

面向数据库中关系的描述逻辑

陆跃飞 刘超

(中国科学院计算技术研究所 北京 100190)

摘要 给出了两个面向数据库中关系的描述逻辑。在其中一个描述逻辑中,一个关系可以表示为一个知识库和这个知识库的模型,并且对于这个知识库的任意模型,都存在一个与该关系同构的子模型;在另一个描述逻辑中,一个关系可以表示为一个知识库和这个知识库的模型,以便这个知识库的任何模型都同构于这个关系。

关键词 数据库,关系,属性,描述逻辑,概念

中图法分类号 TP182 **文献标识码** A

Description Logics for Relations in Databases

SUI Yue-fei LIU Chao

(Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)

Abstract Two description logics for relations in databases were given in our work. On the one hand, in one description logic, a relation can be represented as a knowledge base and a model of the knowledge base, and any model of the knowledge base has a sub-model which is isomorphic to the relation; on the other hand, in another description logic, a relation can be represented as a knowledge base and a model of the knowledge base so that any model of the knowledge base is isomorphic to the relation.

Keywords Database, Relations, Attributes, Description logics, Concepts

1 前言

Calvanese等人于1997年和1998年提出了一个称为DLR的描述逻辑,它包含原子关系 P 和原子概念 A ,其中原子关系的元数可以在2和 $n_{\max}$ 之间变动, $n_{\max}$ 是一个大于或等于2的自然数。 $\mathcal{DLR}$ 具有如下的语法:

$$R \rightarrow T_n | P | (\$ i / n ; C) | \rightarrow R | R_1 \sqcap R_2$$

$$C \rightarrow T_1 | A | \rightarrow C | C_1 \sqcap C_2 | \exists [\$ i] R | \leq k [\$ i] R$$

并且,ER模式可翻译成一个 $\mathcal{DLR}$ 知识库。

目前,在从数据库到描述逻辑知识库的转换方面已经有许多成果^[1,8,10]。为了表示一个数据库,一个描述逻辑知识库($ABox, TBox$)被看作一个数据库模式,以便($ABox, TBox$)的一个模型对应于一个满足这个数据库模式的数据库,也就是说,这个数据库满足($ABox, TBox$)中的所有约束条件^[11]。因此,一个描述逻辑被认为是一个数据模型。

数据库的表示应该被区分为下面的几种类型:

- 用一个描述逻辑知识库表示一个数据库^[16,17];
- 用一个知识库表示一个数据库模式^[11,10];
- 用一个动态描述逻辑知识库表示一个数据库上的查询^[4-6];
- 用一个动态描述逻辑知识库表示一个数据库上的更新。

用一个描述逻辑知识库表示一个数据库似乎太容易形式化。我们没有必要形式化一个数据库,因为一个数据库本身就是形式的。用一个描述逻辑知识库去表示一个数据库,就是将一个数据库转换为描述逻辑中的一个知识库。这种转换有几种选择。相应地,面向数据库中关系的描述逻辑也有几种选择:把一个关系转化为一个知识库和这个知识库的一个子模型;或者把一个关系转化为一个知识库和这个知识库的模型;或者把一个关系转化为一个顶元组概念,并且把一个属性 a 的取值域 D_a 转化为顶值概念。

面向数据库中关系的描述逻辑应该在下面各点上不同于其他描述逻辑:

- 应该有两类常量符号:相对于关系中元组的元组常量符号和相对于属性取值域中属性值的值常量符号;
- 应该有两类角色:元组常量符号之间的角色和元组常量符号与值常量符号之间的属性,其中前者不能应用到属性值上,而后者不能应用于两个元组上;
- 有两类原子概念:原子元组概念和原子值概念,前者仅包含一个元组,后者仅包含一个属性值;
- 有两类顶概念:顶元组概念,它是唯一的,记作 T ;每个属性 a 的顶 a -值概念也是唯一的,记作 T^a ,以便对任意两个属性 a 和 b , T^a 和 T^b 是不交的, T^a 和 T 是不交的。

对于面向数据库中关系的描述逻辑的模型,我们注意到

到稿日期:2012-03-06 返修日期:2012-06-04 本文受国家自然科学基金项目(60273019,60496326,60573063,60573064),国家重点基础研究发展计划(973)(2005CB321901)资助。

陆跃飞(1963—),男,研究员,博士生导师,主要研究方向为大规模知识处理的理论基础、知识表示,E-mail:yfsui@ict.ac.cn;刘超(1988—),男,硕士,主要研究方向为描述逻辑、人工智能。

数据库中的一个关系是一个描述逻辑的模型。因此,(1)应该存在一转换将一个关系转化为知识库,以便这个知识库的模型包含一个同构于该关系的子模型。(2)应该存在一个面向数据库中的关系的描述逻辑,以满足一个关系可以转化为一个该描述逻辑中的知识库,并且该知识库的任何模型都同构于这个关系。

本文将给出一个满足(1)的描述逻辑和满足(2)的另一个描述逻辑。

本文第2节给出有关描述逻辑和数据库中的关系的基本知识;第3节给出一个面向关系的描述逻辑,以便一个关系可以被转化为一个知识库和这个知识库的一个子模型;第4节定义一个转换并且给出一个描述逻辑,一个关系可以表示为一个知识库,并且这个知识库的任何模型都同构于这个关系;最后总结全文。

2 预备知识

本节将给出描述逻辑中的一些基本定义^[1,13]和知识库中的一些符号。

2.1 描述逻辑 $\mathcal{ALC}$

描述逻辑 $\mathcal{ALC}$ 的语言 $L_{\mathcal{ALC}}$ 包含下面的初始符号:

- 对象名称 $c_0, c_1, \dots$;
- 概念名称 $\top, A_0, A_1, \dots$;
- 角色名称 $R_0, R_1, \dots$;
- 构造子 $\neg, \sqcap, \sqcup, \exists$;
- 包含关系 $\sqsubseteq$;
- 逻辑联结词 $\neg, \rightarrow$ 。

所有的概念名称和 $\top$ 都是原子概念;如果 C 和 D 是概念, c, d 是对象名称, φ 和 ψ 是陈述, R 是一个角色名称, 则

- (i) $C \sqcap D, \neg C, \exists R.C$ 是概念;
- (ii) $C(c), R(c, d), C \sqsubseteq D, \neg \varphi, \varphi \rightarrow \psi$ 是陈述。

在元语言中,我们运用如下符号:(1) A 表示原子概念;(2) C 表示概念;(3) R 表示角色;(4) c 表示常量。

一个模型 M 是一个二元组 (Δ, I) , 其中 Δ 是一个非空论域, I 是一个满足如下条件的解释函数:

- 对每个对象名称 $c, c^I \in \Delta$;
- 对每个概念名称 $A, A^I \subseteq \Delta$; 并且
- 对每个角色名称 $R, R^I \subseteq \Delta \times \Delta$ 。

我们用 x, y 表示 Δ 中的元素。概念被解释为论域中的一个子集:

$$\begin{aligned} \top^I &= \Delta \\ A^I &= I(A) \\ (C \sqcap D)^I &= C^I \cap D^I \\ (\neg C)^I &= \Delta - C^I \\ (\exists R.C)^I &= \{x; \exists y \in \Delta (y \in C^I \& (x, y) \in R^I)\} \end{aligned}$$

备注:在语法上,用 $\neg, \rightarrow, \forall, \exists$ 表示逻辑联结词和量词;在语义上,用 $\sim, \Rightarrow, \mathbf{A}, \mathbf{E}$ 表示相应的联结词和量词。

陈述的满足关系定义如下:

$$\begin{aligned} M \models C(c) &\text{ iff } c^I \in C^I \\ M \models R(c, d) &\text{ iff } (c^I, d^I) \in R^I \\ M \models \neg \varphi &\text{ iff } M \text{ 不是 } \varphi \text{ 的模型} \\ M \models C \sqsubseteq D &\text{ iff } C^I \subseteq D^I \end{aligned}$$

$$M \models \varphi \rightarrow \psi \text{ iff } M \models \varphi \Rightarrow M \models \psi$$

一个描述逻辑知识库 KB 是一个二元组 $(ABox, TBox)$, 其中 $ABox$ 是一些形如 $C(c)$ 或 $R(c, d)$ 的陈述集; $TBox$ 是一些既不是形如 $C(c)$ 也不是形如 $R(c, d)$ 的陈述集。

2.2 关系数据库

一个关系 R 是一个三元组 (U, A, I) , 其中

- U 是一个非空的元组集合;
- A 是一个属性集; 并且
- $I \subseteq U \times A \rightarrow D$ 是一个函数, 即, 对于任意 $r \in U, a \in A$ 和 $v, v' \in D$, 如果 $(r, a, v), (r, a, v') \in I$, 则 $v, v' \in D_a$ 并且 $v = v'$, 其中 $D = \bigcup_{a \in A} D_a$, D_a 是属性 a 的取值域。

关于陈述的否定, 有两个默认的假设: (1) 对任意 $r \in U$, $a \in A$ 和 $v \in D$, 如果 $(r, a, v) \in I$, 则对任意不等于 v 的 $u \in D$, $(r, a, u) \notin I$ (由于 I 是一个函数); (2) 对任意 $r \notin U$, 或 $a \notin A$ 或 $v \notin D$, $(r, a, v) \notin I$ 。

3 面向关系的描述逻辑

设 A 是一个属性集。这个描述逻辑的逻辑语言 $L(A)$ 包含以下符号:

- (1) 元组常量符号: $r_0, r_1, \dots$;
- (2) 值常量符号: $v_0, v_1, \dots$;
- (3) 元组关系符号: $s_0, s_1, \dots$;
- (4) 原子元组概念名称: $\{r_0\}, \{r_1\}, \dots$;
- (5) 原子值概念名称: $\{v_0\}, \{v_1\}, \dots$;
- (6) 属性符号: $a, a \in A$;
- (7) 概念构造子: $\neg, \sqcap, \sqcup, \exists$; 对每个 $a \in A, \neg^a, \sqcap^a, \sqcup^a, \exists^a$;
- (8) 顶概念: $\top$; 对每个 $a \in A, \top_a$;
- (9) 底概念: $\perp$; 对每个 $a \in A, \perp_a$;
- (10) 包含关系: $\sqsubseteq$;
- (11) 逻辑连接词: $\neg, \rightarrow$ 。

备注:为了简化讨论,假设元组关系符号集为空。

一个元组概念 C 定义为:

$$C = \{r\} \mid \top \mid \perp \mid \neg C_1 \mid C_1 \sqcup C_2 \mid C_1 \sqcap C_2 \mid \exists^a a. V^a$$

其中, V^a 是一个 a -值概念。

对每个 $a \in A$, 一个 a -值概念 V^a 定义为:

$$V^a = \{v\} \mid \top_a \mid \perp_a \mid \neg^a V^a \mid V_1^a \sqcup^a V_2^a \mid V_1^a \sqcap^a V_2^a \mid \exists^a a^-. C$$

其中, C 是一个元组概念。

因为 $\{r\}$ 是一个元组概念, $\{v\}$ 是一个值概念, 所以任何元组常量符号的有限集是一个元组概念, 任何值常量符号的有限集合是一个值概念。

根据定义有: 对任意 v, w , 如果存在属性 a, b 使得 $a \neq b, v \in D_a$ 和 $w \in D_b$, 则 $\{v, w\} = \{v\} \sqcup \{w\}$ 是无定义的。

一个陈述(statement) φ 定义为:

$$\varphi = C(r) \mid V^a(v^a) \mid a(r, v^a) \mid C \sqsubseteq D \mid V^a \sqsubseteq U^a \mid \neg \varphi_1 \mid \varphi_1 \rightarrow \varphi_2$$

其中, C, D 是元组概念, V^a, U^a 是 a -值概念。

备注:有另外一种方式定义 a -值概念。

给每个值概念 V 指定一个属性, 也就是说如果给 V 指定一个属性 a , 则 V 就表示为 V^a , 定义如下:

$$V^a = \begin{cases} \{v\}, & \text{若 } V = (v) \text{ 并且 } v \in D_a \\ \text{无定义}, & \text{若 } V = (v) \text{ 并且 } v \notin D_a \\ \top_a, & \text{若 } V = \top_a \\ \perp_a, & \text{若 } V = \perp_a \\ \neg V_1^a, & \text{若 } V = \neg V_1 \\ V_1^a \sqcup V_2^a, & \text{若 } V = V_1 \sqcup V_2 \\ V_1^a \sqcap V_2^a, & \text{若 } V = V_1 \sqcap V_2 \\ \exists a^-. C & \text{若 } V = \exists a^-. C \end{cases}$$

并且

$$(\exists b. V)^a = \begin{cases} \text{无定义}, & \text{若 } a \neq b \\ \exists a. V^a, & \text{否则} \end{cases}$$

一个模型 M 是一个三元组 (Σ, Δ, I) , 其中

(1) Σ 是关于元组的论域;

(2) Δ 是关于值的论域; 对每个 $a \in A$, 存在一个 Δ 的子集 Δ^a , 满足对任意 $a, b \in A, a \neq b$ 蕴涵 $\Delta^a \cap \Delta^b = \emptyset$, 并且

(3) I 是一个解释, 满足

(i) 对任意元组常量符号 $r, I(r) \in \Sigma$;

(ii) 对任意值常量符号 $v^f, I(v^f) \in \Delta^a$;

(iii) 对任意属性符号 $a, I(a): \Sigma \rightarrow \Delta^a$ 是一个函数。

一个元组概念 C 的解释 C^I 定义如下:

$$C^I = \begin{cases} \{I(r)\}, & \text{若 } C = \{r\} \\ \Sigma, & \text{若 } C = \top \\ \emptyset, & \text{若 } C = \perp \\ \Sigma - C_1^I, & \text{若 } C = \neg C_1 \\ C_1^I \cup C_2^I, & \text{若 } C = C_1 \sqcup C_2 \\ C_1^I \cap C_2^I, & \text{若 } C = C_1 \sqcap C_2 \\ \{x \in \Sigma: \exists y \in \Delta^a ((x, y) \in I(a) \& y \in V^a. I)\}, & \text{若 } C = \exists a^-. V^a \end{cases}$$

并且一个 a -概念 V^a 的解释 $V^a. I$ 定义如下:

$$V^a. I = \begin{cases} \{I(v^f)\}, & \text{若 } V^a = \{v^f\} \\ \Delta^a, & \text{若 } V^a = \top^a \\ \emptyset, & \text{若 } V^a = \perp^a \\ \Delta^a - V_1^a. I, & \text{若 } V^a = \neg^a V_1^a \\ V_1^a. I \cup V_2^a. I, & \text{若 } V^a = V_1^a \sqcup V_2^a \\ V_1^a. I \cap V_2^a. I, & \text{若 } V^a = V_1^a \sqcap V_2^a \\ \{y \in \Delta^a: \exists x \in \Sigma ((x, y) \in I(a) \& x \in C^I)\}, & \text{若 } V^a = \exists a^-. C \end{cases}$$

一个陈述 φ 在模型 M 中是满足的, 记作 $M \models \varphi$, 如果

$$M \models \varphi \text{ 当且仅当 } \begin{cases} I(r) \in C^I, & \text{若 } \varphi = C(r) \\ I(v^f) \in I(V^a), & \text{若 } \varphi = V^a(v^f) \\ (I(r), I(v^f)) \in I(a), & \text{若 } \varphi = a(r, v^f) \\ C^I \subseteq D^I, & \text{若 } \varphi = C \sqsubseteq D \\ V^a. I \subseteq U^a. I, & \text{若 } \varphi = V^a \sqsubseteq U^a \\ \varphi_1 \text{ 在 } M \text{ 中不可满足}, & \text{若 } \varphi = \neg \varphi_1 \\ M \models \varphi_1 \Rightarrow M \models \varphi_2, & \text{若 } \varphi = \varphi_1 \rightarrow \varphi_2 \end{cases}$$

一个陈述 φ 是有效的, 记作 $\models \varphi$, 若对任意模型 $M, M \models \varphi$.

根据上述定义, 有如下的性质和公理:

(1) $\top \sqcup \top^a, C \sqcap V^a, C \sqcup V^a, \exists a^-. C, \exists a^-. V^a$ ($a' \neq a$) 和 $\exists a^-. V^a$ 是无定义的, 也就是说, $\sqcap$ 和 $\sqcup$ 只能连接两个值概念或两个元组概念, 不能连接一个值概念和一个元组概念; $\exists a^a$ 仅能应用在 a -值概念上, 不能应用到元组概念上或 b -值概念

上, 其中 $b \neq a$; 类似地, $\exists a^a$ 仅能应用到元组概念上, 不能应用到值概念上。

因此, 对任意概念 $\exists a^a. C$, 只有 $\exists a^a. \exists a^a. C$ 是一个合法的元组概念; 对任意概念 $\exists a^a. V^a, \exists b^b \exists a^a. V^a$ 是一个合法的值概念。

(2) $\top \sqcap \top^a$ 是无定义的; 对任意两个属性 $a_1, a_2 \in A$, 设 V^{a_1} 和 V^{a_2} 分别表示属性 a_1 和 a_2 的任意值概念。则, $V^{a_1} \sqcap V^{a_2}, V^{a_1} \sqcup V^{a_2}$ 是无定义的。根据 a -值概念的定义, 每个值符号 v 是和唯一的一个属性 $a \in A$ 相关的, 并且每个值概念 V^a 也是和唯一的一个属性 a 相关的。

(3) 由属性 a 的函数性和 a^- 的非函数性, 得到如下的有效陈述: 对任意 $a \in A$ 和值概念 V^a ,

$$\forall a. V^a \equiv \exists a. V^a$$

$$\forall a. V^a \equiv \neg \exists a. \neg V^a$$

由一阶逻辑中逻辑连接词与量词之间的关系, 可得到下面的有效陈述: 对任意 $a \in A$, 元组概念 C_1, C_2 和值概念 V_1^a, V_2^a ,

$$\exists a. (V_1^a \sqcup V_2^a) \equiv \exists a. V_1^a \sqcup \exists a. V_2^a$$

$$\exists a. (V_1^a \sqcap V_2^a) \equiv \exists a. V_1^a \sqcap \exists a. V_2^a$$

$$\exists a^-. (C_1 \sqcup C_2) \equiv \exists a^-. C_1 \sqcup \exists a^-. C_2$$

$$\exists a^-. (C_1 \sqcap C_2) \equiv \exists a^-. C_1 \sqcap \exists a^-. C_2$$

(4) 对任意 $a \in A$, 元组概念 C 和值概念 V^a , 下面的陈述是有效的:

$$\exists a^-. (\exists a. V^a) \equiv V^a$$

$$\exists a^-. \exists a^-. C \sqsubseteq C$$

$$\exists a^-. \exists a. \exists a^-. C \equiv \exists a^-. C$$

$$\exists a^-. \exists a_1. \exists a_1^-. (\exists a. V^a) \sqsubseteq V^a$$

(5) 对任意 $a \in A$ 和 $v \in D$, 下面的陈述是有效的:

$$\exists a. \neg \{v\} \equiv \neg \exists a. \{v\}$$

$$\exists a^-. \top \equiv \top^a$$

$$\exists a. \top^a \equiv \top$$

我们证明下面的命题。

命题 1 对任意属性 $a \in A$ 和 $v \in D$,

$$\exists a. \neg \{v\} \equiv \neg \exists a. \{v\}$$

是有效的。

证明: 如果 $v \notin D_a$, 则 $(\exists a. \{v\})^a \equiv \exists a. (\{v\})^a$ 并且 $(\{v\})^a$ 是无定义的, $(\exists a. \{v\})^a$ 也是无定义的; 类似地, $\neg \exists a. \{v\}$ 是无定义的。

假设 $v \in D_a$. 对任意模型 M , 设 I 是 M 中的解释, 则

$$\begin{aligned} (\neg \exists a. \{v\})^I &= \top^I - (\exists a. \{v\})^I \\ &= \Sigma - \{x \in \Sigma: (x, v) \in I(a)\} \\ &= \{x \in \Sigma: (x, v) \notin I(a)\} \\ &= (\exists a. \neg \{v\})^I \end{aligned}$$

证毕。

因此, 有如下结论: 对任意 $a \in A$ 和 $v \in D_a$,

$$\exists a. \neg \{v\} \sqcup \exists a. \{v\} \equiv \top$$

是有效的。

因为

$$\exists a. \{v\} \equiv \forall a. \{v\}$$

$$\exists a^-. \{r\} \equiv \forall a^-. \{r\}$$

所以我们仅需要考虑没有 $\forall^a$ 运算的元组概念和值概念。

(6)对任意 $a \in A$ 和 $v, v' \in D_a, v \neq v'$, 下面的陈述是有效的:

$$\exists^a a. \{v\} \sqcap \exists^a a. \{v'\} \equiv \perp \quad (*)$$

这是假设(1)的形式表示。假设(1)是由 I 的函数性所蕴涵的, 作为一个公理, $(*)$ 与假设(1)的相关性不是太清楚。

一个元组概念 C 的 $\sqcup$ -范式具有如下形式:

$$C_1 \sqcup C_2 \sqcup \dots \sqcup C_n$$

其中, 对每个 $1 \leq i \leq n$,

$$C_i = D_{i,1} \sqcap D_{i,2} \sqcap \dots \sqcap D_{i,n_i}$$

其中, 对每个 $1 \leq j \leq n_i, D_{i,j}$ 具有如下形式:

$$G = \top \mid \perp \mid \{r\} \mid \exists^a a. V^a$$

其中, V^a 是 $\sqcup$ -范式。

对每个 $a \in A$, 一个 a -值概念 V^a 的 $\sqcup$ -范式具有如下形式:

$$V_1^a \sqcup V_2^a \sqcup \dots \sqcup V_n^a$$

其中, 对每个 $1 \leq i \leq n$,

$$V_i^a = V_{i,1}^a \sqcap V_{i,2}^a \sqcap \dots \sqcap V_{i,n_i}^a \mid \exists^a a^-. C$$

其中, 对每个 $1 \leq j \leq n_i, V_{i,j}^a$ 具有如下形式:

$$W^a = \top^a \mid \perp^a \mid \{v^a\} \mid \exists^a a^-. C$$

其中, C 是一个元组 $\sqcup$ -范式。

类似地, 可以定义元组概念和值概念的 $\sqcap$ -范式。

定理 1 对每个元组概念 C , 存在一个具有 $\sqcup$ -范式的元组概念 C' , 使得

$$C \equiv C'$$

是有效的; 对每个值概念 V^a , 存在一个具有 $\sqcup$ -范式的值概念 V_1^a , 使得

$$V^a \equiv V_1^a$$

是有效的。

证明: 根据 V^a 的定义, 对 C 和 V^a 的结构进行归纳。

证毕。

4 关系的表示

给定一个关系 $R = (U, A, J)$, 其中 U 是一个元组集, A 是一个属性集, $J: U \times A \rightarrow D$ 是一个函数, 满足: 对任意 $r \in U, a \in A, J(r, a) \in D_a$, 其中 D_a 是属性 a 的取值域。设 $KB = (ABox, TBox)$ 是一个关于 R 的知识库, 其中 $ABox$ 包含下面的陈述:

$$\{ \top \{r\} : r \in U \} \cup \{ \top^a \{v^a\} : a \in A, v^a \in D_a \} \cup \{ a(r, J(r, a)) : r \in U, a \in A \}$$

并且 $TBox$ 包含在第 3 节后面部分所讨论的陈述。

一个模型 M 可以转化为一个关系。设 $M = (\Sigma, \Delta, I)$ 是一个 KB 的模型。定义 $R^M = (U^M, A, J^M)$, 其中

$$U^M = \{ I\{r\} : \top \{r\} \in KB \}$$

$$J^M = \{ (I\{r\}, a, I(v)) : a \in A, a(r, v) \in KB \}$$

一个关系 R 可转化为一个模型。设 $R = (U, A, J)$ 是一个关系。定义模型 $M^R = (\Sigma^R, \Delta^R, I^R)$, 其中

$$\Delta^R = U$$

$$\Sigma^R = D = \bigcup_{a \in A} D_a$$

并且 I^R 定义为: 对任意 $r \in U, I^R(r) = r$; 对任意 $v \in D, I^R(v) = v$; 对任意 $a \in A, I^R(a) = \{ (r, a, v) : (r, a, v) \in J \}$ 以及 $I(\top^a) = D_a$ 。

命题 2 对任意 $a \in A, r \in U$ 和 $v \in D$,

$$r(a) = v \text{ 当且仅当 } M^R \models a(r, v)$$

给定一个关系 $R = (U, A, J)$ 和一个知识库的模型 $M = (\Sigma, \Delta, I)$, 称 R 与 M 是同构的, 即存在一个双射 $g: (U \rightarrow \Sigma) \cup (D \rightarrow \Delta)$, 满足: 对任意 $r \in R, a \in A, v \in D_a$,

$$v = J(r, a) \text{ iff } (I(r), I(v)) \in I(a)$$

我们希望按下面的方式在描述逻辑中表示一个关系: 给定一个关系 R , 存在一个知识库 KB_R , 满足: 对 KB_R 的任意模型 M , M 和 R 是同构的; 反过来, 给定一个满足如下条件的知识库 KB :

(1)对任意出现在 KB 的 r 和任意的 $a \in A$, 存在唯一的属性值 $v \in D_a$ 使得 $a(r, v) \in KB$; 并且

(2)对任意 $r, a \in A$ 和 $v \in D_a$, 如果 $a(r, v) \in KB$, 则对任意 $a' \in A$, 存在唯一的属性值 $v' \in D_{a'}$ 使得 $a'(r, v') \in KB$ 。对任意 KB 的模型 M , 存在一个关系 R 满足 M 同构于 R 。

为达到此目的, 需要修改模型中解释的定义。

C 的解释 C^I 定义如下:

$$C^I = \begin{cases} \{I(r)\}, & \text{若 } C = \{r\} \\ \Sigma_1, & \text{若 } C = \top \\ \emptyset, & \text{若 } C = \perp \\ \Sigma_1 - C_1^I, & \text{若 } C = \neg C_1 \\ C_1^I \cup C_2^I, & \text{若 } C = C_1 \sqcup C_2 \\ C_1^I \cap C_2^I, & \text{若 } C = C_1 \sqcap C_2 \\ \{x \in \Sigma_1 : \exists y \in \Delta^a ((x, y) \in I(a) \ \& \ y \in V^{a,I})\}, & \text{若 } C = \exists^I a. V^a \end{cases}$$

其中 $\Sigma_1 = \{I(r) : r\}$; 并且 V^a 的解释 $V^{a,I}$ 定义如下:

$$V^{a,I} = \begin{cases} \{I(v^a)\}, & \text{若 } V^a = \{v^a\} \\ \Delta_{a,1}, & \text{若 } V^a = \top^a \\ \emptyset, & \text{若 } V^a = \perp^a \\ \Delta_{a,1} - V_1^{a,1}, & \text{若 } V^a = \neg^a V_1^a \\ V_1^{a,1} \cup V_2^{a,1}, & \text{若 } V^a = V_1^a \sqcup V_2^a \\ V_1^{a,1} \cap V_2^{a,1}, & \text{若 } V^a = V_1^a \sqcap V_2^a \\ \{y \in \Delta_{a,1} : \exists x \in \Sigma_1 ((x, y) \in I(a) \ \& \ x \in C^I)\}, & \text{若 } V^a = \exists^I a^-. C \end{cases}$$

其中, $\Delta_{a,1} = \{v : \exists x \in \Sigma_1 ((x, v) \in I(a))\}$ 。

命题 3 对任意模型 M , 如果 $M \models KB_R$, 则存在一个从 R 到 M 的同构映射。

证明: 定义一个映射 σ , 满足

$$\sigma(x) = \begin{cases} I(r), & \text{若 } x = r \in U \\ I(a), & \text{若 } x = a \in A \\ I(v), & \text{若 } x = v \in D \end{cases}$$

则, σ 是一个从 R 到 M 的同构映射, 也就是说, 对任意 $r \in U, a \in A$ 和 $v \in D_a$,

$$r(a) = v \text{ 当且仅当 } M \models a(r, v)$$

证毕。

命题 4 设 KB 是一个满足(1)和(2)的知识库。对任意模型 KB 的模型 M , 存在一个同构于 M 的关系 R 。

证明: 设 M 是一个 KB 的模型。定义 $R = (U, A, J)$, 满足: $U = \Delta$, 并且对任意 $r \in U, a \in A$ 和 $v \in D, J(r, a, v)$ 当且仅当 $M \models a(r, v)$, 当且仅当 $a(r, v) \in KB$, 则 R 同构于 M 。

结束语 本文试图说明: 即使对于数据库中的关系这样一类很简单的形式结构, 表示关系以及演绎出蕴涵在关系中

(下转第 25 页)

部开销的比对如图 6 所示,由图中可以看出,LwIP-UDP 首部开销要小于 OMNI-UDP 首部开销,UDP 首部开销要小于 TCP 首部开销。

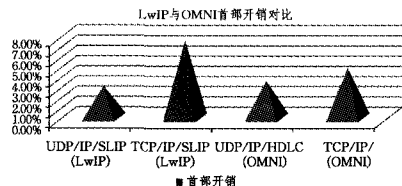


图 6 LwIP 与 OMNI 首部开销对比

与 OMNI 项目相比,LwIP-UDP 协议在与微小卫星系统的通信中进行数据传输时具有更小的首部开销比,可以显著提高在通信过程中的有效数据传输效率。

本文通过模拟小卫星间链路,利用 ZigBee 无线通信技术,搭建了星载计算机和 PC 间的系统测试平台,实现了基于 UDP 协议的星间通信,为 UDP 协议在微小卫星上的进一步研究提供了很好的试验和测试平台。在下一步工作中,将对 LwIP 协议进行优化和二次开发,例如利用多种校验和重传等方式,提高数据传输可靠性;提高系统数据传输能力,研究 TFTP 或 FTP 等大文件传送的功能;针对不同的可靠性需求,采用不同的传输层协议,例如遥控指令采用 TCP 传输,大容量数据可考虑采用 UDP 通信,如图像数据等。

参 考 文 献

[1] 林来兴. 分布式小卫星系统的技术发展与应用前景[J]. 航天器

工程,2010,19(1)

- [2] 刘豪,梁巍. 美国国防高级研究计划局 F6 项目发展研究[J]. 航天器工程,2010,19(2)
- [3] Demangel F, Fau N, Charot F. A Generic Architecture of CCSDS Low Density Parity Check Decoder for Near-Earth Applications [C]//Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition, 2009 (DATE'09). 2009; 1242-1245
- [4] 叶晓国,肖甫,孙力娟,等. SCPS/CCSDS 协议研究与性能分析[J]. 计算机工程与应用,2009,45(4)
- [5] 黄薇,吴伟陵. OMNI—实现空间通信系统标准化的新思路[J]. 电讯技术,2003(5)
- [6] Roseti C, Luglio M, Zampognaro F. Analysis and Performance Evaluation of a Burst-Based TCP for Satellite DVB RCS Links [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18(3)
- [7] Stevens W R. TCP/IP Illustrated, TCP/IP 协议详解[M]. 北京:机械工业出版社,2004
- [8] Jean. μ C/OS-II—源码公开的实时嵌入式操作系统出版社[M]. 邵贝贝,译. 北京:中国电力出版社,2001
- [9] Sahinoglu G D Z, Bhargava B. Reliable broadcast in ZigBee networks[C]//Proceedings of Second Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad hoc Communications and networks. 2005; 510-520
- [10] Khan M, Amini F, Misic J. The Cost of Security: Performance of ZigBee Key Exchange Mechanism in all 802.15.4 Beacon Enabled Cluster[J]. Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2006(5): 876-881

(上接第 4 页)

的每个陈述也是一件不容易的事情。形式化关系通常是低形式化的。这里的低形式化是指,没有区分一个属性的论域和该属性在一个关系中的取值范围;没有区分顶值概念和顶元组概念;没有定义一个顶概念为顶 α 值概念与顶元组概念的并,等等。

为了把数据库中关系的表示扩展到 ER 模型中 ER 模式的表示,应该更多地关注关联 (relationship) 和元组之间在主体上的不同,其中一个元组是一个从属性到属性值的函数,一个关联是一个从元属性到元组的函数。因此,需用一个顶概念表示关联,一个顶概念表示元组;对每个元属性,需要一个角色,它连接一个关联与一个元组;对每个属性,需要一个角色,它连接一个元组和一个属性值。

参 考 文 献

[1] Baader F, Calvanese D, McGuinness D L, et al. The Description Logic Handbook[M]. Cambridge University Press, 2002

[2] Baader F, Laux A. Terminological Logics with Modal Operators [C]//Proceedings of the International Workshop on Description Logics-DL-95. 1995; 6-12

[3] Baader F, Laux A. Terminological Logics with Modal Operators [C]//IJCAI-95. 1995; 808-814

[4] Beneventano D, Bergamaschi S, Lodi S. Terminological logics for schema design and query processing in OODBs[C]//KRDB-94. 1994

[5] Beneventano D, Bergamaschi S, Sartori C. Subsumption for Semantic Query Optimization in OODB[C]//DL-94. Bonn, Germany, 1994

- [6] Borgida A. Description Logics for Querying Databases[C]//DL-94. Bonn, Germany, 1994
- [7] Borgida A. Description Logics in Data Management [J]. IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, 1995, 7(5): 671-682
- [8] Borgida F, Lenzerini M, Rosati R. Description logics for data bases[Z]
- [9] Calvanese D, Giacomo G D, Lenzerini M, et al. Source Integration in Data Warehousing[C]//Proceedings of the Ninth International Workshop on Database and Expert Systems Applications. Vienna, 1998; 192-197
- [10] Calvanese D, Lenzerini M, Nardi D. Description logics for conceptual data modeling[C]//Logics for Databases and Information Systems. Kluwer Academic Publisher, 1998; 229-263
- [11] Lenzerini M. Description logics and their relationships with databases[C]//ICDT'99, LNCS 1540. 1998; 32-38
- [12] Lutz C. Reasoning with concrete domains[C]//Proc. of the 16th IJCAI. Stockholm, Sweden, 1999; 90-95
- [13] Wolter F, Zakharyashev M. Modal description logics; Modalizing roles[Z]. Fundamentae Informaticae, 1999; 411-438
- [14] Wolter F, Zakharyashev M. Temporalizing description logics [C]//Proceedings of Fro-CoS'98. Amsterdam, 1998
- [15] Wolter F, Zakharyashev M. Dynamic description logics[Z]. Advances in Modal Logic II, 2000; 449-463
- [16] Ma Y, Shen Y, Sui Y, et al. The description logic for relational databases[M]. Intelligent Information Processing, 2010; 64-71
- [17] Ma Y, Shen Y, Cao C, et al. The description logic for relational databases[C]//The 6th International Conference on Intelligent Information Processing. regular paper