

基于 $ALCO^{\circ}$ 的 ABox 知识更新的研究

刘一松 王昌海 赵吉庆

(江苏大学计算机科学与通信工程学院 镇江 212013)

摘 要 以描述逻辑 $ALCO^{\circ}$ 为基础研究知识更新。首先介绍 $ALCO^{\circ}$ 的语法和语义,然后引入确定集和冲突集的概念,并根据描述逻辑的 Tableau 判定算法给出从原知识库得到确定集和冲突集的推演算法。在更新算法执行过程中,首先在原知识库中删除冲突集中的断言,然后把需要添加的断言加入到知识库中,最后修改受更新操作影响的其它断言的约束条件,以使知识库满足开世界假设。

关键词 描述逻辑,断言,开世界假设,标准否定范式,确定集

中图法分类号 TP181

文献标识码 A

ABox Knowledge Update Based on $ALCO^{\circ}$

LIU Yi-song WANG Chang-hai ZHAO Ji-qing

(Computer Science and Telecommunication Engineering, Jiangsu University, Zhenjiang 212013, China)

Abstract This paper explored knowledge update based on description logic $ALCO^{\circ}$. First, it introduced the syntax and semantics of $ALCO^{\circ}$, secondly it proposed the concept of determined set and conflict set, after that it gave the algorithm which can obtain determined set and conflict set from the original knowledge set according to the Tableau algorithm of description logic. In the algorithm of update, we deleted assertions of Conflict Set, added new assertions to the original knowledge set, and modified other assertions affected by new assertion, so it could satisfy the open world assumption.

Keywords Description logic, Assertion, Open world assumption, Standard negative paradigm, Determined set

1 引言

描述逻辑是一个用于知识表示的形式化工具,它是一阶逻辑的一个可判定子集,有完整的判定算法和高效的推理机制。随着语义 Web 的兴起,描述逻辑成为本体语言 OWL 的逻辑基础^[1]。描述逻辑提出之初是为了实现静态知识的表达和推理。随着语义 Web 的发展,知识库中的知识通常要进行更新,而静态的描述逻辑并不能达到这个目的。

为了达到知识更新的目的,史忠植等把动态逻辑和动作理论引入到描述逻辑中,提出了一种动态描述逻辑 DDL^[2]。DDL 将静态知识的表达与动态变化以及知识推理有机地结合起来,弥补了静态描述逻辑在知识更新上的不足。然而,由于语义 Web 的开放性,往往需要在开世界假设下进行更新和推理,而 DDL 并不能满足这个要求。常亮等将可能世界理论引入动态描述逻辑,对动作的语义重新进行了定义,并且给出了基于开世界假设的 Tableau 判定算法^[3]。Hongkai Liu 等人^[4]证明了以 ALC 或 $ALCO$ 为基础的知识库 ABox 不具备更新的封闭性,并证明了在 $ALCO$ 中引入概念前缀@之后的逻辑系统 $ALCO^{\circ}$ 具有更新的封闭性。本文在 $ALCO^{\circ}$ 的基础之上,遵循 STRIPS 系统的思路,采用删除增加的方式来处理更新,给出了基于开世界假设的 ABox 的更新算法。本算

法引入了扩展集和冲突集的概念,将更新过程中导致知识库不一致的断言单独进行处理,避免了每次递归调用都去检索原知识库的断言。另外,由于原知识库的扩展集在更新之后只需进行部分修改,因此在处理连续更新时,本算法的效率要优于现有更新算法。

2 语法和语义

首先介绍本文中基本元素的语法:用大写字母 C_1, C_2 表示描述逻辑中的概念,概念的集合用 N_C 表示;用小写字母 a, b 表示描述逻辑中的个体,个体的集合用 N_I 表示;用大写字母 R_1, R_2 表示描述逻辑中的二元关系,二元关系的集合用 N_R 表示;用希腊字母 φ, ψ 表示 ABox 中的断言。

定义 1 $ALCO^{\circ}$ 中的概念按以下递归方式进行定义:

(1) 原子概念 C 为 $ALCO^{\circ}$ 中的概念。

(2) 若 C, D 为 $ALCO^{\circ}$ 中的概念, R 为描述逻辑中的二元关系, a 为描述逻辑中的个体,则按以下约束条件生成的表达式也为概念: $\neg C$ (取补), $C \sqcup D$ (取并), $C \sqcap D$ (取交), $\exists R. C$ (存在约束), $\forall R. C$ (全称约束), $\{a\}$ (枚举)。

(3) 若 C 为 $ALCO^{\circ}$ 中的概念, a 为描述逻辑中的个体,则带前缀符号的表达式 $@.C$ 也为概念。

引入概念的两个特殊符号: $\top$ 表示全概念,即 $\top = C \sqcup \neg C$;

到稿日期:2011-12-12 返修日期:2012-03-29 本文受江苏大学高级专业人才科研启动基金项目(10JDG063),江苏省社会发展计划(BS2001046),江苏省高校自然科学基金计划(03kj520075)资助。

刘一松(1966—),男,博士,教授,主要研究领域为分布式人工智能、虚拟智能主体、语义网等;王昌海(1987—),男,硕士生,主要研究领域为语义网、描述逻辑等, E-mail: storm_xp2008@126.com; 赵吉庆(1985—),男,硕士生,主要研究领域为分布式虚拟现实、语义网等。

$\perp$ 表示空概念,即 $\perp = C \sqcap \neg C$;其中 C 为概念。 $@_a C$ 为概念的一种中间表示形式,把 $ALCO$ 中引入符号 $@_a C$ 的形式化系统称为 $ALCO^@$,该符号并未增强 $ALCO$ 的表达力。

定义2 表达式 $C \sqsubseteq D$ 称为概念包含式,即 C 包含于 D 。

定义3 表达式 $C \equiv D$ 称为概念等价。如果 C 是一个概念名,该表达式也称为概念定义式,其中 C 称为被定义的概念。

定义4 形如 $C(a), \neg C(a), R(a, b)$ 和 $\neg R(a, b)$ 的式子称为断言,其中 $C \in N_C, a, b \in N_I, R \in N_R$ 。

形如 $C(a)$ 和 $\neg C(a)$ 的式子称为概念断言,形如 $R(a, b)$ 和 $\neg R(a, b)$ 的式子称为关系断言。描述逻辑中的 $ABox$ 是由概念断言与关系断言组成的知识库, $TBox$ 是由概念和概念定义式组成的集合, $TBox$ 为 $ABox$ 的表达提供一个规范。

定义5 更新集是由断言组成的具有一致性的集合,用符号 U 表示。

对于描述逻辑来说,语义解释是形如 $I = (\Delta, \cdot^I)$ 的形式,其中 Δ 是由知识系统中所有的个体组成的解释域, $\cdot^I$ 为解释函数。解释函数按下面的规则进行语义解释:

(1)把每一个概念 C 映射为个体解释域的一个子集,即 $C^I \subseteq \Delta$;

(2)把每一个个体 a 映射为个体解释域中的一个元素,即 $a^I \in \Delta$;

(3)把每一个二元关系 R 映射为 $\Delta \times \Delta$ 上的一个子集,即 $R^I \subseteq \Delta \times \Delta$ 。

说明:

①对于概念的解释,可以简单理解为概念是知识系统中某些个体的集合。带构造符的概念的语义定义如下:

$$\begin{aligned} (\neg C)^I &= \Delta \setminus C^I; \\ (C \sqcap D)^I &= C^I \cap D^I; \\ (C \sqcup D)^I &= C^I \cup D^I; \\ (\exists R. C)^I &= \{a \in \Delta \mid \exists b((a, b) \in R^I \wedge b \in C^I)\}; \\ (\forall R. C)^I &= \{a \in \Delta \mid \forall b((a, b) \in R^I \rightarrow b \in C^I)\}; \\ \{a\}^I &= \{a^I\}; \\ (@_a C)^I &= \Delta \text{ 当 } a^I \in C^I, \text{ 否则为 } \Phi^{[4]}; \\ (\top)^I &= \Delta; \\ (\perp)^I &= \Phi. \end{aligned}$$

②概念包含式的语义定义如下:

$$(C \sqsubseteq D)^I = C^I \subseteq D^I.$$

③设 $\cdot^I$ 为更新之后的解释函数,更新集的语义定义如下:

$$\begin{aligned} C^I &= C^I \cup \{a^I \mid C(a) \in U\} \setminus \{a^I \mid \neg C(a) \in U\}; \\ R^I &= R^I \cup \{(a^I, b^I) \mid R(a, b) \in U\} \setminus \{(a^I, b^I) \mid \neg R(a, b) \in U\}. \end{aligned}$$

④本文采用恒定域假设和刚性命名符^[5]规则,即在同一解释域中个体的解释始终不变。

3 开世界假设下知识的推演

开世界假设是指:如果知识库中不能推导出某个公式,则认为不知道这个公式是否成立。与之对应的是闭世界假设:如果知识库中不能推导出某个公式,则认为该公式不成立。

定义6 $ALCO^@$ 概念是标准否定范式^[6],当且仅当概念表达式中所有的否定符号($\neg$)只出现在原子概念前面。

对于任意一个非标准否定范式的概念,可以用表1中的规则将其转化为标准否定范式。

表1 标准否定范式转化规则

原概念表达式	转化后的概念
$\neg \neg C$	C
$\neg(C \sqcup D)$	$\neg C \sqcap \neg D$
$\neg(C \sqcap D)$	$\neg C \sqcup \neg D$
$\neg(\forall R. C)$	$\exists R. \neg C$
$\neg(\exists R. C)$	$\forall R. \neg C$

定义7 知识库 S 中断言 φ 的可分解性定义如下:

(1)如果 φ 为关系断言,则 φ 是不可分解的;

(2)如果 φ 为概念断言,记 φ 所对应的概念为 C ,如果 C 中存在被定义的概念,则用概念定义式右边的式子替换左边的式子,并将其化为标准否定范式,然后按规则3进行判断:

(3)如果 φ 为概念断言,且 φ 所对应的概念 C 为标准否定范式,则按下面规则进行判断:

(3.1)如果 φ 是形如 $(D \sqcup E)(a), (\exists R. C)(a)$ 的形式,则该断言是不可分解的;

(3.2)如果概念断言是形如 $(C \sqcap D)(a)$ 的形式,则该断言是可分解的;

(3.3)如果 φ 是形如 $(\forall R. C)(a)$ 的形式,且 S 中有形如 $R(a, x)$ 的关系断言,并且有 $C(x) \notin S$,则 φ 是可分解的,其中 x 为个体变元。

定义断言可分解性的目的是对断言进行扩展做铺垫。下面就给出在开世界假设下知识库中断言的分类。

设 S 为原知识库,在开世界假设下断言分为3类:

(1)确定存在的断言。确定存在的断言包括两类:一是原知识库 S 中现有的断言;二是原知识库通过分解得到的新断言。确定存在的断言组成的集合称为确定存在集,用符号 S^+ 表示。

(2)确定不存在的断言。如果 $\varphi \in S^+$,则 $\neg \varphi$ 为确定不存在的断言,确定不存在的断言组成的集合称为确定不存在集,用符号 S^- 表示。

(3)不能确定是否存在的断言。如果断言 $\varphi \notin S^+$,且 $\varphi \notin S^-$,则 φ 为不能确定是否存在的断言,其组成的集合称为不确定集,用符号 $S^?$ 表示。

如:原知识系统为 $S = \{(\forall R. C)(a), R(a, b), C(c)\}$,则确定存在集 $S^+ = \{(\forall R. C)(a), R(a, b), C(c), C(b)\}$,确定不存在集为 $S^- = \{\neg(\forall R. C)(a), \neg R(a, b), \neg C(c), \neg C(b)\}$ 。其它断言如 $R(a, c)$ 就是不可确定的。

算法1 由原知识库 S 得到 S^+ 和 S^- 的推演算法如下, S' 为中间集合。

- (1)令 $S^+ = S, S^- = \Phi, S' = S$;
- (2)从 S' 中取一个概念断言 $C(a)$,如果 C 为非标准否定范式,则按表1中的规则将其转化为标准否定范式,记为 $C_1(a)$,然后执行 $S^+ = S^+ \cup \{C_1(a)\}, S' = S' \cup \{C_1(a)\}, S' = S' \setminus \{C(a)\}$;
- (3)从 S' 中取一个概念断言 $C(a)$,
 - (3.1)如果 C 是形如 $D \sqcap E$ 的概念,则执行 $S^+ = S^+ \cup \{D(a), E(a)\}, S' = S' \cup \{D(a), E(a)\} \setminus \{C(a)\}$;
 - (3.2)如果 C 是形如 $\forall R. D$ 的概念,则搜索当前 S' 中所有满足 $R(a, x)$ 的关系断言,对于任意一个断言 $R(a, x)$,皆执行 $S^+ = S^+ \cup \{D(x)\}, S' = S' \cup \{D(x)\}$,其中 x 为个体变元;

- (4)从 S' 中取一个概念断言 $C(a)$,如果概念 C 在 $TBox$ 中为被定义的概念,则用概念定义符号“ $\equiv$ ”右边的概念替换 C ,得到断言 $D(a)$,执行 $S^+ = S^+ \cup \{D(a)\}$, $S' = S' \cup \{D(a)\}$, $S' = S' \setminus \{C(a)\}$;
- (5)循环执行(2)~(4),直到 S' 中所有的概念断言都是不可分解的;
- (6)对当前 S^+ 中所有断言取否后并入 S^- ,即对 $\forall \varphi \in S^+$,都执行 $S^- = S^- \cup \{\neg\varphi\}$ 。

通过算法1,可以在不改变原知识库表达能力的基础上把知识库里的断言进行最大程度的扩展。得到的确定存在集 S^+ 和确定不存在集 S^- 是更新算法执行时用于保证知识库一致性的基础。

假设在一个描述逻辑系统中有原子概念 $Male$ (男性)、 $People$ (人),有二元关系 $hasChild$ (存在孩子)。在 $TBox$ 中有以下概念定义式:

$Female \equiv \neg Male$ (女性);
 $Man \equiv Male \sqcap People$ (男人);
 $Woman \equiv Female \sqcap People$ (女人);
 $Mother \equiv Woman \sqcap \exists hasChild. People$ (母亲);
 $WomanMother \equiv Mother \sqcap \forall hasChild. Woman$ (所有的孩子都是女孩的母亲);

假设知识库 $S = \{WomanMother(marry), hasChild(tom, bob), Male(bob)\}$,则通过算法1得到的确定存在集为 $S^+ = \{WomanMother(marry), Mother(marry), \forall hasChild. Woman(marry), Woman(marry), \exists hasChild. People(marry), Female(marry), People(marry), \neg Male(marry), hasChild(tom, bob), Male(bob)\}$ 。

4 更新的执行算法

执行一个更新操作后,用符号 $C^{Re}(a)$ 表示概念断言 $C(a)$ 被修改后得到的新断言。

在更新算法中遵守以下两个原则:

(1)一致性。如果对知识库执行一个更新操作后,会导致系统不一致,则应该修改不一致的断言,以保证知识库的一致性。

(2)开放性。由于算法是基于开世界假设的,知识库中不存在的知识并不代表它不成立。当执行一个更新时,该操作可能会影响知识库的后续更新,这时应该在坚持原则1的情况下,使系统尽可能为后续更新提供可能。

在执行更新操作后,原知识库中的某些断言可能会导致整个知识库不一致,将这些导致知识库不一致的断言组成的集合称为冲突集,用符号 P 表示。添加新断言之前,需要在原知识库中删除冲突集中的断言。

算法2 设 U 为一个更新集,则由 U 和 S^+ , S^- 得到冲突集 P 的算法如下。

- (1)令 $P = \Phi$, $U' = U$;
- (2)如果 U' 中存在断言 φ ,使 $\varphi \in S^-$,则令 $P = P \cup \{\neg\varphi\}$, $U' = U' \setminus \{\varphi\}$;
- (3)如果 U' 中存在形如 $(D \sqcap E)(x)$ 的概念断言,则执行 $U' = U' \cup \{D(x), E(x)\} \setminus \{(D \sqcap E)(x)\}$;
- (4)如果 U' 中存在形如 $(\forall R. D)(x)$ 的断言,且有 $R(x, y) \in (S \cup U) \setminus P$,此时令 $U' = U' \cup \{D(y)\}$;
- (5)如果 U' 中存在形如 $(\forall R. D)(x)$ 的断言,且 S^+ 中存在形如

$(\forall R. E)(x)$ 的断言,引入一个个体 a ,得到 $\{D(a)\}^+$ 和 $\{E(a)\}^+$,如果存在一个断言 $\varphi \in \{D(a)\}^+$ 且 $\varphi \in \{E(a)\}^-$ 或 $\varphi \in \{E(a)\}^+$ 且 $\varphi \in \{D(a)\}^-$,令 $P = P \cup \{(\forall R. E)(x)\}$;

(6)循环执行(2)到(5),直到不可再继续执行。

假设对第3节中的知识库 S 执行一个更新,集合为 $U = \{Male(marry), \forall hasChild. Woman(tom)\}$,通过算法2得到的冲突集为 $P = \{\neg Male(marry), Male(bob)\}$ 。

算法3 基于更新集 U 的知识库 S 的更新算法如下。

- (1)首先由算法2得到与此次更新集相关的冲突集 P ;
- (2)在冲突集 P 中取一个断言 φ ,
- (2.1)如果 φ 为关系断言,则执行 $S = S \setminus \{\neg\varphi\}$;
- (2.2)如果 φ 为形如 $D(b)$ 的概念断言,对 S 中所有与 b 相关的断言 $E(b)$ 执行表2中的变换规则;
- (3)循环执行(2),直到冲突集 P 中的断言取完;
- (4)在 P 中取一个概念断言 $D(a)$;
- (5)对 S 中的所有概念断言 $E(x)$,执行表3中的变换规则,其中 E 为任意概念, x 为任意个体,且 $x \neq a$;
- (6)循环执行(4)到(5),直到 P 中的所有概念断言都取完。
- (7)在 U 中取一个断言 φ ,
- (7.1)如果 φ 为形如 $C(a)$ 的概念断言,则对 S 中的概念断言 $F(x)$,执行表4中的变换规则,其中 F 为任意概念, x 为任意个体,且 $x \neq a$;
- (7.2)如果 φ 为形如 $R(a, b)$ 或 $\neg R(a, b)$ 的关系断言,则对 S 中所有与 a 相关的概念断言 $C(a)$ 执行表5中的变换规则;
- (8)循环执行(7),直到集合 S 中的所有规则都取完;
- (9)执行 $S = S \cup U$ 。

表2 在断言 $E(b)$ 中删除断言 $D(b)$ 的变换规则

概念 E 的形式	变换规则
1. $D \sqsubseteq E$	则执行 $S = S \setminus \{D(b)\}$
2. E 中存在被定义的概念	替换 E 中被定义的概念,直到所有概念为原子概念,并按表1中的规则将其转化为标准否定范式
	$E^{Re} = F^{Re}$ 若 $D \sqsubseteq G$
	$E^{Re} = G^{Re}$ 若 $D \sqsubseteq F$
	$E^{Re} = F^{Re} \sqcap G^{Re}$ 其它情况
	$E^{Re} = F^{Re}$ 若 $D \sqsubseteq G$
	$E^{Re} = G^{Re}$ 若 $D \sqsubseteq F$
	$E^{Re} = F^{Re} \sqcup G^{Re}$ 其它情况
5. 其它情况	返回

表3 删除 $D(a)$ 后,修改其它断言 $E(x)$ 的变换规则

概念 E 的形式	变换规则
1. E 中存在被定义的概念	替换 E 中被定义的概念,直到所有概念为原子概念,并按表1中的规则将其转化为标准否定范式;
2. $\forall R. D$	$E^{Re} = \forall R. (D \sqcup \{a\})$
3. $\exists R. D$	$E^{Re} = \exists R. (D \sqcup \{a\})$
4. $G \sqcap H$	$E^{Re} = G^{Re} \sqcap H^{Re}$
5. $G \sqcup H$	$E^{Re} = G^{Re} \sqcup H^{Re}$
6. 其它情况	返回

表4 增加 $C(a)$ 后,修改其它断言 $F(x)$ 的变换规则

概念 F 的形式	变换规则
1. F 中存在被定义的概念	替换 F 中被定义的概念,直到所有概念为原子概念,并按表1中的规则将其转化为标准否定范式
2. $\forall R. D$	$F^{Re} = \forall R. (D^{Re} \sqcup \{a\})$
3. $\exists R. D$	$F^{Re} = \exists R. (D^{Re})$
4. $\neg D$	$F^{Re} = \neg (D^{Re})$
5. $D \sqcap E$	$F^{Re} = D^{Re} \sqcap E^{Re}$
6. $D \sqcup E$	$F^{Re} = D^{Re} \sqcup E^{Re}$
7. 其它情况	返回

表5 增加关系断言 φ 后,概念断言 $C(a)$ 的变换规则

概念 C 的形式	概念 C 的变换规则
1. C 中存在被定义的概念	替换 C 中被定义的概念,直到所有概念为原子概念,并按表 1 中的规则将其转化为标准否定范式;
2. $\forall R.D$	2.1. $C^{Re} = \forall R.(D \sqcup \{b\})$; 若 φ 是形如 $R(a,b)$ 的断言 2.2. 返回; 若 φ 是形如 $\neg R(a,b)$ 的断言
3. $\exists R.D$	3.1. 返回; 若 φ 是形如 $R(a,b)$ 的断言 3.2. $C^{Re} = (\exists R.(D \sqcap \neg \{b\})) \sqcup @_b D$; 若 φ 是形如 $\neg R(a,b)$ 的断言
4. $D \sqcap E$	$C^{Re} = D^{Re} \sqcap E^{Re}$;
5. $D \sqcup E$	$C^{Re} = D^{Re} \sqcup E^{Re}$;
6. 其它情况	返回;

算法 3 第(2)条用于删除与知识库有冲突的断言,以保证更新后知识库的一致性。如果要删除的断言为关系断言,则直接进行删除即可;如果要删除的断言为概念断言,则需执行表 2 中的变换规则,以修改其它断言的方式来达到删除的目的。由于删除断言的操作可能会对知识库中的其它断言造成影响,因此在第(5)条中利用表 3 中的变换规则修改知识库中的其它断言,以使知识库满足开世界假设。如果知识库 $S = \{\text{WomanMother}(\text{marry}), \forall \text{hasChild. Female}(\text{tom})\}$, 现要删除 $\neg \text{Male}(\text{marry})$, 则删除后的知识库为 $S = \{(\text{People} \sqcap \exists \text{hasChild. People} \sqcap \forall \text{hasChild. Woman})(\text{marry}), \forall \text{hasChild. Female} \sqcup \{\text{marry}\})(\text{tom})\}$ 。

第(7)条用于处理本次更新集对知识库造成的影响,包括概念断言的影响和关系断言的影响。表 4 用于处理更新集中概念断言造成的影响,表中第(2)条规则体现了开放性原则。假如要在知识系统中增加概念断言 $C(a)$, 我们并不知道关系断言 $R(x,a)$ 是否存在(x 为任意个体), 或者在后续的更新中是否会把断言 $R(x,a)$ 添加到知识库中,所以要按表中的规则修改概念约束。表 5 用于处理更新集中关系断言造成的影响。在表 5 的规则 2.1 中,我们并不知道概念断言 $D(b)$ 是否存在,所以根据开放性原则执行规则 2.1 中的算法,以修改原知识库中断言的方式保证系统的一致性。如果知识库 $S = \{\text{WomanMother}(\text{marry})\}$, 更新集 $U = \{\text{hasChild}(\text{marry}, \text{bob})\}$, 根据表 5 中的规则 2.1, 更新后的知识库为 $S = \{(\neg \text{Male} \sqcap \text{People} \sqcap \exists \text{hasChild. People} \sqcap \forall \text{hasChild. Woman} \sqcup \{\text{bob}\})(\text{marry}), \text{hasChild}(\text{marry}, \text{bob})\}$ 。在表 5 的规则 3.2 中,更新集中有 a 与 b 不存在关系 R 的断言,我们并不知道知识库中是否存在断言 $D(b)$, 所以要将断言 $(\exists R.D)(a)$ 修改为 $(\exists R.(D \sqcap \neg \{b\}))(a)$, 但考虑到 TBBox 中会有概念定义式 $D \sqsubseteq \{b\}$, 所以在此规则中把 $(\exists R.D)(a)$ 修改为 $((\exists R.(D \sqcap \neg \{b\})) \sqcup @_b D)(a)$, 以保证知识库的一致性。如果知识库 $S = \{(\text{Woman} \sqcap \exists \text{hasChild. Child})(\text{marry})\}$, 更新集 $U = \{\neg \text{hasChild}(\text{marry}, \text{bob})\}$, 按表 5 中的规则 3.2, 更新后的知识库为 $S = \{(\text{Woman} \sqcap (\exists \text{hasChild. Child} \sqcap \neg \{bob\}) \sqcup @_{\text{bob}} \text{Child})(\text{marry})\}$ 。

5 算法的性质

本节中将给出算法的可终止性证明,由于算法 1 完全按照描述逻辑的 Tableau 判定算法进行的扩展,因此证明省略。

命题 1 算法 2 是可终止的。

证明: 对于一个有限更新集 U , 记在所有概念断言中,操作符 $\sqcap$ 出现的次数为 n_1 。在集体 U 的扩展过程中,由于每一个 $\sqcap$ 操作最多可生成两个概念,因此算法中的第(3)条规则生成的新断言数 $\leq 2 * n_1$ 。记在所有概念断言中,操作符 $\forall$ 出

现的次数为 n_2 , 原知识库和更新集中的关系断言数为 n_3 。由于在扩展过程中任何一个全称约束生成的新断言数量 $\leq n_3$, 所以算法中的第(5)条规则生成的新断言数 $\leq n_2 * n_3$ 。由以上两步可得,算法 2 在执行过程中,更新集 U 扩展后所能得到的断言数量存在一个上界,记上界为 L 。根据算法中第(2)条与第(5)条可得,冲突集中任意一个断言都和 U' 中的一个断言相对应,所以冲突集中断言数量 $\leq L$ 。综上所述,算法 2 是可终止的。

命题 2 算法 3 是可终止的。

证明: 1. 由命题 1 可得,冲突集为一个有限集合,记集合中断言总数为 n 。

2. 记原知识库中所有概念断言数量为 n_1 , 在操作符 $\sqcap$ 和 $\sqcup$ 出现的次数最多的断言中,两个操作符的总出现次数为 n_2 , 则对任意一个概念断言执行表 2 中的变换规则,其递归调用的深度 $\leq n_2$, 故表 2 和表 3 的时间复杂度为 $O(n_1 * n_2)$, 其最低时间复杂度为 $O(n_1 * \log_2 n_2)$ 。由于冲突集中断言总数为 n , 因此更新算法的第(3)条和第(6)条的时间复杂度为 $O(n * n_1 * n_2)$ 。

3. 记更新集中所有概念断言数为 n_4 , 按第二条的思路,同样可以得到变换规则中第(7)条的时间复杂度为 $O(n_4 * n_1 * n_3)$, 其中 n_3 为在概念约束符 $\sqcap, \sqcup, \neg, \exists, \forall$ 出现次数最多的断言中约束符出现的总次数。

根据以上 3 条可以得到算法 3 可以在有限时间内完成,即算法 3 是可终止的。

结束语 本文以 ALCO^* 为基础给出了在开世界假设的情况下对知识库进行更新的算法,其它扩展的描述逻辑的更新算法需要在后续工作中去实现。最后给出了算法的可终止性证明,算法的可靠性、完备性等证明将在后续文章中给出。文中所描述的算法基于知识库的扩展集,利用该集合可以提高连续更新的效率,但本文的重点在于一次更新算法,所以在后续工作中可以对算法稍加修改,以达到连续更新时提高效率的目的。另外,带 @ 操作符的描述逻辑推理机的实现也是一个需要解决的问题。

参考文献

- [1] Horrocks I, Patel-Schneider P F, Harmelen F V. From SHIQ and RDF to OWL: the making of a web ontology language[J]. Journal of Web Semantics, 2003, 1(1): 7-26
- [2] Shi Zhong-zhi, Dong Ming-kai, Jiang Yun-cheng, et al. A logical foundation for the semantic web[J]. Science in China, Ser. F, 2005, 48(2): 161-178
- [3] 常亮, 史忠植, 邱莉榕, 等. 动态描述逻辑的 Tableau 判定算法[J]. 计算机学报, 2008, 6(31): 896-909
- [4] Liu H, Lutz C, Milicic M, et al. Updating description logic ABoxes[C] // Proceedings of the 10th International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. Cambridge: AAAI Press, 2006: 46-56
- [5] Wolter F, Zakharyashev M. Satisfiability problem in description logics with modal operators[C] // Proceedings of the 6th International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 1998: 512-523
- [6] Franz B, Diego C, et al. The description logic handbook[M]. Cambridge University Press, 2003