(a)\leq D(a)$.

又因为 $C_1\equiv E_2\otimes C_2$,所以在 $T2^*=T1^*-\{C_1\equiv E_2\otimes C_2\}$下,有$(E_1\otimes E_2\otimes C_2)^{FI}(a)\leq D(a)$.

依此类推,在 $Tk^*=T(k-1)^*-\{C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k\}$下,有$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k)^{FI}(a)\leq D^{FI}(a)$.

同理,令 $T^{**}=\{C\equiv E_1\otimes C_1,C_1\equiv E_2\otimes C_2,\ldots,C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k,D\equiv F_1\otimes D_1,D_1\equiv F_2\otimes D_2,\ldots,D_{h-1}\equiv F_h\otimes D_h\}$,在 $T^{***}=T^*-T^{**}$下,有

$$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k)^{FI}(a)\leq(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a).$$

由于 T^{***}中的所有公理都与概念 C 和 D 无关,因而在 $T^*-T^{**}-T^{***}=\varnothing$下有

$$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k)^{FI}(a)\leq(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a),$$

即 $C'^{FI}(a)\leq D'^{FI}(a)$,因此,$C'\sqsubseteq_{RB}D'$成立.

再证明⇐,因为 $C'\sqsubseteq_{RB}D'$,即 $E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k\sqsubseteq_{RB}F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h$,

所以在 TBox $T^{\#}=\varnothing$下,对任意的个体 a 和解释 FI,有$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k)^{FI}(a)\le(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a)$.

对于$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_k\otimes C_k)^{FI}(a)$,由于 $C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k$,从而在 $T1^{\#}=T^{\#}+\{C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k\}$下,有

$$(E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_{k-1}\otimes C_{k-1})^{FI}(a)\le(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a),$$

即 $E_1\otimes E_2\otimes\ldots\otimes E_{k-1}\otimes C_{k-1}\sqsubseteq_{T1\#,RB}F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h$.

依此类推,在 $TK^{\#}=T(K-1)^{\#}+\{C\equiv E_1\otimes C_1\}$下,有 $C^{FI}(a)\le(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a)$,

即 $C\sqsubseteq_{Tk\#,RB}F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h$.

同理,对$(F_1\otimes F_2\otimes\ldots\otimes F_h\otimes D_h)^{FI}(a)$做相同的处理.

令 $T^{\#\#}=\{C\equiv E_1\otimes C_1,C_1\equiv E_2\otimes C_2,\ldots,C_{k-1}\equiv E_k\otimes C_k,D\equiv F_1\otimes D_1,D_1\equiv F_2\otimes D_2,\ldots,D_{h-1}\equiv F_h\otimes D_h\}$,从而在 $T^{\#\#}$下,有

$$C^{FI}(a)\le D^{FI}(a),$$

即 $C\sqsubseteq_{T\#\#,RB}D$.

令 $T^{\#\#\#}=TB^*-T^{\#\#}$,由于 $T^{\#\#\#}$中的所有公理都与概念 C 和 D 无关,因而在 $T^{\#\#}+T^{\#\#\#}=TB^*$下,有 $C^{FI}(a)\le D^{FI}(a)$,

因此 $C\sqsubseteq_{TB^*,RB}D$ 成立. □

由定理 5 和定理 6 可知,FSHOIQ 在 TBox TB 下的包含推理问题可以转化为 TBox 为空下的包含推理问题,因而下面介绍如何利用 FSHOIQ 的可满足性推理给出 TBox 为空时的包含问题的推理算法.

定理 7. 给定 FSHOIQ 的任意两个概念 C 和 D,对任意个体 a,$C\sqsubseteq_{RB}D$,当且仅当对任意 $0\le n\le 1$,断言公式集$\{a:C\ge n,a:D<n\}$是不可满足的.

证明:先证明⇒,假设存在个体 a,以及存在 $0\le n\le 1$,使得$\{\langle a:C\ge n\rangle,\langle a:D<n\rangle\}$是可满足的,即有$\langle a:C\ge n\rangle$和$\langle a:D<n\rangle$.又因为 $C\sqsubseteq_{RB}D$,则由$\langle a:C\ge n\rangle$可知$\langle a:D\ge n\rangle$,与$\langle a:D<n\rangle$矛盾.因此,$\{\langle a:C\ge n\rangle,\langle a:D<n\rangle\}$是不可满足的.

再证明⇐,假设 $C\not\sqsubseteq_{RB}D$,即存在个体 a,使得 $a:C>a:D\ge 0$ 成立.令 $a:C=n\ge 0$,则$\langle a:C\ge n\rangle$和$\langle a:D<n\rangle$成立.又因为$\{\langle a:C\ge n\rangle,\langle a:D<n\rangle\}$是不可满足的,所以$\langle a:C\ge n\rangle$和$\langle a:D<n\rangle$只能有一个成立,与$\langle a:C\ge n\rangle$和$\langle a:D<n\rangle$矛盾.因此,$C\not\sqsubseteq_{RB}D$. □

由定理 7 可以看出,模糊描述逻辑 FSHOIQ 的包含推理问题可以转化为可满足性推理问题,因而可以利用可满足性推理算法对包含问题进行推理.

2.4 举 例

下面以基于语义 Web 技术的广西旅游信息服务平台为例来介绍 FSHOIQ 的应用.在基于语义 Web 技术的广西旅游信息服务平台中存在许多模糊信息(模糊概念).下面是基于 FSHOIQ 的旅游景点本体的一部分:

(南宁景点⊔桂林景点⊔柳州景点⊔北海景点⊔防城港景点⊔百色景点)⊑广西著名景点

(漓江⊔七星公园⊔阳朔风光⊔龙胜梯田⊔资江漂流⊔两江四湖⊔印象刘三姐)⊑桂林漂亮景点

(七星岩⊔骆驼峰⊔桂林花桥⊔普驼峰⊔动物园⊔七星游乐园)⊑七星公园有名景点

有景点名称⊑有景点信息　有景点地址⊑有景点信息　有景点门票价格⊑有景点信息

{桂林市,全州,兴安,临桂,永福,龙胜,荔蒲,资源,灌阳}⊑{桂林}　投诉$^-$≡被投诉

∀有景点地址.桂林市⊑桂林市景点　∀有景点门票价格.价格不贵⊑普通景点

∀有景点门票价格.价格比较贵⊑非普通景点　景点≡(普通景点⊔非普通景点)

是部分(冠岩,漓江)　是部分(漓江,桂林)　是部分(桂林,广西)　Trans(是部分)

(≤10 有投诉)⊓(∀有景点门票价格.价格不贵)⊓(∀有景点地址.离市区不远)⊑消费者满意景点

∀有景点游客接待数.很多游客⊑大型热门景点　∀有景点营业执照.景点营业执照⊑正式景点

上述旅游景点本体包含关系分层、传递关系、枚举个体、逆关系和数值约束等模糊构造算子(因为旅游景点本体包含模糊概念,例如广西著名景点、桂林漂亮景点、七星公园有名景点、普通景点、非普通景点、价格不贵、价格比较贵、消费者满意景点和很多游客等都是模糊概念),因而只能用 FSHOIQ 才能表达,即上述旅游景点本体相当于是 FSHOIQ 知识库的 TBox,从而需要利用 FSHOIQ 的推理算法进行推理.

例如,利用 FSHOIQ 的推理算法可以推出"是部分(冠岩,桂林)、是部分(漓江,广西)、∀有景点地址.{全州}⊑

桂林景点、∀有景点信息.{全州}⊑广西景点、投诉(游客,景点)≡被投诉(景点,游客)”等.如果“价格(印象刘三姐)=200元”,200元在模糊概念“价格比较贵”中的隶属度是0.8,则FSHOIQ的推理算法可以推出“非普通景点(印象刘三姐)”,这里将“印象刘三姐”看成是一个个体.

3 相关工作

Straccia 提出了模糊描述逻辑 FALC,给出了 FALC 的语法、语义和 Tableaux 推理算法[10].但 FALC 仅提供了有限的模糊表示和推理能力,只包含并、交、非、全称量词和存在量词等简单的构造算子,因而 FALC 不能对复杂的模糊知识进行表示和推理.

蒋运承提出了模糊描述逻辑 FALNUI,给出了 FALNUI 的语法和语义[16].FALNUI 包含 FALC 的所有构造算子,还包含数量约束和逆关系构造算子,但 FALNUI 不包含语义 Web 本体语言所必需的关系分层、传递关系和枚举个体等构造算子,因而 FALNUI 不满足语义 Web 的需求(实际上,FALNUI 是针对模糊 ER 模型提出的).

f-SHOIN[8]在 FALC 的基础上添加了关系分层、传递关系、逆关系、枚举个体和不带资格限定的数量约束等模糊构造算子.FSHOIQ(D)[5]将f-SHOIN的不带资格限定的数量约束构造算子扩展为带资格限定的数量约束构造算子,并增加了具体数据类型构造算子.f-SHOIN 和 FSHOIQ(D)的语义都是建立在模糊逻辑的基础之上.可以看出,FSHOIQ(D)的表达能力是最强的,也是最适合语义 Web 需求的(因为 SHOIQ(D)与 DAML＋OIL 等价,并且大于 OWL DL 的表达能力),但由于 FSHOIQ(D)过于复杂,因而 FSHOIQ(D)的推理算法目前还没有解决[5].而 f-SHOIN 的表达能力仍然有限,并且目前 f-SHOIN 只有 ABox 约束下的可满足性推理算法[8],为了最终能解决 FSHOIQ(D)的推理算法,有必要进一步扩充 f-SHOIN,将 f-SHOIN 的不带资格限定的数量约束构造算子扩展为带资格限定的数量约束构造算子,从而得到本文提出的模糊描述逻辑 FSHOIQ.与本文的工作同步,Stoilos 也提出了模糊描述逻辑 FSHOIQ,但 Stoilos 只给出了 FSHOIQ 的语法和语义,没有给出 FSHOIQ 的推理算法[17].显然,在 FSHOIQ 的基础上添加具体数据类型构造算子就得到了 FSHOIQ(D),因而本文的工作(FSHOIQ 的推理算法)为进一步研究 FSHOIQ(D)的推理算法迈出了坚实的一步.

针对基于模糊逻辑的模糊描述逻辑语义解释的不足,李言辉将模糊概念和模糊关系的截集引入到描述逻辑中,提出了一种支持数量约束的扩展模糊描述逻辑 EFALCN[6].Hajek 将连续 t-范式的概念引入到模糊描述逻辑中,提出一种基于模糊谓词逻辑 BL 的模糊描述逻辑 FDL_{BL}[11].这些描述逻辑只是对模糊描述逻辑的语义进行扩充,没有增加模糊描述逻辑的构造算子,因而没有增加模糊描述逻辑的表达能力.至于 FSHOIQ 的语义扩充,与 EFALCN 和 FDL_{BL} 的扩充方法相同.

4 结束语

本文分析了语义 Web 语义表示理论的研究现状及存在的问题,提出了一种新的面向语义 Web 语义表示的模糊描述逻辑 FSHOIQ,该 FSHOIQ 介于 f-SHOIN 和 FSHOIQ(D)之间.给出了 FSHOIQ 的语法和语义,提出了一种基于模糊 Tableaux 的 FSHOIQ 的 ABox 约束下的可满足性推理算法,证明了该可满足性推理算法的正确性.提出了 FSHOIQ 的 TBox 扩展和去除方法,并证明了 FSHOIQ 的 TBox 约束下的包含推理可以转化为可满足性推理问题.进一步的工作主要包括研究 FSHOIQ 推理算法的实现技术及优化策略以及 FSHOIQ(D)的推理算法等.

致谢 在此,向对本文提出宝贵意见的评审专家表示衷心的感谢,对广西师范大学计算机科学与信息工程学院王驹研究员领导的语义 Web 与描述逻辑讨论班上的老师和同学表示感谢.

References:

[1] Shi ZZ, Dong MK, Jiang YC, Zhang HJ. A logic foundation for the semantic Web. Science in China (Series F), 2005,48(2): 161−178.

[2] Horrocks I, Sattler U, Tobies S. Practical reasoning for expressive description logics. In: Ganzinger H, McAllester D, Voronkov A, eds. Proc. of the 6th Int'l Conf. on Logic for Programming and Automated Reasoning. LNCS 1705, London: Springer-Verlag, 1999. 161−180.
[3] Horrocks I. DAML+OIL: A description logic for the semantic Web. Bulletin of the IEEE Computer Society Technical Committee on Data Engineering, 2002,25(1):4−9.
[4] Horrocks I, Patel-Schneider PF, Harmelen FV. From SHIQ and RDF to OWL: The making of a Web ontology language. Journal of Web Semantics, 2003,1(1):7−26.
[5] Straccia U. A fuzzy description logic for the semantic Web. In: Sanchez E, ed. Proc. of the Capturing Intelligence: Fuzzy Logic and the Semantic Web. New York: Elsevier Science Publishers, 2006. 73−90.
[6] Li YH, Xu BW, Lu JJ, Kang DZ. On computational complexity of the extended fuzzy description logic with numerical restriction. Journal of Software, 2006,17(5):968−975 (in Chinese with English abstract). http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/968.htm
[7] Stoilos G, Stamou G, Tzouvaras V, Pan JZ, Horrocks I. The fuzzy description logic f-SHIN. In: Paulo-Cesar GDC, Kathryn BL, Kenneth JL, Michael P, eds. Proc. of the Int'l Workshop on Uncertainty Reasoning for the Semantic Web. Aachen: CEUR-WS.org Publishers, 2005. 67−76.
[8] Stoilos G, Stamou G, Tzouvaras V, Pan JZ, Horrocks I. Fuzzy OWL: Uncertainty and the semantic Web. In: Cuenca-Grau B, Horrocks I, Parsia B, Patel-Schneider P, eds. Proc. of the Int'l Workshop on OWL: Experience and Directions. Aachen: CEUR-WS.org Publishers, 2005. 80−89.
[9] Baader F, Nutt W. Basic description logics. In: Baader F, Calvanese D, McGuinness D, Nardi D, Patel-Schneider P, eds. The Description Logic Handbook: Theory, Implementation and Applications. Cambridge: Cambridge University Press, 2003. 47−100.
[10] Straccia U. Reasoning within fuzzy description logics. Journal of Artificial Intelligence Research, 2001,14(1):137−166.
[11] Hajek P. Making fuzzy description logic more general. Fuzzy Sets and Systems, 2005,154(1):1−15.
[12] Schmidt-Schaub M, Smolka G. Attributive concept descriptions with complements. Artificial Intelligence, 1991,48(1):1−26.
[13] Zadeh LA. Fuzzy logic=Computing with words. IEEE Trans. on Fuzzy Systems, 1996,4(2):103−111.
[14] He XG. Fuzzy Theories and Fuzzy Techniques in Knowledge Processing. 2nd ed., Beijing: National Defence Industry Press, 1999. 156−212 (in Chinese).
[15] Horrocks I, Sattler U. A tableaux decision procedure for SHOIQ. In: Kaelbling LP, ed. Proc. of the 19th Int'l Joint Conf. on Artificial Intelligence (IJCAI 2005). St Louis: Morgan Kaufmann Publishers, 2005. 448−453.
[16] Jiang YC, Tang Y, Wang J. Fuzzy ER modeling with description logics. Journal of Software, 2006,17(1):20−30 (in Chinese with English abstract). http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/20.htm
[17] Stoilos G, Stamou G, Pan JZ. Handling imprecise knowledge with fuzzy description logic. In: Parsia B, Sattler U, Toman D, eds. Proc. of the Int'l Workshop on Description Logics. Aachen: CEUR-WS.org Publishers, 2006. 71−79.

附中文参考文献:

[6] 李言辉,徐宝文,陆建江,康达周.支持数量约束的扩展模糊描述逻辑复杂性研究.软件学报,2006,17(5):968−975. http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/968.htm
[14] 何新贵.模糊知识处理的理论与技术.第 2 版,北京:国防工业出版社,1999.156−212.
[16] 蒋运承,汤庸,王驹.基于描述逻辑的模糊 ER 模型.软件学报,2006,17(1):20−30. http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/20.htm

蒋运承(1974－),男,广西桂林人,博士,副教授,主要研究领域为描述逻辑,语义 Web,Web 智能.

汤庸(1964－),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为数据库,知识工程,CSCW.

史忠植(1941－),男,研究员,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为人工智能,机器学习,分布式人工智能.

王驹(1950－),男,博士,研究员,CCF 高级会员,主要研究领域为描述逻辑,数理逻辑,人工智能.