

文章编号: 1000-5862(2016)04-0382-04

# 一种新的 DL-Lite 不一致容忍语义

刘邱云<sup>1</sup>, 付雪峰<sup>2\*</sup>

(1. 江西师范大学数学与信息科学学院, 江西 南昌 330022; 2. 南昌工程学院信息工程学院, 江西 南昌 330099)

**摘要:** 在本体工程中, 处于演变过程中的本体常出现不一致性问题, 这将导致基于本体的推理失效. 为解决推理失效的问题, 提出了一种新的处理 DL-Lite 本体实例断言中冲突的不一致容忍语义, 讨论了新的不一致容忍语义与已有的不一致容忍语义的关系, 给出了在新定义的不一致容忍语义下的修复算法并做了新语义下推理任务的复杂度分析.

**关键词:** DL-Lite; 合取查询; 不一致处理; 不一致容忍语义

**中图分类号:** TP 391 **文献标志码:** A **DOI:** 10.16357/j.cnki.issn1000-5862.2016.04.10

## 0 引言

在实际应用中, 知识库的构建往往借助于本体技术, 而知识库中的本体并非静态的实体, 常处于扩展、重用、融合等演变的过程中. 在该过程中, 要保证高质量的本体数据是一个不易处理的问题, 易引起本体的不一致性问题<sup>[1]</sup>. 由于描述逻辑的本体在不一致存在的情况下的推理将得到任意的结论, 这将导致推理任务失效, 因而本体中的不一致性是一类必须要解决的问题. 通常来说, 对本体中不一致性问题通常有 2 类处理方法: (i) 诊断并且修复本体中出现的<sup>[2-3]</sup>; (ii) 不一致处理方法是使用非标准的推理模式. 应用非标准推理方法避开本体中的不一致信息, 在不一致存在的情况下实现有意义的推理<sup>[4]</sup>. 本文考虑第 2 类方法, 在研究人员 D. Lembo 等<sup>[5]</sup>和 M. Bienvenu<sup>[6]</sup>工作的基础上, 提出了一种新的不一致容忍语义, 实现更为高效的针对 DL-Lite 不一致本体的推理方法.

## 1 理论基础

### 1.1 DL-Lite

本文的研究对象是一类轻量级的描述逻辑 DL-Lite, 它能够捕获数据库中的实体关系模型和统一建模语义中类图的大部分知识, 同时能保证多项式

时间的推理复杂度<sup>[7]</sup>. DL-Lite 中的角色和概念的形式化定义为  $B \rightarrow A \mid \exists R, R \rightarrow P \mid P^-, C \rightarrow B \mid \neg B, E \rightarrow R \mid \neg R$ . 在形式化定义中  $A$  是原子概念,  $P$  是原子角色,  $P^-$  是原子角色的逆,  $B$  是基本概念, 它的语法形式为原子概念或者为  $\exists R$ , 这里  $R$  是基本角色, 它的语法形式为原子角色或者原子角色的逆,  $C$  为一般概念, 它的语法形式为基本概念或者基本概念的否定,  $E$  为一般角色, 它的语法形式为基本角色或者基本角色的否定.

基于 DL-Lite 的本体由术语断言集合 (TBox) 与实例断言集合 (ABox) 组成, 记为  $O = \langle T, A \rangle$ .  $T$  是关于概念包含公理的集合, 其中概念包含公理的语法形式为  $B \subseteq C$ .  $A$  是实例断言的集合, 包括概念实例断言和角色实例断言, 语法形式为  $A(a)$  或  $P(a, b)$ . 为了提高语言的表达能力, DL-Lite 可以做以下 2 个方面的扩展: (i) 角色包含的扩展, 增加了角色包含公理, 其语法形式为  $R \subseteq E$ ; (ii) 函数断言的扩展, 增加形式  $(\text{funct } R)$  的函数断言, 为了保证逻辑上的易处理, 若在 TBox 中存在形如  $R_1 \subseteq R_2$  的角色包含公理, 则该 TBox 中不能存在  $(\text{funct } R_2)$  和  $(\text{funct } R_2^-)$ . DL-Lite 的语义是通过解释来定义, 一个解释  $I = \langle \Delta^I, \bullet^I \rangle$ , 其中  $\Delta^I$  为非空解释域,  $\bullet^I$  为解释函数. 解释函数将一个概念  $A$  解释为一个集合  $A^I$ , 将一个原子角色  $P$  解释为一个关系. 若一个解释  $I$  满足本体  $O$  中的所有公理, 则称该解释  $I$  为  $O$  的一个模型, 一个本体如果存在至少一个模型, 则这个本

收稿日期: 2016-04-23

基金项目: 国家自然科学基金(61272378)和江西省教育厅青年科学基金(GJJ12643)资助项目.

通信作者: 付雪峰(1978-), 男, 江西高安人, 讲师, 博士, 主要从事知识图谱中不一致性问题处理的研究.

体是可满足的  $\mathcal{O}$  的所有模型记为  $Mod(\mathcal{O})$ ; 当  $\mathcal{O}$  中的所有模型都是公理  $\phi$  的模型时, 称  $\mathcal{O}$  逻辑蕴涵  $\phi$ , 记为  $\mathcal{O} \models \phi$ .

DL-Lite 中的推理任务主要包括实例检测、知识库的可满足性以及查询应答等, 其中查询应答主要关注的是合取查询以及合取查询的并. DL-Lite 中的合取查询 (conjunctive query, CQ)  $q$  的形式为  $\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$ ,  $q_i$  的形式为  $A(x)$  或  $R(x_1, x_2)$ ,  $A$  表示原子概念,  $R$  表示原子角色,  $x, x_1, x_2$  是个体常量或者变量. 多个合取查询的并 (union of conjunctive queries, UCQ) 是 1 类复杂的查询. 在 DL-Lite 中, UCQ 的 1 阶逻辑的形式化定义为

$$Q(\vec{x}) \leftarrow \bigvee_{i=1, 2, \dots, n} \exists \vec{y}_i \text{conj}_i(\vec{x}, \vec{y}_i),$$

其中每个  $\text{conj}_i(\vec{x}, \vec{y}_i)$  是一个合取查询,  $\vec{x}$  为特征变量,  $\vec{y}_i$  为非特征变量. 变量  $\vec{x}$  的大小代表查询  $Q$  中参数的个数, 若参数的个数为 0, 则这个 UCQ 为一个布尔查询.

## 1.2 不一致容忍语义

描述逻辑中的不一致容忍语义源于不一致数据库查询数据库中的修复概念<sup>[8]</sup>, 其目的是获取不一致数据库中的最大一致子集. D. Lembo 等<sup>[9]</sup> 将数据库中的修改概念扩展到基于描述逻辑的知识库中, 提出了针对 DL-Lite 的 AR-语义和 IAR-语义.

**定义 1** 给定一个 DL-Lite 本体  $\mathcal{O} = \langle T, A \rangle$ , 关于本体  $\mathcal{O}$  的 AR-修复 (ABox Repair, AR) 是实例断言集合  $A$  的一个子集  $A'$ , 满足以下条件: (i)  $A' \subseteq A$ ; (ii)  $Mod(\langle T, A' \rangle) \neq \emptyset$ ; (iii) 不存在  $A$  的子集  $A''$ , 满足  $Mod(\langle T, A'' \rangle) \neq \emptyset$ , 其中  $A' \subseteq A'' \subseteq A$ .

对本体  $\mathcal{O}$  的 AR-修复集合记为  $AR-Rep(\mathcal{O})$ . 如果  $\mathcal{O}$  是一致的本体,  $\mathcal{O}$  的 AR-修复就是它本身. 此外, 对于本体  $\mathcal{O}$  的一个 AR-修复  $A'$  和一个公理  $\phi$ , 若  $\langle T, A' \rangle \models \phi$ , 则称本体  $\mathcal{O}$  AR-蕴涵  $\phi$ , 记为  $\mathcal{O} \models_{AR} \phi$ .

从定义 1 可以看出, 任意一个本体  $\mathcal{O}$  的 AR-修复都是 ABox 关于 TBox 的一个最大一致子集. 在 AR-修复的基础上, D. Lembo 等定义了 AR-修复的交 (Intersection of ABox Repair, IAR). 本体  $\mathcal{O}$  在 IAR-修复下的集合记为  $IAR-Rep(\mathcal{O})$ ,  $IAR-Rep(\mathcal{O}) = \bigcap_{A_i \in AR-Rep(\mathcal{O})} A_i$ . 同样对于公理  $\phi$ , 若在 IAR-修复下满足  $\langle T, IAR-Rep(\mathcal{O}) \rangle \models \phi$ , 则称本体  $\mathcal{O}$  IAR-蕴涵  $\phi$ , 记为  $\mathcal{O} \models_{IAR} \phi$ .

虽然上述不一致容忍语义能实现不一致本体中的有效推理, 但这 2 类语义下的修复操作会丢失本体中有效的信息, 为此 M. Bienvenu 等<sup>[8]</sup> 在 AR-语

义的基础上提出了一种封闭的修复语义, 称为 ICR-语义 (Intersection of Closed Repairs, ICR).

**定义 2** 给定一个 DL-Lite 本体  $\mathcal{O} = \langle T, A \rangle$ , 本体  $\mathcal{O}$  的封闭的 ABox 修复的交是实例断言集合的一个子集, 记为  $ICR-Rep(\mathcal{O}) = \bigcap_{\varphi \in AR-Rep(\mathcal{O})} cl_T(\varphi)$ . 假设  $\phi$  是一个公理, 若满足  $\langle T, ICR-Rep(\mathcal{O}) \rangle \models \phi$ , 则称公理  $\phi$  被本体  $\mathcal{O}$  ICR-蕴涵, 记为  $\mathcal{O} \models_{ICR} \phi$ .

这里  $cl_T(\varphi)$  表示实例断言  $\varphi$  关于 TBox 的闭包,  $cl_T(\varphi) = \{\psi \mid \langle T, \varphi \rangle \models \psi\}$ . 下面应用一个实例来描述这 2 类不一致容忍语义的特点.

**例 1** 给定一个 DL-Lite 的本体  $\mathcal{O} = \langle T, A \rangle$ , 其中  $T = \{X \subseteq C, X \subseteq \neg B, B \subseteq E, X \subseteq E, \exists R \subseteq X, \exists R^- \subseteq D\}$ ,  $A = \{X(c), X(a), R(a, b), B(a)\}$ .

从本体中不难发现  $a$  是概念  $B$  和  $\neg B$  的实例, 这导致本体的不一致, 为此, 应用不一致容忍语义来获取对本体的修复.

根据定义 1 可得, 本体  $\mathcal{O}$  的 AR 修复由以下 2 个 ABox 组成:  $AR-Rep_1(\mathcal{O}) = \{X(c), X(a), R(a, b)\}$ ,  $AR-Rep_2(\mathcal{O}) = \{X(c), B(a)\}$ , 可得  $IAR-Rep(\mathcal{O}) = AR-Rep_1 \cap AR-Rep_2 = \{X(c)\}$ .

根据定义 2 可得, 本体  $\mathcal{O}$  的 ICR 修复为  $ICR-Rep(\mathcal{O}) = \{X(c), \neg B(c), C(c), E(a)\}$ , 其中  $E(a)$  并不能由  $\langle T, IAR-Rep(\mathcal{O}) \rangle$  蕴涵, 因而 ICR 语义下的修复比 IAR 语义下的修复保留了更多有效的信息.

## 2 新的不一致容忍语义

在经典的 AR-语义和 ICR-语义下能实现不一致本体上有效的推理, 然而 AR-语义下的修复会丢失有效的信息; 而 ICR-语义则要计算每个 AR 修复中的公理关于 TBox 的闭包, 这在 ABox 规模较大的情况下将耗费大量的计算, 不适宜实际的应用. 同时从例 1 可以发现, 不同的 AR-修复包含较多相同的实例断言公理, 这导致在 ICR-语义下的修复要做大量重复的封闭计算. 为此, 结合 IAR-语义, 提出一种实用的基于封闭的不一致容忍语义 IPCR-语义, 其定义如下.

**定义 3** 给定一个 DL-Lite 本体  $\mathcal{O} = \langle T, A \rangle$ , 本体  $\mathcal{O}$  的实用的封闭的 ABox 修复的交 (Intersection of Practical Closed Repairs, IPCR) 是成员断言集合的一个子集, 记为  $IPCR-Rep(\mathcal{O}) = IAR-Rep(\mathcal{O}) \cup \{\bigcap_{\varphi \in \{AR-Rep(\mathcal{O})/IAR-Rep(\mathcal{O})\}} cl_T(\varphi)\}$ . 假设  $\phi$  是一个公理, 若

满足  $\langle T \text{IPCR-Rep}(O) \rangle \models \phi$ , 则称公理  $\phi$  被本体  $O$  *IPCR-蕴涵*, 记为  $O \models_{\text{IPCR}} \phi$ .

新定义的不一致容忍语义, 将所有 AR-语义下的修复的公共部分抽取出来, 这样避免了对重复实例断言关于 TBox 封闭的计算, 减少了大量的计算, 同时并没有降低语义的表达能力.

**例 2** 考虑例 1 中的本体  $O = \langle T A \rangle$ , 计算该本体在新不一致容忍语义下的修复.

首先从每个 AR 修复中抽出 IAR 修复的实例断言集合, 只计算余下的实例断言关于 TBox 的封闭, 最后取这些实例断言集合的并, 得  $\text{IPCR-Rep}(O) = \{X(c) \sqcup E(a)\}$  和例 1 中的  $\text{ICR-Rep}(O)$  相比, 少了实例断言  $\neg B(c)$  和  $C(c)$ , 由于这 2 个公理能够被  $\langle T X(c) \rangle$  蕴含, 因而新的语义并没有减弱 ICR 语义的表达能力, 同时减少了实例断言封闭的计算量.

### 3 新不一致容忍语义下的推理

新的不一致容忍语义是在以往经典语义的基础上演化而来, 本节首先将讨论他们之间的关系.

**定理 1** 假定  $O$  是一个 DL-Lite 的本体, 公理  $\phi$  是本体 ABox 中的一个实例断言, 若  $O \models_{\text{IPCR}} \phi$  则有  $O \models_{\text{ICR}} \phi$ .

证  $O \models_{\text{IPCR}} \phi$  表明  $\langle T \text{IPCR-Rep}(O) \rangle \models \phi$ , 从定义 3 可得  $\langle T \text{IAR-Rep}(O) \rangle \models \phi$  或  $\langle T,$

$$\bigcap_{\varphi \in \{\text{AR-Rep}(O) / \text{IAR-Rep}(O)\}} \text{cl}_T(\varphi) \rangle \models \phi.$$

若满足  $\langle T,$   

$$\bigcap_{\varphi \in \{\text{AR-Rep}(O) / \text{IAR-Rep}(O)\}} \text{cl}_T(\varphi) \rangle \models \phi$$
, 由于  $\bigcap_{\varphi \in \{\text{AR-Rep}(O) / \text{IAR-Rep}(O)\}} \text{cl}_T(\varphi)$  是  $\text{ICR-Rep}(O)$  的真子集, 因而有  $O \models_{\text{ICR}} \phi$ .

若满足  $\langle T \text{IAR-Rep}(O) \rangle \models \phi$  根据定义 1 可得  $\text{IAR-Rep}(O)$  包含有任意一个  $\text{AR-Rep}(O)$ , 对于公理  $\varphi \in \text{IAR-Rep}(O)$  有  $\varphi \in \text{AR-Rep}(O)$ , 即  $\text{IAR-Rep}(O)$  同样是  $\text{ICR-Rep}(O)$  的子集, 因而有  $O \models_{\text{ICR}} \phi$ .

接下来将讨论 DL-Lite 中提供的推理任务的一些特性, 主要涉及实例检测、知识库的可满足性以及查询应答等. 为了描述新语义下各类推理的复杂度, 下面将给出基于 IPCR-语义下的修复算法, 修复算法的目的是找出语义约束下的最大一致子集. 首先是找出所有的不一致信息, 本文考虑的是在 TBox 一致的情况下, 有 ABox 引起的不一致问题, 这在 DL-Lite 中就是一个实例同时属于一对不相交概念, 具体算法描述如算法 1 所示. 算法中将引用文献 [10-15] 中的不一致容忍语义修复算法

Compute-IAR-Repair.

**算法 1** *Compute-IPCR-Repair*( $O$ )

输入: DL-Lite 本体  $O = \langle T A \rangle$

输出: IPCR-语义下的修复结果

(i)  $A_1 = \text{Compute-IAR-Repair}(O)$ ;

(ii)  $A' = A / A_1$ ;

(iii)  $A'' = \emptyset$ ;

(iv) for each pair of  $\{\phi_1, \phi_2\} \in A'$  do

(v) if  $\langle T \{\phi_1, \phi_2\} \rangle$  unsatisfiable

(vi)  $A'' \leftarrow A'' \cup \{\text{cl}_T(\phi_1) \cup \text{cl}_T(\phi_2)\}$ ;

(vii) end if

(viii) end for

(ix) return  $A_1 \cup \text{Compute-IAR-Repair}(\langle T A'' \rangle)$ .

**定理 2** 设  $O = \langle T A \rangle$  是一个 DL-Lite 的本体, 算法 *Compute-IPCR-Repair* 能在多项式时间内完成, 且  $\text{IPCR-Rep}(O) = \{\text{Compute-IPCR-Repair}(O)\}$ .

证 算法 *Compute-IPCR-Repair*( $O$ ) 的第 1 行调用了算法 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ), 第 2 行返回从  $A$  中去除 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ) 后的实例断言集合  $A'$ . 从文献 [9] 中的定理 5 可得算法 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ) 的能在多项式时间内完成, 因而这部分算法也能在多项式时间内完成; 在算法第 4 行到第 8 行中, 循环从集合  $A'$  中取出实例断言对, 判断是否可满足, 从文献 [7] 中可得 DL-Lite 知识库的可满足性判断能在多项式时间完成; 算法的第 9 行再次调用了算法 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ); 综上所述, 算法 *Compute-IPCR-Repair*( $O$ ) 能在多项式时间内完成.

下面考虑算法 1 是否就是 IPCR-语义下修复的结果. 算法 1 的第 1 行就调用了 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ), 从文献 [9] 中的引理 1 可知其结果就是  $\text{IAR-Rep}(O)$ , 这部分结果将在第 9 行中返回, 从  $\text{IPAR-Rep}(O)$  的定义可知其包含这部分的公理集合. 对于  $\text{IPAR-Rep}(O)$  修复的第 2 部分, 从算法 1 的角度来考虑, 实例断言对  $\phi_1, \phi_2$  引起本体的不一致表明这 2 个公理一定不属于  $\text{IAR-Rep}(O)$  而是分属 2 个不同的  $\text{AR-Rep}(O)$ , 即  $\phi_i \in \{\text{AR-Rep}(O) / \text{IAR-Rep}(O)\}$ , ( $i = 1, 2$ ). 在算法的第 6 行将计算这类实例断言公理关于 TBox 的封闭  $\text{cl}_T(\phi_i)$  ( $i = 1, 2$ ) 并在第 9 行的后半部分计算了这类实例断言公理的封闭的并的 IAR-修复, 即  $\bigcap_{\varphi \in \{\text{AR-Rep}(O) / \text{IAR-Rep}(O)\}} \text{cl}_T(\varphi)$ . 因此, 算法 1 的输出结果是 IPCR-修复. 下面用一个示例来描述算法 *Compute-IPCR-Repair* 运行过程.

**例 3** 继续考虑例 1 中的本体  $O = \langle T A \rangle$ , 计算

该本体在算法 *Compute-IPCR-Repair* 下的修复结果.

算法首先获取 *Compute-IAR-Repair*( $O$ ) 的结果,从例1可得  $IAR-Rep(O) = \{X(c)\}$ . 这样从算法第2行可得  $A' = \{X(a), R(a, b), B(a)\}$ . 接下来比较实例断言公理对是否引起不一致,可得  $\{X(a), B(a)\}$  以及  $\{R(a, b), B(a)\}$ , 计算导致本体不一致的实例断言公理集合中的每个公理关于  $TBox$  的封闭可得  $\{X(a), R(a, b), B(a), E(a)\}$ , 计算此集合的 *IAR-Rep* 可得  $\{E(a)\}$ , 这样算法最终返回  $\{X(c), E(a)\}$ .

根据定理2, 可以得 *IPCR*-语义下的修复算法能在多项式时间内完成, 又由于在 DL-Lite 本体中, 实例检测的时间复杂度为 PTIME<sup>[7]</sup>, 因而能得到在 *IPCR*-语义下的实例检测任务是易处理的, 是一个多项式复杂度的推理任务, 如定理3所示.

**定理3** 假定  $O = \langle T, A \rangle$  是一个 DL-Lite 的本体, 公理  $\phi$  是本体  $ABox$  中的一个成员断言, 判定是否满足  $O \models_{IPCR} \phi$  的推理的数据复杂度是 PTIME.

最后, 讨论在新定义的语义下合取查询的数据复杂度.

**定理4** 假定  $O$  是一个 DL-Lite 的本体,  $Q$  是一个合取查询的并(UCQ), 判定是否满足  $O \models_{IPCR} Q$  的推理的算法复杂度是 PTIME.

**证** 从定理2中可以得到  $IAR-Rep(O) = \{Compute-IPCR-Repair(O)\}$ . 同时, 在 *IPCR*-语义的基础上可得到, 对于任意的一个 UCQ  $Q$ , 如果  $A'$  是本体  $O$  的 *IPCR*-修复, 那么  $O \models_{IPCR} Q$  当且仅当  $\langle T, A' \rangle \models Q$ . 文献[10]中证明在 DL-Lite 中 UCQ 蕴涵是易处理的推理任务, 在定理2中又有 *Compute-IAR-Repair* 是一个多项式复杂度的算法, 因而推理任务  $O \models_{IPCR} Q$  能在多项式时间内完成, 即其推理的算法复杂度为 PTIME.

## 4 结论

本文在经典的不一致容忍语义的基础上, 提出了一种新的针对 DL-Lite 的不一致容忍语义 *IPCR*-语义, 新语义能够尽可能的保持更多的有效信息, 同时减少了本体中实例断言关于  $TBox$  封闭的计算量, 有利于在实践中的应用; 最后, 提出了新语义下的不一致本体修复算法并讨论了在新语义下推理任务的复杂度. 将来的工作将考虑将新的不一致容忍语义推广的表达能力更强的描述逻辑语义中, 并在实际的本体上展开对比实验.

## 5 参考文献

- [1] 付雪峰, 漆桂林, 张勇. 基于图的不一致容忍语义下的查询应答方法 [J]. 计算机研究与发展, 2016, 53(2): 303-315.
- [2] Schlobach S, Huang Z, Cornet R, et al. Debugging incoherent terminologies [J]. Journal of Automated Reasoning, 2007, 39(3): 317-349.
- [3] Fu Xuefeng, Qi Guilin, Zhang Yong, et al. Graph-based approaches to debugging and revision of terminologies in DL-Lite [J]. Knowledge Based Systems, 2016, 100(5): 1-12.
- [4] Schlobach S, Cornet R. Non-standard reasoning services for the debugging of description logic terminologies [C]. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2003: 355-362.
- [5] Lembo D, Lenzerini M, Rosati R, et al. Query rewriting for inconsistent DL-Lite ontologies [C]. Heidelberg: Springer, 2011: 155-169.
- [6] Bienvenu M. Inconsistency-tolerant conjunctive query answering for simple ontologies [EB/OL]. [2016-03-15]. [http://www.ceur-ws.org/Vol-846/paper\\_29.pdf](http://www.ceur-ws.org/Vol-846/paper_29.pdf).
- [7] Calvanese D, De Giacomo G, Lembo D, et al. Tractable reasoning and efficient query answering in description logics: the DL-Lite family [J]. Journal of Automated reasoning, 2007, 39(3): 385-429.
- [8] Bienvenu M. On the complexity of consistent query answering in the presence of simple ontologies [C]. Palo Alto: AAAI Press, 2012: 705-711.
- [9] Lembo D, Lenzerini M, Rosati R, et al. Inconsistency-tolerant semantics for description logics [C]. Heidelberg: Springer-Verlag, 2010: 103-117.
- [10] Poggi A, Lembo D, Calvanese D, et al. Linking data to ontologies [J]. Journal on Data Semantics, 2008, 10(1): 133-173.
- [11] 周丽平, 黄厚宽, 漆桂林, 等. 一种在 DL-Lite 中计算本体最小不可满足保持子集的算法 [J]. 计算机研究与发展, 2011, 48(12): 2334-2342.
- [12] 周丽平, 黄厚宽, 瞿有利. 一种面向 DL-Lite 本体原子断言的不一致度量算法 [J]. 南京大学学报: 自然科学版, 2010, 46(2): 115-121.
- [13] 程经纬. 模糊描述逻辑本体合取查询研究 [D]. 沈阳: 东北大学, 2010.
- [14] 李韧. 基于 Hadoop 的大规模语义 Web 本体数据查询与推理关键技术研究 [D]. 重庆: 重庆大学, 2013.
- [15] 徐德智, 廖晖寰, 徐连君. 面向模块重用的描述逻辑 SHJF 本地性规则研究 [J]. 计算机科学, 2015, 42(1): 249-252.

(下转第395页)

段滤波器 [J]. 华东交通大学学报 2012 29(6):6-10.

## Triple-Band Bandpass Filters Based on Asymmetric Fork Stub-loaded Resonator

LIU Haiwen ,RAO Lingxin ,LIU Jianwei ,WEN Pin ,REN Baoping ,ZHU Shuangshuang  
( School of Information Engineering ,East China Jiaotong University ,Nanchang Jiangxi 330013 ,China)

**Abstract:** A novel Triple-mode resonator using asymmetric fork stub-loaded is proposed in this paper. The modes of the resonator can be independently controlled by adjusting the electrical length of asymmetric fork stub-loaded. A tri-band filter with three center frequencies at 2.08 GHz, 2.42 GHz and 3.04 GHz is designed and fabricated on 0.8-mm substrate. The measured results are given and show a good agreement with the theoretical analysis.

**Key words:** Stub-loaded; Triple-mode resonator; Tri-band; Fork resonator; Bandpass filter( BPF)

( 责任编辑: 冉小晓)

( 上接第 385 页)

## The New Inconsistency-Tolerant Semantics for DL-Lite

LIU Qiuyun<sup>1</sup> ,FU Xuefeng<sup>2\*</sup>

( 1. College of Mathematics and Information Science ,Jiangxi Normal University ,Nanchang Jiangxi 330022 ,China;

2. School of Information Engineering ,Nanchang Institute of Technology ,Nanchang Jiangxi 330099 ,China)

**Abstract:** In ontology engineering ,inconsistency will appear in the evolution process of ontologies and the inconsistency of ontologies will lead to the invalidity of reasoning. In order to resolve the problem of reasoning invalid ,a new inconsistency-tolerant semantics for dealing with inconsistencies in DL-Lite ontologies has been proposed. The advantage of our inconsistency-tolerant semantics over existing ones has been discussed and the data complexity of union of conjunction queries entailment under the new semantics has been studied.

**Key words:** DL-Lite; conjunction query; inconsistency handling; inconsistency-tolerant

( 责任编辑: 冉小晓)