

一种描述逻辑与逻辑程序相结合的杂合系统 DLclog^{*}

杨方凯⁺, 陈小平

(中国科学技术大学 计算机科学与技术系 多主体系统实验室,安徽 合肥 230027)

A Hybrid System DLclog Integrating Description Logics and Rules

YANG Fang-Kai⁺, CHEN Xiao-Ping

(Multi-Agent System Laboratory, Department of Computer Science, University of Science and Technology of China, Hefei 230027, China)

+ Corresponding author: E-mail: fkyang@mail.ustc.edu.cn

Yang FK, Chen XP. A hybrid system DLclog integrating description logics and rules. Journal of Software, 2008,19(12):3100-3110. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/3100.htm>

Abstract: Based on the vision of the Semantic Web, DLclog, a new hybrid formalism combining description logics (DL) and logic programming (LP), is described, which extends DL+log from syntax and semantics. In DLclog, negative dl-atoms can occur in the bodies of the rules, and are interpreted non-classically by McCarthy's parallel circumscription, i.e., the extents of these DL predicates are minimized with the extents of all other DL predicates varying. In this way, the Nonmonotonic Semantics (NM-Semantics) of DL+log is extended to the Nonmonotonic Circumscriptive Semantics (NMC-Semantics), and therefore, DLclog becomes the hybrid system with the stronger expressiveness and reasoning abilities. A decision procedure is given when DL ontology is written in ALCIO or ALCQO and roles are not allowed to occur in negative dl-atoms, and the complexity is analyzed.

Key words: circumscription; description logic; hybrid integration; logic programming rule; semantic Web

摘要: 面向语义 Web 的需求,提出了一种新的描述逻辑与逻辑程序结合的杂合系统 DLclog,它从语法和语义两方面扩展了 Rosati 提出的 DL+log 系统.在 DLclog 中,负 DL 原子可以出现在逻辑程序规则体中,并且使用 McCarthy 的并行限制(parallel circumscription)对其进行非经典解释,即出现在规则体中的 DL 谓词在其他 DL 谓词的解释任意发生变化的情况下,其外延在 DL 本体的模型中被解释为最小.使用这种方法,DL+log 的非单调语义(NM-semantics,简称 NM 语义)被扩展成了 DLclog 的非单调限制语义(nonmonotonic circumscriptive semantics,简称 NMC 语义),从而成为目前表达能力和推理能力最强的杂合系统.此外,在 DL 本体使用 ALCIO 和 ALCQO 书写,且不允许属性(role)出现在规则中的失败否定(NAF)之后时,还给出了可靠完全的推理算法和 NMC 语义下可满足性的判定复杂度.

关键词: 限制;描述逻辑;杂合系统;逻辑程序规则;语义 Web

中图法分类号: TP301 文献标识码: A

由于语义 Web 应用需求的推动,描述逻辑(description logics,简称 DL)与逻辑程序(logic program,简称 LP)

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60745022 (国家自然科学基金); the National Basic Research Program of China under Grant No.2003CB317000 (国家重点基础研究发展计划(973))

Received 2007-05-10; Accepted 2007-10-26

规则的结合是当今国内外语义 Web 研究的热点问题,大部分研究工作主要集中在描述逻辑与 Datalog 规则的结合上.其中,DL+log^[1]是一系列工作的最新结果:DL-log^[2],r-hybrid^[3],r⁺-hybrid^[4].这类工作的特点是,描述逻辑与逻辑程序规则通过一个基于经典理论的单独模型(single-model)进行交互而实现杂合语义和杂合推理^[5].

但是,DL+log 在表达能力上有一个严重的缺陷,即在规则中,DL 谓词不能出现在失败否定(negation as failure,简称 NAF)“not”之后.这种语法上的限制造成无法以当前在 DL 本体中推不出的事实为前提,在规则中推出新的结论,也就不能满足很多实际需要,如封闭世界推理、缺省推理等.若要弥补这一缺陷,必须在规则中引入负 DL 原子,即允许 DL 谓词出现在 NAF 之后,并且对这些 DL 谓词进行非经典解释,这涉及到在语法和语义两个层面上对 DL+log 的扩展.它面临的困难在于,描述逻辑使用基于开放世界假设(open world assumption,简称 OWA)的经典语义,因此必须要引入一种“封闭世界”的解释方法,把推不出的结论解释为它的否定;此外,还希望这种封闭世界语义能够透明地集成到 DL+log 原有的语义中,并且保证这种扩展对原有的描述逻辑语义、逻辑程序语义和 DL+log 语义保持一定程度的“忠实性”.最后,这种语言扩展应该能够使用简明的,模型论方式来定义,并且,考虑到语义 Web 的实际应用,最好可以判定并且有推理算法.

在这种背景下,本文从语法和语义上扩展了 DL+log,提出了一种新的杂合耦合系统 DLclog,并且在 DLclog 的语义定义中,成功的实现了上述目标.本工作的早期版本是文献[6,7].在语法上,DLclog 向逻辑程序规则引入了负 DL 原子.在语义上,DL+log 的非单调语义(nonmonotonic semantics,简称 NM 语义)被扩展成为非单调限制语义(nonmonotonic circumscriptive semantics,简称 NMC 语义).其创新之处在于:在 DL+log 的 NM 语义中,规则中的 DL 原子是使用 DL 知识库的经典模型来求值的,而在 NMC 语义中,DL 原子的真值是通过 DL 知识库的“限制模型(circumscriptive models)”得到的,限制模型通过 McCarthy 的并行限制(parallel circumscription)定义^[8],等价于扩展封闭世界假设(extended close world assumption,简称 ECWA)^[9],因此,使用并行限制的方法定义的语义模型可以把 DL 本体中推不出的事实解释为它的否定,使得负 DL 原子得到非单调解释,并且避免了标准的封闭世界假设(closed world assumption,简称 CWA)^[9]中的一些反直观情况.此外,由于在 NMC 语义中,限制模型仅用于对 DL 原子求值,是一个“中间模型”,并不影响 DL 和 LP 的语义,因此,NMC 语义可以对 DL 语义、LP 语义和 DL+log 的 NM 语义保持忠实:用户可以通过语法限制任意把知识库切换为这 3 种系统,而语义也会相应地变化.

DLclog 的 NMC 语义可满足性的判定问题目前仍然是一个开放问题,因为它涉及到另一个开放问题:概念固定限制 DL 知识库可满足的判定性问题^[10].但是,如果将 DLclog 进行一定的限制,即仅允许概念出现在负 DL 原子中,并且 DL 知识库只表达为 ALCIO 或 ALCQO 两种描述逻辑,本文给出了一种可靠、完全的推理算法,并且证明在这种情况下的判定 NMC 语义的可满足的复杂性为 NEXP^{NP}完全的.

本文第 1 节介绍 McCarthy 的并行限制、DL+log 的 NM 语义以及 DL 的限制扩展,这些是后续内容的背景知识.第 2 节介绍 DLclog 的语法定义和 NMC 语义定义.第 3 节给出它在限制情况下的推理算法及其复杂度.第 4 节讨论和比较相关工作.第 5 节则是结论和未来工作的讨论.受篇幅所限,省略了描述逻辑基本知识的介绍^[11].

1 背景知识

1.1 McCarthy 的并行限制(parallel circumscription)

本节简要介绍 McCarthy 提出的并行限制^[7].

对任意参数个数相同的谓词 P, Q , 定义 $P=Q$ 表示 $\forall x(P(x) \equiv Q(x))$, $P \leq Q$ 表示 $\forall x(P(x) \supset Q(x))$, $P < Q$ 表示 $(P \leq Q) \wedge \neg(P=Q)$. 令 P, Q 表示谓词 P_1, \dots, P_n 和 Q_1, \dots, Q_n , 且 P_i, Q_i 含有相同个数的参数(对于 $i=1, \dots, n$), 定义 $P=Q$ 表示 $(P_1=Q_1) \wedge \dots \wedge (P_n=Q_n)$, $P \leq Q$ 表示 $(P_1 \leq Q_1) \wedge \dots \wedge (P_n \leq Q_n)$, $P < Q$ 表示 $(P \leq Q) \wedge \neg(P=Q)$. 给定谓词集合 P, Z 和含有 P, Z 的一阶理论 A , 定义 $CIRC[A; P; Z]$ 为二阶表达式 $A(P, Z) \wedge \neg \exists pz(A(p, z) \wedge p < P)$. 其中 P 称为最小化的谓词集合, Z 称为固定的谓词集合. 其余的谓词称为变化的谓词集合.

下面给出 $CIRC[A; P; Z]$ 的语义定义. 对于语义结构 M_1, M_2 , 定义偏好关系 $M_1 <^{P, Z} M_2$ 为 (1) $\Delta^{M_1} = \Delta^{M_2}$, (2) 对每个不属于 P 和 Z 的常元 C , $C^{M_1} = C^{M_2}$, (3) $P_i^{M_1} \subset P_i^{M_2}$, 对 $i=1, \dots, n$. 且有:

定理 1. 令 M 是 $CIRC[A; P; Z]$ 的模型当且仅当 M 相应于 $<^{P, Z}$ 极小.

1.2 DL+log的语法和语义

DL+log 是一种描述逻辑与 Datalog 规则集成形成的杂合系统^[1].

1.2.1 语法

谓词字母表 Σ 被划分为 3 个不交的子集, 记为 $\Sigma = \Sigma_D \cup \Sigma_R \cup \Sigma_C$, 其中 Σ_C 是描述逻辑中概念名字的集合, Σ_R 是描述逻辑中属性名字的集合, Σ_D 是 Datalog 规则的谓词集合.

定义 1^[1]. 描述逻辑 DL, 一个含弱安全 Datalog^{∨,∧} 规则的 DL 知识库 K 是二元组 (O, P) , 其中:

(1) O 是 DL 知识库, 即二元组 (T, A) , 其中 T 称为 TBOX, A 称为 ABOX^[11].

(2) P 是如下形式的 Datalog^{∨,∧} 规则集合, 规则 R 的形式为:

$$R: H_1(X_1) \vee \dots \vee H_k(X_k) \leftarrow RB_1(Y_1), \dots, RB_m(Y_m), \text{not } RB_{m+1}(Y_{m+1}), \dots, \text{not } RB_s(Y_s), CB_1(Z_1), \dots, CB_n(Z_n),$$

使得对于正整数 k, m, n, s , 每个 $H_i(X_i), RB_i(Y_i), CB_i(Z_i)$ 是原子, $RB_i(Y_i)$ 是规则原子, $CB_i(Z_i)$ 是 DL 原子. 出现在失败否定 not 之后的原子称为负原子, 并且满足:

(2.1) H_i 是 DL 谓词或者是一个规则谓词;

(2.2) RB_i 是规则谓词;

(2.3) CB_i 是 DL 谓词;

(2.4) (Datalog 安全性). 每个在 R 中出现的变量都必须至少出现在 $RB_i(Y_i) \ 1 \leq i \leq m$ 或 $CB_j(Z_j) \ 1 \leq j \leq n$ 的一个原子中;

(2.5) (弱安全性). 每个出现在 $H_i(X_i)$ 中的变量都必须出现在 $RB_i(Y_i), \ 1 \leq i \leq m$ 的一个原子中.

1.2.2 DL+log 的非单调语义(NM-semantics, 简称 NM 语义).

DL+log 的语义采用标准名假设(standard names assumption, 简称 SNA), 即每个解释都是定义在一个固定的、可数无穷的论域 Δ 之上, 在每个解释中, 每个常元 c 都以同样的方式一一对应到 Δ 中的元素上. 因此, 在标准名下, 可以使用同样的符号来表示一个常元及其语义解释, 并且显而易见, 标准名假设蕴含了唯一名假设(unique names assumption, 简称 UNA). 使用标准名假设, 文献[3]重新定义了一阶逻辑上的可满足关系, 并指出标准名假设下对可满足关系的重定义不会影响任何 DL 在原有语义下的逻辑后承^[3,12].

给定解释 I 和一个谓词字母表 Σ , 定义 I_Σ 是 I 对 Σ 的投影, 即 I_Σ 是 I 中仅仅对 Σ 中各谓词的解释. 对常元集合 C , 定义 P 的常例(ground instantiation)为使用所有 C 中的常量对 P 中的所有规则的变元进行替换所得到的不含变元的规则集合, 记为 $gr(P, C)$.

定义 2. 给定 $\Sigma' \subset \Sigma$ 和 Σ' 上的解释 I 以及定义在 Σ 上的常例 $gr(P, C)$, 则定义 $gr(P, C)$ 相应与 I 的投影, 记作 $\Pi(gr(P, C), I)$, 为通过如下方式得到的常例: 对于规则 $R \in gr(P, C)$:

(1) 如果在 R 的头部存在原子 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \in r'$, 则删除 R .

(2) 如果在 R 的头部存在原子 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \notin r'$, 则从 R 的头部删除 $r(t)$.

(3) 如果在 R 的体中存在正文字 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \notin r'$, 则删除 R .

(4) 如果在 R 的体中存在正文字 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \in r'$, 则从 R 的体中删除 $r(t)$.

显然, 对于常例 $\Pi(gr(P, C), I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C})$, 其中不含有 DL 原子. 因此, 可以使用 Gelfond-Lifschitz 变换^[13]得到它的稳定模型. 于是, DL+log 的 NM 语义如下定义:

定义 3^[1]. 一个 $\Sigma_D \cup \Sigma_R \cup \Sigma_C$ 上的解释 I 是 $K=(O, P)$ 的 NM 模型, 当且仅当:

(1) $I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C}$ 满足 K ;

(2) I_{Σ_D} 是 $\Pi(gr(P, C), I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C})$ 的稳定模型. K 称为 NM 可满足当且仅当 K 至少有一个 NM 模型.

1.3 描述逻辑的限制扩展

描述逻辑与 McCarthy 的并行限制的结合, 是描述逻辑一个很重要的非单调扩展. 本节简要介绍描述逻辑的限制扩展的定义以及判定性和复杂性结论. 详细内容见参考文献[10].

给定描述逻辑 L , 令 Σ_C 是概念组成的集合, Σ_R 是属性组成的集合, Σ_I 是个体集合. 定义限制模式:

定义 4^[10]. 一个限制模式是元组 $CP = (\prec, M, F, V)$, 其中 \prec 是 M 上的严格偏好序, M, F, V 是 $\Sigma_R \cup \Sigma_C$ 的不相交子集, 分别表示极小化的、固定的和变化的谓词集合. \prec_{CP} 是定义在解释 I, J 上的偏好关系. $I \prec_{CP} J$ 定义为:

- (1) $\Delta^I = \Delta^J$ 并且对于任意 $a \in \Sigma_i$, 有 $a^I = a^J$.
- (2) 对任意 $p \in F, p^I = p^J$.
- (3) 对任意 $p \in M$, 如果 $p^I \subsetneq p^J$, 则存在 $q \in M, q \prec p$ 且 $q^I \subsetneq q^J$.
- (4) 存在 $p \in M$, 使得 $p^I \subsetneq p^J$, 且对所有 $q \in M, q \prec p$, 有 $q^I = q^J$. 如果 $M \cup F \subseteq \Sigma_C$, 则称 (\prec, M, F, V) 是一个概念限制模式.

有了限制模式的定义, 下面进一步定义限制知识库, 即描述逻辑知识库的限制扩展.

定义 5^[10]. 一个限制知识库定义为表达式 $CIRC_{CP}(T, A)$, 其中 T 是 TBOX, A 是 ABOX, CP 是一个限制模式 (\prec, M, F, V) , M, F, V 是在 T, A 中出现的谓词的划分. 解释 I 是 $CIRC_{CP}(T, A)$ 的模型, 如果它是 T 和 A 的模型, 并且不存在 T 和 A 的模型 J 使得 $J \prec_{CP} I$.

下文简单使用 $CIRC[O; M]$ 表示描述逻辑知识库 $O = (T, A)$ 上定义的限制知识库 $CIRC_{CP}(T, A)$ 且限制模式为 $CP = (\emptyset, M, \emptyset, \emptyset)$.

对于 ALCIO/ALCQO 表达的限制知识库, 有以下结论. 它表明, 对于 ALCIO/ALCQO 知识库, 仅概念被限制时, 一定可以被一个有限的模型满足.

引理 1^[10]. C_0 是概念, 对于 DL 本体 O , TBOX 为 T , ABOX 为 $A, M \subseteq \Sigma_C$, 令 $n = |C_0| + |T| + |A|$, 则

- (1) 若 T, A, C_0 是用描述逻辑 ALCIO 书写, 则 C_0 在 $CIRC[O; M]$ 的模型 I 中可以满足, 且 $|\Delta^I| \leq 2^{2^n}$;
- (2) 若 T, A, C_0 是用描述逻辑 ALCQO 书写, m 是在 T, A, C_0 的数量约束中出现的最大参数, 则 C_0 在 $CIRC[O; M]$ 的模型 I 中可满足, 且 $|\Delta^I| \leq 2^{2^n} \times (m+1) \times n$.

进一步有以下判定性和复杂性结论.

定理 2^[10]. 当限制知识库 $CIRC[O; M]$ 使用描述逻辑 ALCIO/ALCQO 表达且 $M \subseteq \Sigma_C$, 判断概念 C 在 $CIRC[O; M]$ 中的可满足性的复杂性上界为 $NExp^{NP}$.

如果极小化谓词集合 M 中存在属性, 则这种限制模式被称为概念固定限制模式. 其判定问题目前仍然是一个开放问题.

2 DLclog 的语法和语义

语法扩展主要体现在引入负 DL 原子上. 但是, 这种语法扩展并不能用简单的 NM 语义来实现, 而要相应地进行语义扩展, 得到非单调限制语义 (nonmonotonic circumscriptive semantics, 简称 NMC 语义).

2.1 DLclog 的语法

定义 6. 一个杂合知识库 K 是二元组 (O, P) , 其中 O 是 DL 本体, 包括 TBOX 和 ABOX (T, A) , P 是含有如下形式的 Datalog 规则的有限集合:

$$R: H_1(X_1) \vee \dots \vee H_k(X_k) \leftarrow RB_1(Y_1), \dots, RB_m(Y_m), \text{not } RB_{m+1}(Y_{m+1}), \dots, \text{not } RB_s(Y_s) \\ CB_1(Z_1), \dots, CB_n(Z_n), \text{not } CB_{n+1}(Y_{n+1}), \dots, \text{not } CB_t(Y_t),$$

其中, $H_i(X_i), RB_j(Y_j), CB_k(Z_k)$ 是原子, X_i, Y_j, Z_k 表示以变量作为分量的向量, not 为失败否定 (negation as failure, 简称 NAF). 令 C 表示可数无穷的名字集合. 规定:

- (1) H_i 是 DL 谓词或规则谓词.
- (2) RB_i 是规则谓词, $RB_i(Y_i)$ 称为规则原子.
- (3) CB_k 是 DL 谓词, $CB_k(Z_k)$ 称为 DL 原子. 且有如下安全条件: Datalog-safeness: R 中的每个变元都至少出现在一个 $RB_i(Y_i) (1 \leq i \leq m)$ 或 $CB_j(Z_j) (1 \leq j \leq n)$ 之中; DL-safeness: R 中的每个变元都出现在一个变元, 都出现在至少一个 $RB_i(Y_i) (1 \leq i \leq m)$ 之中.

定义 $Pred(P)$ 是 P 中所有的谓词集合, 定义 $atom_{\bar{C}}(R) = \{CB_j(Y_j) | n+1 \leq j \leq t\}$ 表示规则 R 中出现在 NAF 之后的 DL 原子, 同理, 定义 $atom_C^+(R) = \{CB_j(Y_j) | 1 \leq j \leq n\}$ 为 R 中的正出现的 DL 原子. 定义 R 中出现的所有 DL 原子

为 $atom_C(R) = atom_C^+(R) \cup atom_C^-(R)$. 最后, 定义 $M(P) = \{CB_i \mid CB_i(Z_i) \in atom_C^-(P)\}$.

2.2 DLclog 的语义

定义 DLclog 的语义所面临的主要困难是如何以合理的方式给出出现在 not 之后的 DL 原子以非单调的解释. 通过下面的例子可以看到, 直接使用 DL+log 的 NM 语义来解释负 DL 原子是反直观的, 因此必须加以扩展.

例 1: 给定 $KB=(O,P)$ 如下:

O	P
$\neg seaside \equiv notSC$	$R_1 : seasideCity(x) \leftarrow portCity(x), O(x), not notSC(x)$
$portCity(Barcelona)$	$O(Barcelona)$

可以得到 O 的两个经典模型 I_1 和 I_2 , 其中 $notSC(Barcelona) \in I_1$, $notSC(Barcelona) \notin I_2$. 使用 I_1 对 R_1 中的 DL 原子求值可以发现, 由于 I_1 把负 DL 原子 $notSC(Barcelona)$ 解释为真, R_1 被删除. 于是可以得到稳定模型 J_1 , 使得 $seasideCity(Barcelona) \notin J_1$. 但是, 当使用 I_2 对 R_1 中的 DL 原子求值时, 负 DL 原子被解释为假, 于是 R_1 没有被删除, 得到稳定模型 J_2 使得 $seasideCity(Barcelona) \in J_2$, 则有 $K \not\models_{NM} seasideCity(Barcelona)$. 这是一个不合乎直观的结论. 直观地看, 由于得不到 $notSC(Barcelona)$, R_1 不应该被删除, 而应该从 K 中推出 $seasideCity(Barcelona)$.

一种自然的方法是直接用封闭世界假设(closed world assumption, 简称 CWA)^[9]来对 O 的演绎闭包完备化, 即对于所有从 O 中推不出来的事实, 都将其否定加入到 O 的演绎闭包中. 但是, 它会出现以下问题.

例 2: 给定 $KB=(O,P)$ 如下:

O	P
$M \equiv P \sqcup Q$	$R_1 : r(x) \leftarrow O(x), not P(x)$
$M(a)$	$R_2 : r(x) \leftarrow O(x), not Q(x)$
	$O(a)$

在标准 CWA 下, 因为 $O \not\models P(a)$ 且 $O \not\models Q(a)$, 则完备后的演绎闭包为 $J = \{M(a), \neg P(a), \neg Q(a)\}$, 但 J 是不相容的, 于是也不再是 O 的模型. 对于上面的例子, 直观情况是, 使用 O 的两个模型 J_1 和 J_2 对 P 中的 DL 原子求值, 其中 $\{\neg P(a), Q(a)\} \subset J_1$, $\{P(a), \neg Q(a)\} \subset J_2$.

在本文中, 对该问题的解决方法是通过 McCarthy 的并行限制定义 O 的限制模型(circumscriptive model). 显然, 限制模型组成的集合是 O 所有经典模型组成集合的子集. 然后, 使用限制模型对 P 中的 DL 原子求值. 并行限制被证明为等价于扩展封闭世界假设(extended closed world assumption, 简称 ECWA)^[10], 它避免了使用 CWA 在例 2 中出现的问题. 可以发现, 例 2 中的 J_1, J_2 是 $CIRC[O; P, Q]$ 的模型, 即 O 的限制模型.

因此, 可以通过扩展 DL+log 的 NM 语义得到 DLclog 的非单调限制语义(nonmonotonic circumscriptive semantics, 简称 NMC 语义). 首先把定义 2 扩展到对负 DL 原子的投影上.

定义 7. 给定谓词集合 $\Sigma' \subset \Sigma$, 定义在 Σ' 上的解释为 I , 以及定义在 Σ 上的常程序 $gr(P, C)$, 令 $r(t)$ 为 $gr(P, C)$ 中的文字, 则定义 $gr(P, C)$ 相应与 I 的投影, 记作 $\Pi gr(P, C), I$, 为从 $gr(P, C)$ 通过如下操作得到的程序: 对规则 $R \in P$,

- (1) 如果在 R 的头部存在原子 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \in r'$, 则删除 R .
- (2) 如果在 R 的头部存在原子 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \notin r'$, 则从 R 的头部删除 $r(t)$.
- (3) 如果在 R 的体中存在正文字 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \notin r'$, 则删除 R .
- (4) 如果在 R 的体中存在正文字 $r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \in r'$, 则从 R 的体中删除 $r(t)$.
- (5) 如果在 R 的体中存在负文字 $not r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \in r'$, 则删除 R .
- (6) 如果在 R 的体中存在负文字 $not r(t)$ 使得 $r \in \Sigma'$ 且 $t' \notin r'$, 则从 R 的头部删除 $r(t)$.

下面给出 DLclog 的 NMC 语义.

定义 8. 给定 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, 记 C 为 O 中显式出现的个体集合, 令 U, V, W 分别是语言 $\Sigma_R \cup \Sigma_C, \Sigma_R \cup \Sigma_C, \Sigma_D$ 上的解释的集合. 一个结构 $M=(U, V, W)$ 是 K 的 NMC 模型, 作 $M \models_{NMC} K$, 当且仅当:

- (1) 任取 $I \in U, I$ 是 O 在 DL 语义下的模型;
- (2) 任取 $I \in V, I \models CIRC[O;M(P)]$;
- (3) 任取 $J \in W$, 存在 $I_c \in V$ 使得 J 是 $\Pi(gr(P,C), I_c)$ 的稳定模型;

K 是 NMC 可满足的当且仅当它有一个 NMC 模型. 常原子 $p(c)$ 由 K 在 NMC 语义下推出, 记作 $K \models_{NMC} p(c)$ 当且仅当如果 $p \in \Sigma_R \cup \Sigma_C$, 则任取 $I \in U, I \models p(c)$; 如果 $p \in \Sigma_D$, 则任取 $J \in W, I \models p(c)$.

使用 NMC 语义可以合乎直观地解决前面提出的两个例子.

例 3(续例 1): 使用例 1 的杂合知识库, 分析以下 3 种情况:

(1) 查询 $seaside(Barcelona)$. 在 NMC 语义下, 出现在 NAF 之后的 DL 谓词 $notSC$ 被并行限制, 在 O 的限制模型把 $notSC(Barcelona)$ 解释为假, 于是当使用限制模型对 DL 原子求值时, $not\ notSC(x)$ 被删除而规则 R_1 不会被删除, 并且这是唯一的限制模型. 于是有 $K \models_{NMC} seaside(Barcelona)$.

(2) 查询 $notSC(Barcelona)$, 如同例 1, O 有两个经典模型 I_1 和 I_2 , 因此仍然有 $O \not\models_{NMC} notSC(Barcelona)$. 可见, 在 NMC 模型中, 限制模型并不会影响 O 的推理, 即 DL 部分的推理仍然保持单调和经典.

(3) 限制模型可以通过负 DL 原子向 DLclog 知识库引入非单调性. 例如, 如果向 O 中加入 $notSC(Barcelona)$, 则有 $K \models_{NMC} \neg seasideCity(Barcelona)$.

例 4(续例 2): 在例 2 的杂合知识库中, J_1, J_2 是 $CIRC[O;P,Q]$ 的限制模型. 使用它们对规则中的 DL 原子求值的两个稳定模型都含有 $r(a)$, 于是得到 $K \models_{NMC} r(a)$, 这是合乎直观的结果.

2.3 语义性质

NMC 语义是 DL+log 的 NM 语义的扩展. 当规则中没有负 DL 原子时, DLclog 在语法和语义两方面都会退化成 DL+log, 因此有如下定理:

定理 2. 对 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, 当 P 中没有负 DL 原子出现时, K 是 NMC 可满足当且仅当 K 是 NM 可满足的.

证明: 当 P 中没有负 DL 原子时, $M(P)=\emptyset$, 即没有谓词被限制, 于是对于解释 $I, I \models O$ 当且仅当 $I \models CIRC[O;\emptyset]$. 于是有 $U=V$. 上述命题成立. □

NMC 语义作为 NM 语义的合理扩展, 还体现在它对描述逻辑和逻辑程序的忠诚性上, 即描述逻辑和逻辑程序知识库都是 DLclog 的受限形式.

定理 I_1 对 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, (1) 如果 $P=\emptyset$, 则 K 是 NMC 可满足当且仅当 O 经典可满足; (2) 如果 $O=\emptyset$, 则 K 是 NMC 可满足当且仅当 P 有稳定模型.

证明: (1) 因为 $P=\emptyset$, 对于 K 的 NMC 模型 (U,V,W) , 有 $U=V$ 且 W 为任意非空集合. 显然, 在这种情况下, $U=\emptyset$ 当且仅当 O 在经典语义下可满足. (2) $O=\emptyset$, 则 U, V 可以是任意非空集合, $V \subseteq U$, 且 P 中没有 DL 原子. 于是, $W \neq \emptyset$ 当且仅当 P 有稳定模型. □

3 DLclog 的推理

一般情况的 DLclog 相应于 NMC 语义可满足性的判定问题目前仍然是一个开放问题, 因为它涉及到概念固定的限制知识库可满足性的判定问题, 而这一问题目前还是一个开放问题. 本节就 DLclog 的一个受限形式给出判定 NMC 语义可满足性的可靠、完全的推理算法, 并分析其复杂性.

在下面的讨论中, DLclog 将被限制为: (1) DL 本体使用描述逻辑 ALCIO 或者 ALCQO 书写; (2) 在规则中的负 DL 原子中只允许含有概念. 这种限制并没有减少 DLclog 的实用性: ① 研究使用 ALCIO/ALCQO 表达本体情况下的 DLclog 的复杂性, 是研究一般情况下 DLclog 判定复杂性的基础. ALCIO/ALCQO 是 OWL 本体描述语言 OWL-Lite/OWL-DL 的基础. 在 ALCIO/ALCQO 基础上扩展属性层次(role hierarchy, H)和传递属性(transitive role, T)可以得到强表达能力描述逻辑 SHOI 和 SHOQ, 而 SHOI 和 SHOQ 已经具备了进一步扩充成为 OWL-Lite (SHIF(D))和 OWL-DL (SHOIN(D))的构造符. 因此, 把 DLclog 的本体部分限制到 ALCIO/ALCQO, 不仅为研究使用 OWL 描述本体的 DLclog 提供了初步的结果, 而且也并未造成本体部分表达能力过多的削弱. ② 虽然不允许

属性出现在规则的失败否定之后,但是并不表明完全不能对属性进行非单调推理.如果原子 $R(x,a)$ 出现在规则体中的失败否定之后,其中 x 为变量, a 为常量,则可以引入新概念 C_R ,将 $R(x,a)$ 替换为 $C_R(x)$,并且添加公式 $C_R \equiv \forall R.\{a\}$ 到 DL 本体中.如果规则体中出现了 $\text{not } R(x,y),C(y)$,也引入新概念 C_{RC} ,将 $\text{not } R(x,y),C(y)$ 替换为 $\text{not } C_{RC}(x)$ 并且把公式 $C_{RC} \equiv \forall R.C$ 添加到 DL 本体中.

3.1 算法

给定 DLclog 知识库 $K=(O,P)$,令 $gr_p(P)$ 表示 $gr(P,C)$ 中的所有原子,且用 (G_P,G_N) 表示 $gr_p(P)$ 的划分.于是,定义 $P(G_P,G_N) = P \cup G_P \cup \{\leftarrow r(x) \mid r(x) \in \text{atom}_C(P)\}$.

进一步地,定义 $G_{PC} = G_P \cap gr(\text{atom}_C^-(P),C)$, $G_{NC} = G_N \cap gr(\text{atom}_C^-(P),C)$. 对于常原子集合 S ,用 $\neg S$ 表示 $\{\neg m(t) \mid m(t) \in S\}$,且 $\wedge G_{PC} = \wedge \{a : a \in G_{PC}\}$, $\wedge \neg G_{NC} = \wedge \{\neg a : a \in G_{NC}\}$.

下面定义解释 I 的导出划分.

定义 5^[3]. 令 I 为解释, (G_P,G_N) 是 $gr_p(P)$ 的划分,使得对于每个 $r(t) \in gr_p(P)$, $t \in r'$ 当且仅当 $r(t) \in G_P$,称 (G_P,G_N) 为由 I 导出的 $gr_p(P)$ 的划分.

以下定义计数公式(counting formulae)作为对 DL 的 TBOX 和 ABOX 的扩展.

定义 9^[11]. 计数公式 ϕ 是在一般概念包含公式(general concept inclusions)、ABOX 断言 $C(a)$ 及基数约束 $(C=n)$ 和 $(C < n)$ 上的布尔表达式,其中 C 是概念, n 是非负整数.使用 \wedge, \vee, \supset 作为表达式的联结词.解释 I 满足基数约束 $(C=n)$ 当且仅当 $|C^I|=n$,满足 $(C < n)$ 当且仅当 $|C^I| < n$. 模型 I 和计数公式 ϕ 的可满足性关系可以显然定义.

对于谓词集合 $M(P) = \{A_0, \dots, A_n\}$, 给定集合 $S \subseteq M(P)$, 定义:

$$\begin{aligned} C_S &= \prod_{A \in M(P)} A \prod_{A \in \{A_1, \dots, A_n\} - S} \neg A, \\ \xi_1 &= \wedge_{A \in M(P)} (\neg(A' \sqsubseteq A) \rightarrow \vee_{B \in M(P)} (B \sqsubseteq B')), \\ \xi_2 &= \vee_{A \in M(P)} (A' \sqsubseteq A) \wedge_{B \in M(P)} (B \equiv B'). \end{aligned}$$

对每个概念 C 和属性 R ,引入新的名字 C',R' .对概念 B ,用 B' 表示把其中每个概念 C 和属性 R 用 C',R' 替换的结果.对本体 O ,可以类似地定义 O' .下面给出的算法以一个判定含有计数公式的 ALCIO 或 ALCQO 本体的可满足性为神谕,检验一个 DLclog 知识库的 NMC 可满足性.

算法 1. 限制情况下 DLclog 的 NMC 可满足性判定算法.

Algorithm NMCSat-Restricted (O,P)

Input: DL 知识库 O ,规则集合 P .

Output: 如果知识库 (O,P) 为 NMC 可满足,返回 true,否则返回 false.

Begin

如果存在一个 $gr_p(P)$ 的划分 (G_P,G_N) 和一系列非负整数 $\{n_s \mid S \subseteq M(P)\}$ 满足下列条件:

- (1) $P(G_P,G_N)$ 有稳定模型
- (2) 一阶理论 $O \cup G_P \cup \neg G_N$ 可满足
- (3) 调用神谕得知 ϕ_1 可满足,其中

$$\phi_1 = (\wedge_{p \in O} p) \wedge (\wedge_{S \subseteq M(P)} (C_s = n_s)) \wedge (\wedge G_{PC}) \wedge (\wedge \neg G_{NC})$$

- (4) 调用神谕得知 ϕ_2 不可满足,其中

$$\phi_2 = (\wedge_{p \in O'} p) \wedge (\wedge_{S \subseteq M(P)} (C_s = n_s)) \wedge (\wedge G_{PC}) \wedge (\wedge \neg G_{NC}) \wedge \xi_1 \wedge \xi_2$$

则返回 true;否则,返回 false

End

3.2 正确性和复杂性

3.2.1 终止性

由引理 1 可以得到以下定理:

定理 4(NMCSat-Restricted(O,P)). 在有限时间内停止.

证明:显然可见,条件 1~条件 4 都在有限时间内停止.对于猜测步骤,共有 $2^{M(P)}$ 种划分,序列 $\{n_s | S \subseteq M(P)\}$ 中共有 $2^{M(P)}$ 个非负整数,根据引理 2, $n_s \leq 2^{4k}$, $k = |T| + |A|$.算法在有限时间内停止. \square

3.2.2 正确性

引理 2. 对于 DLclog 知识库 $K(O,P)$, I_D 是 $\Pi(gr(P,C), I_{\Sigma_C \cup \Sigma_R})$ 的稳定模型当且仅当 $I_{G_P} \cup I_D$ 是 $P(G_P, G_N)$ 的稳定模型.

证明:令 $P' = \Pi(gr(P,C), I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C}) \cup G_P \cup \{\leftarrow r(x) | r \in \Sigma_R \cup \Sigma_C\}$, 显然, P' 和 $P(G_P, G_N)$ 的稳定模型相同,两者等价.进一步地,由于 $\Pi(gr(P,C), I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C})$ 中不含 Σ_R 中的谓词,可以得到 P' 的稳定模型集合是 $\{I_{G_P} \cup I' | I' \text{ 是 } \Pi(gr(P,C), I_{\Sigma_R \cup \Sigma_C}) \text{ 的稳定模型}\}$. \square

引理 3. 对于一个 DLclog 知识库 $K(O,P)$,如果 O 使用 ALCIO 或 ALCQO 书写,且 P 中的负 DL 原子之中只出现概念,则如果 K 满足条件 3 和条件 4 当且仅当 $CIRC[O;M(P)]$ 可满足,即不存在不可满足的概念.

证明:(充分性) 由于可以找到一个划分 (G_P, G_N) 和一个整数序列 $\{n_s\}$ 满足条件 3 和条件 4,令 I 是 ϕ_1 的模型,若 I 不是 $CIRC[O;M(P)]$ 的模型,则存在模型 J 使得 $J \models O$ 且 $J <^{M(P)} I$, 亦即 J 可以如下构造: (1) $A^J = A^I$; (2) $A^J \subset A^I$, 对某个 $C \in M(P)$; (3) $A^J = A^I$, 对于 $A \in \text{Pred}(P) - \{C\}$; (4) $a^J = a^I$, 对 $a \in C$. 由于 J 的存在, I 可以满足 ξ_1, ξ_2 , 从而 ϕ_2 被满足,条件 4 不满足,由此产生矛盾.

(必要性) 对于解释 I , 令它是 $CIRC[O;M(P)]$ 的模型,则 I 是 O 的模型.由于 I 相应于 $<^{M(P)}$ 最小,则 I 不可能同时满足 ξ_1, ξ_2 . 否则,就可以通过把 A^I 替换为 $A^{I'}$ 构造解释 J , 使得 $J <^{M(P)} I$. 于是,对每个 $S \subseteq M(P)$, 定义 $n_s = C_S^I | (G_P, G_N)$ 是 I 的导出划分,显然它满足条件 3、条件 4. \square

下面定理给出上述算法的正确性.

定理 5. 对于 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, 本体 O 用 ALCIO 或 ALCQO 书写且属性不能出现在规则体中的失败否定之后,则 K 是 NMC 可满足当且仅当 $NMCSat-Restricted(O, P)$ 返回 true.

证明:(充分性) $K=(O,P)$ 是 NMC 可满足,则令其 NMC 模型为 (U, V, W) , 则有 $I_c \models CIRC[O;M(P)]$, 对 $I_c \in V$. 由引理 3, 存在划分 (G_P, G_N) 和整数序列 $\{n_s\}$ 满足条件 3 和条件 4, 且 (G_P, G_N) 是 I_c 的导出划分, 于是 $I_c \models O \cup G_P \cup \neg G_N$, 条件 2 被满足. 由于 (U, V, W) 是 NMC 模型, 则 I_D 是 $\Pi(gr(P,C), I_c)$ 的稳定模型, 由引理 1, 条件 1 满足. 所以, 算法返回 true.

(必要性) 由于 $NMCSat-Restricted(O, P)$ 返回 true, 则可以找到划分 (G_P, G_N) 和整数序列 $\{n_s\}$ 满足条件 1~条件 4. 通过满足条件 2 可知存在解释 I 使得 $I \models O \cup G_P \cup \neg G_N$, 则可以通过下述方法构造 I_c :

(1) 对任意 $m(t) \in G_{PC}$, 令 $t^{I_c} \in m^{I_c}$;

(2) 对任意 $n(t) \in G_{NC}$, 令 $t^{I_c} \notin n^{I_c}$;

(3) 对谓词 $A \in \text{Pred}(P) - \{C\}$, 令 $A^{I_c} = A^I$. 由引理 3 的充分性得到 $I_c \models CIRC[O;M(P)]$. 由于 I_c 是语言 $\Sigma_R \cup \Sigma_C$ 上的解释, 条件 1 被满足, 令 $P(G_P, G_N)$ 的稳定模型为 I_G , 由引理 1 的必要性得 $I_D = I_G - I_{G_P}$, 且 I_D 是 $\Pi(gr(P,C), J_{\Sigma_R \cup \Sigma_C})$ 的稳定模型. 因此, 得到 NMC 模型 (U, V, W) 使得 $I \in U, I_c \in V, I_D \in W$, 表明 K 是 NMC 可满足. \square

3.2.3 复杂性

下面考虑判定 NMC 可满足的复杂性. 对于含有头部析取和否定的 Datalog 程序, 文献[14]给出了如下结论.

引理 4^[14]. 含有头部析取和否定的 Datalog 程序, 判定其可满足性是 $NExp^{NP}$ 完全问题.

由于含有头部析取和否定的 Datalog 程序可以平凡归结为 $K=(O,P)$ 在 $O=\emptyset$ 情况下的 NMC 可满足性, 于是有下面的复杂性下界.

引理 5. 对于 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, 本体 O 用 ALCIO 或 ALCQO 书写且属性不能出现在规则体中的失败否定之后, 则 K 是 NMC 可满足, 是 $NExp^{NP}$ 难问题.

基于上述引理, 可以获得下面的判定复杂性的结论.

定理 6. 对于 DLclog 知识库 $K=(O,P)$, 本体 O 用 ALCIO 或 ALCQO 书写且属性不能出现在规则体中的失败否定之后, 则 K 是 NMC 可满足, 是 $NExp^{NP}$ 完全问题.

证明:由给定划分(G_P, G_N)可知,一阶理论 $O \cup G_P \cup \neg G_N$ 可满足,即下面形式的 ALCIO/ALCQO 知识库可满足:

$$O \cup \{C(a) \mid C(a) \in G_P\} \cup \{\neg C(a) \mid C(a) \in G_N\} \cup \{\exists R.\{b\}(a) \mid R(a,b) \in G_P\} \cup \{\neg \exists R.\{b\}(a) \mid R(a,b) \in G_N\}.$$

判定它的可满足性的复杂度为 PSPACE 和 $NEXP^{NP}$ ^[16].由引理 4,条件 1 的复杂度为 $NEXP^{NP}$,判定条件 3 和条件 4 的神谕复杂性为 $NEXP^{NP}$.由于 NMCSat-Restricted(O, P) 是非确定算法,可知复杂度上界为 $NEXP^{NP}$.结合引理 5,该受限形式下的 NMC 可满足性的判定问题是 $NEXP^{NP}$ 完全问题. \square

4 相关工作

最早提出的描述逻辑与规则继承的系统是 AL-log^[16].在文献[2]中,它被扩展到含有头部析取和负文字的 Datalog 程序,并且在规则中引入了属性.后续工作^[3]中提出了 r-hybrid 杂合系统,它首次采用了 DL 安全性条件和标准名假设,提出了一阶语义和非单调语义并且保证了可判定性.作为 r-hybrid 系统的后续工作,r⁺-hybrid^[4]在规则中使用了非唯一名假设,从而放宽了标准名假设对描述逻辑的语义限制,而在文献[23]中提出的 DL+log 将 DL 安全性放宽为弱安全性,减少了语法限制,提高了表达能力.本文提出的 DLclog 仍然采用了标准名假设和 DL 安全性,因此是文献[3]的直接后续,但是,作者认为,将其中的 DL 安全性替换为弱安全性是很平凡的工作.因此,从非单调推理和表达能力角度来说,它强于 r-hybrid 系统和 DL+log 系统.

上述方式的共同点是,本体和规则之间是基于单模型交互的,另一类方法是 DL 知识库和规则,则是基于推导交互的,如 dl-program^[17].在 dl-program 中,规则中的 DL 谓词被看作对 DL 知识库的查询,因此对 DL 原子的求值实际上是检查能否被 DL 知识库推出.这种语义定义风格是与 DLclog 及其系列工作完全不同的.此外,它还具有从规则向 DL 知识库传递信息的能力,这是 DLclog 系列工作所不具备的.

DL 知识库与开放论域回答集编程(answer set programming with open domain)结合的工作是概念逻辑程序^[18].与 DLclog 不同,它对规则部分采用了经典的无穷论域.为了获得可判定性,它对规则作出语法上的限制,因而严重削弱了规则本身的表达能力.最后,这种方法可以用规则来模拟几种表达能力很强的描述逻辑,而不再是表达能力与描述逻辑互补的规则系统.

近来,国外学者提出了全耦合(full-integration)系统.文献[19]中提出使用量化均衡逻辑(quantified equilibrium logic,简称 QEL)为 r-hybrid 系列的系统提供统一的逻辑框架,Motik 等人提出的使用 MKNF 逻辑构建的系统^[12,20],文献[21]提出使用一阶自认知逻辑作为统一的逻辑框架来表达 DL 和 LP.这几种方法都是选择了一种更强的逻辑作为宿主来描述规则和 DL 知识库,而这种表达能力是通过语言上的扩展(如引入模态词)得到的.与这类方法不同的是,DLclog 并没有扩展语言,而是使用把已有的语义耦合起来,得到了一个新的系统.从而更好地继承了现有的各种技术,并有利于使用 DL 和 LP 的推理机实现杂合系统的推理.

此外,文献[10]在 DL 上直接进行限制(circumscription)扩展,它并不是一种描述逻辑与规则集成的方法.其他较早期的工作还有 SWRL^[22]以及描述逻辑程序(description logic program)^[23].

5 结论

本文面向语义 Web 应用,提出了一种新的逻辑程序与描述逻辑集成的系统 DLclog,从语法和语义两个角度扩展了 Rosati 的 DL+log 系统.在 DLclog 中,DL 谓词可以在规则中的失败否定之后出现,对这些谓词使用 McCarthy 的并行限制解释.本文提出了 DLclog 的非单调限制语义,使得 DL+log 成为了它的受限形式,从而提高了原有系统的表达能力和推理能力,满足了实际应用的需求.

一般意义下的 DLclog 的非单调限制语义的可判定性目前仍然是开放问题.如果限定 DLclog 知识库的本体部分仅使用 ALCIO 或 ALCQO 书写,且不允许属性出现在规则的失败否定之后,则其判定复杂度是 $NEXP^{NP}$ 完全的.本文同时给出了它的判定算法.

本文的一些限制决定了未来的工作.(1) 并行限制由于计算复杂性的问题,越来越多地限制了它在非单调推理领域的应用.本文提出的算法 1,虽然是一种可靠完全的推理算法,但它并不是一种确定性的“实用算法”.考

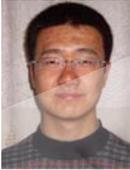
虑把 DLclog 的推理放在一个确定的算法框架下是未来一项重要的研究内容.这主要涉及到对于 ALCIO/ALCQO 的限制扩展提出一种 Tableau 算法并且将其与逻辑程序推理机耦合起来.(2) 并行限制本身的推理在某些情况下具有反直观结果,这是本文所未考虑的内容,未来的工作将会考虑是否可以通过规则的交互或者书写特定的规则来避免反直观结果.(3) 将 DLclog 与目前各种全耦合系统的比较研究也是一个有意义的工作方向.

致谢 我们向对本文的工作给予支持的同行,尤其是荷兰 Vrije Universteit Amsterdam 的黄智生博士,英国牛津大学计算实验室的 Boris Motik 博士和 IBM 中国研究院的梅婧博士提供了宝贵意见和建议,在此表示感谢.

References:

- [1] Rosati, R. DL+log: Tight integration of description logics and disjunctive datalog. In: Doherty P, Mylopoulos J, Welty C, eds. Proc. of the 10th Int'l Conf. on Principles of Knowledge Representation and Reasoning (KR 2006). Lake District: AAAI Press, 2006. 68–78.
- [2] Rosati R Towards expressive KR systems integrating datalog and description logics: Preliminary report. In: Lambrix P, Borgida A, Lenzerini M, Möller R, Patel-Schneider PF, eds. Proc. of the 1999 Description Logic Workshop (DL 1999). 1999. 160–164.
- [3] Rosati R. On the decidability and complexity of integrating ontologies and rules. Web Semantics, 2005,3(1):41–60.
- [4] Rosati R. Semantic and computational advantages of the safe integration of ontologies and Rules. In: Francois F, Sylvain S, eds. Proc. of the 3rd Int'l Workshop on Principles and Practice of Semantic Web Reasoning (PPSWR 2005). LNCS 3703, Dagstuhl: Springer-Verlag, 2005. 50–64.
- [5] de Bruijn J, Eiter T, Polleres A, Tompits H. On representational issues about combinations of classical theories with nonmonotonic rules. In: Lin FZ, Lang J, Wang J, eds. Proc. of the 1st Int'l Conf. on Knowledge Science, Engineering and Management (KSEM 2006). Springer-Verlag, 2006. 1–22.
- [6] Yang FK, Chen XP. DLclog: A hybrid system integrating rules with description logics with circumscription. In: Calvanese D, Franconi E, Tessaris S, eds. Proc. of the 20th Int'l Workshop on Description Logics (DL 2007). 2007.
- [7] Yang FK, Chen XP. Integrating rules and description logics with circumscription for semantic Web. In: Paschke A, Biletskiy Y, eds. Proc. of the Int'l RuleML Symp. on Rule Interchange and Application (RuleML 2007). LNCS, Springer-Verlag, 2007.
- [8] McCarthy J. Applications of circumscription in formalizing common sense knowledge. Artificial Intelligence Journal, 1986,28:89–116.
- [9] Gelfond M, Przymusinska H, Przymusinski T. On the relationship between circumscription and negation as failure. Artificial Intelligence Journal, 1989,38:75–94.
- [10] Bonatti P, Lutz C, Wolter F. Description logics with circumscription, In: Doherty P, Mylopoulos J, Welty C, eds. Proc. of the 10th Int'l Conf. on Principles of Knowledge Representation and Reasoning (KR 2006). Lake District: AAAI Press, 2006. 400–410.
- [11] Baader F, Calvanese D, McGuinness D, Nardi D, Patel-Schneider P. The Description Logic Handbook. Cambridge University Press, 2003.
- [12] Motik B, Horrocks I, Rosati R, Sattler U. Can OWL and logic programming live together happily ever after? In: Cruz I, Decker S, Allemang D, Preist C, Schwabe D, Mika P, Uschold M, Aroyo L, eds. Proc. of the 5th Int'l Semantic Web Conf. (ISWC 2006). LNCS, Springer-Verlag, 2006. 501–514.
- [13] Gelfond M, Lifschitz V. Classical negation in logic programs and disjunctive databases. New Generation Computing, 1991. 365–385.
- [14] Eiter T, Gottlob G, Manilla H. Disjunctive datalog. ACM Trans. on Database Systems, 1997,22(3):364–418.
- [15] Tobies S. Complexity results and practical algorithms for logics in knowledge representation [Ph.D. Thesis]. LuFG Theoretical Computer Science, RWTH-Aachen, 2001.
- [16] Donini F, Lenzerini M, Nardi D, Schaerf W. AL-log: Integrating datalog and description logics. Artificial Intelligence Journal, 1998,100(1-2):225–247.

- [17] Eiter T, Lukasiewicz T, Schindlauer R, Tompits H. Combining answer set programming with description logics for the semantic web. In: Dubois D, Welty C, Williams MA, eds. Proc. of the 9th Int'l Conf. on Principles of Knowledge Representation and Reasoning (KR 2004). AAAI Press, 2004.
- [18] Heymans S, Nieuwenborgh DV, Vermeir D. Semantic Web reasoning with conceptual logic programs. In: Grigoris A, Harold B, eds. Proc. of the 3rd Int'l Workshop on Rule and Rule Markup Languages for Semantic Web (RuleML 2004). LNCS, Springer-Verlag, 2004. 113–127.
- [19] de Bruijn J, Polleres D, Polleres A, Valverde A. A logic for hybrid rules. In: Eiter T, Franconi E, Hodgson R, Stephens S, eds. Proc. of the 2nd Int'l Conf. on Rules and Rule Markup Languages for the Semantic Web. RuleML 2006. IEEE Computer Society, 2006.
- [20] Motik B, Rosati R. A faithful integration of description logics with logic programming. In: Proc. of the 20th Int'l Joint Conf. on Artificial Intelligence (IJCAI 2007). Morgan Kauffman Publishers, 2007. 477–482.
- [21] de Bruijn J, Eiter T, Polleres A, Tompits H. Embedding non-ground logic programs into autoepistemic logic for knowledge base combination. In: Proc. of the 20th Int'l Joint Conf. on Artificial Intelligence (IJCAI 2007). Morgan Kauffman Publishers, 2007. 304–409.
- [22] Horrocks I, Patel-Schneider PF. A proposal for an OWL rules language. In: Feldman SI, Uretsky M, Najork M, Wills CE, eds. Proc. of the 13th Int'l Conf. on World Wide Web (WWW 2004). New York: ACM Press, 2004. 723–731.
- [23] Grosz BN, Horrocks I, Volz R, Decker S. Description logic programs: Combining logic programs with description logics. In: Chen YFR, Kovács L, Lawrence S, eds. Proc. of 12th Int'l World Wide Web Conf. (WWW 2003). Budapest: ACM Press, 2003. 39–47.



杨方凯(1983—),男,安徽合肥人,硕士生,
主要研究领域为语义 Web,本体理论.



陈小平(1955—),男,博士,教授,博士生导师,
主要研究领域为 AI 逻辑,自主体系统,
多机器人系统.