第 39 卷　第 3 期　　电 子 科 技 大 学 学 报　　Vol.39　No.3
2010年5月　　Journal of University of Electronic Science and Technology of China　　May 2010

ER模型的逻辑表示途径

李　鑫，李　凡，刘启和

(电子科技大学计算机科学与工程学院　成都　610054)

【摘要】利用Answer set编程表示ER模型，从而为ER模型提供了一种新颖的逻辑表示途径。首先，完成ER模式的语法与语义定义；其次，利用Answer set编程实现ER模式的逻辑编程表示，并且这里的编程可自动实现；最后，完成以上表示的合理性证明。工作不仅克服了ER模型作为图形化工具的缺陷，使得它具有了自动推理能力，而且也为利用ER模型实现异构数据库之间的语义协作奠定了理论基础。

关　键　词　Answer set编程;　ER模型;　模式;　语义;　语法

中图分类号　TP302.2　　**文献标识码**　A　　doi:10.3969/j.issn.1001-0548.2010.03.024

Approach to Logical Representation for ER Model

LI Xin, LI Fan, and LIU Qi-he

(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China　Chengdu　610054)

Abstract　Through utilizing answer set programming to represent ER model, this paper proposes a novel approach of logical representation for ER model. First, the syntax and semantic of ER schema are defined. Second, answer set programming is utilized to realize logic programming representation for the ER schema, and the programming here can be automatically completed. Finally, the rationality of this representation is proved. The research result of this paper not only overcomes the defects of the ER model as a graphical tool but also establishes the theoretic base for applying ER model to realize semantic interoperability among heterogeneous databases.

Key words　Answer set programming;　ER model;　schema;　semantics;　syntax

ER模型(entity-relationship model)[1]不仅是最重要的语义数据模型(semantic data model)[2-3]，而且迄今仍是世界500强企业首选的数据库设计工具。ER模型是一种图形化工具，为完成其逻辑表示，提出了一种利用Answer set编程[4]实现ER模型逻辑编程表示的新方法。Answer set编程是一种重要的非单调逻辑编程(nonmonotonic logic programming)技术，经过20年的发展，现已开发出多种编程原型系统，如DLV[5]和AnsProlog[6]等。

为完成ER模型的逻辑编程表示，本文先后完成了ER模式的形式定义、answer set编程表示和合理性证明。工作具有以下重要意义：

(1) 在理论上提供了一种新颖的ER模型逻辑表示途径；

(2) 不但实现了ER模型的自动推理，而且还为ER模式提供了自动验证功能；

(3) 更为重要的是，为利用ER模型实现异构数据库之间的语义协作(semantic interoperability)[7]奠定了坚实的理论基础。

1　ER模式

1.1　语法

根据ER模型提供的构造子和完整约束(integrity constraint)建立的数据库模型实例，被称为ER模式(ER schema)或ER图表(ER diagram)。ER模型提供了如下构造子：实体集(entity set)、联系集(relationship set)、弱实体集(weak entity set)、数据类型(data type)、属性(attribute)和角色(role)[1,9-10]。除了以上构造子外，ER模型还提供多种完整性约束(integrity constraint)，如函数依赖、基数约束和ISA关系等[9-10]。限于篇幅，本文只考虑函数依赖—主键(primary key)约束。为完成ER模式的逻辑表示，需要完成其形式定义。

定义 1　一个ER模式 S 的字典 $L_S=(E_S, R_S, E'_S, D_S, A_S, U_S)$，其中，集合 E_S、R_S、E'_S、D_S、A_S 和 U_S 分别包含实体集符号、联系集符号、弱实

收稿日期：2008－09－15;　修回日期：2009－07－23

作者简介：李　鑫(1973－)，男，博士生，主要从事知识工程、逻辑编程和数据库理论方面的研究.

体集符号、数据类型符号、属性符号和角色符号。而且，以上集合相互互斥。

限于篇幅，本文只考虑原子数据类型。所以，在 D_S 中，每个数据类型 D 唯一对应于一个基本域 D^B。从而，S 的基本域 $S^B = U_{D\in D_S} D^B$。

定义 2 令 X 和 Y 是任意两个集合，标记元组 $T=[x_1:y_1,x_2:y_2,\cdots,x_n:y_n]$、$1\leqslant i\neq j\leqslant n$。如果 T 满足：(1) 任意序对 $x_i:y_i$ 中的左元素 x_i 与右元素 y_i 分别在 X 和 Y 中；(2) 在左元素序列 $x_1,x_2,\cdots,x_n$ 中，存在两个相同的元素 x_i 和 x_j 时，则与它们对应的右元素 y_i 和 y_j 必然相同。那么称 T 是 Y 上的 X-标记元组。

将 R_S 中所有二元联系集符号构成的集合记为 BR_S。

定义 3 ER模式 S 中，存在以下5个函数：

(1) 属性函数 $\mathrm{attr}_S(x)=[A_1:D_1,A_2:D_2,\cdots,A_m:D_m]$，其中，定义域是 $E_S\cup E'_S\cup R_S$、函数值是一个 D_S 上的 A_S-标记元组；

(2) 角色函数 $\mathrm{role}_S(x)=[U_1:E_1,U_2:E_2,\cdots,U_m:E_m]$，其中，定义域是 R_S，函数值是一个 E_S 上的 U_S-标记元组；

(3) 主键函数 $\mathrm{pk}_S(x)=[\bar{A}_1:\bar{D}_1,\bar{A}_2:\bar{D}_2,\cdots,\bar{A}_k:\bar{D}_k]$，其中，定义域是 E_S、函数值是一个 D_S 上的 A_S-标记元组。显然，$\forall E\in E_S$，$\mathrm{pk}_S(E)$ 中的任意序对均在 $\mathrm{attr}_S(E)$ 中；

(4) 弱角色函数 $\mathrm{role}'_S(x)=[U_1:B_1,U_2:B_2,\cdots,U_n:B_n]$，其中，定义域是 E'_S，函数值是一个二元联系 BR_S 上的 U_S-标记元组；

(5) 弱主键函数 $\mathrm{pk}'_S(x)=[\bar{A}_1:\bar{D}_1,\bar{A}_2:\bar{D}_2,\cdots,\bar{A}_k:\bar{D}_k]\times[\bar{U}_1:\bar{B}_1,\bar{U}_2:\bar{B}_2,\cdots,\bar{U}_{k'}:\bar{B}_{k'}]$，其中，定义域是 E'_S、函数值是一个 D_S 上的 A_S-标记元组与 BR_S 上的 U_S-标记元组的卡氏积，与上同理，对于 $\forall E'\in E'_S$，$\mathrm{pk}'_S(E')$ 中的任意序对在 $\mathrm{attr}_S(E')$ 或 $\mathrm{role}'_S(E')$ 中。

定义 4 一个ER模式 $S=(L_S,\mathrm{attr}_S,\mathrm{role}_S,\mathrm{pk}_S,\mathrm{role}'_S,\mathrm{pk}'_S)$，其中，$L_S$、$\mathrm{attr}_S$、$\mathrm{role}_S$、$\mathrm{pk}_S$、$\mathrm{role}'_S$ 和 pk'_S 分别是以上定义的字典、属性函数、角色函数、主键函数、弱角色函数和弱主键函数。

由此，S 中任意实体集符号 $E=(\mathrm{attr}_S(E),\mathrm{pk}_S(E))$。同理，任意联系集符号 $R=(\mathrm{role}_S(R),\mathrm{attr}_S(R))$、弱实体集符号 $E'=(\mathrm{attr}_S(E'),\mathrm{role}'_S(E'),\mathrm{pk}'_S(E'))$。

ER模型要求属性与实体集、联系集和弱实体集是唯一匹配的，称之为唯一匹配原则。该原则同样适合角色与联系集、弱实体集。

1.2 语义

一方面，引入具有塔斯基(Tarsky)解释风格的数据库状态(database state)，以明确ER模式中抽象符号的指代对象；另一方面，指出哪些数据库状态是合法的，即ER模式所希望反映的世界。

定义 5 二元组 $BS=(\varDelta^{BS},\bullet^{BS})$ 是ER模式 S 的一个数据库状态，其中，域 $\varDelta^{BS}$ 是非空有限集，且与基本域 S^B 互斥，解释函数 $\bullet^{BS}$ 定义了抽象符号在 $\varDelta^{BS}$ 中所指代的对象，如果：

(1) $\forall E\in E_S$，则 $E^{BS}\subseteq\varDelta^{BS}$，即 $\forall E(E\in E_S\to E^{BS}\subseteq\varDelta^{BS})$；

(2) $\forall R\in R_S$，则 $R^{BS}\subseteq\varDelta^{BS}$；

(3) $\forall E'\in E'_S$，则 $E'^{BS}\subseteq\varDelta^{BS}$；

(4) $\forall D\in D_S$，则 $D^{BS}=D^B$；

(5) $\forall A\in A_S$，则 $A^{BS}=\varDelta^{BS}\times S^{BS}$；

(6) $\forall U\in U_S$，则 $U^{BS}=\varDelta^{BS}\times\varDelta^{BS}$。

定义 6 设 $BS=(\varDelta^{BS},\bullet^{BS})$ 是ER模式 S 的一个数据库状态。令 $E=(\mathrm{attr}_S(E),\mathrm{pk}_S(E))$ 是 E_S 中任意实体集符号，且 $\mathrm{attr}_S(E)=[A_1:D_1,A_2:D_2,\cdots,A_m:D_m]$、$\mathrm{pk}_S(E)=[\bar{A}_1:\bar{D}_1,\bar{A}_2:\bar{D}_2,\cdots,\bar{A}_k:\bar{D}_k]$。如果能够满足以下两个条件，则称 BS 满足 E。

1) A_i^{BS} ($i\in\{1,2,\cdots,m\}$)中的任意一个元组 (e,d) 满足 $e\in E^{BS}$、$d\in D_i^{BS}$；

2) 设 e' 和 e'' 是 E^{BS} 中任意两个个体，$e'\approx e''$ 当且仅当任意 $\bar{A}_i^{BS}$ ($1\leqslant i\leqslant k$)中的任意两个元组 (e',d') 和 (e'',d'') 满足 $d'\approx d''$。

令 $R=(\mathrm{role}_S(R),\mathrm{attr}_S(R))$ 是 R_S 中任意联系集符号，且 $\mathrm{role}_S(R)=[U_1:E_1,U_2:E_2,\cdots,U_n:E_n]$、$\mathrm{attr}_S(R)=[A_1:D_1,A_2:D_2,\cdots,A_m:D_m]$。如果能够满足以下两个条件，则称 BS 满足 R。

1) U_i^{BS} ($i\in\{1,2,\cdots,n\}$)中任意一个元组 (r,e) 满足 $r\in R^{BS}$、$e\in E_i^{BS}$；

2) A_i^{BS} ($i\in\{1,2,\cdots,m\}$)中的任意一个元组 (r,d) 满足 $r\in R^{BS}$、$d\in D_i^{BS}$。

令 $E'=(\mathrm{attr}_S(E'),\mathrm{role}'_S(E'),\mathrm{pk}'_S(E'))$ 是 E'_S 中任意弱实体集符号，且 $\mathrm{attr}_S(E')=[A_1:D_1,A_2:D_2,\cdots,A_m:D_m]$、$\mathrm{role}'_S(E')=[U_1:B_1,U_2:B_2,\cdots,U_n:B_n]$、$\mathrm{pk}'_S(E')=[\bar{A}_1:\bar{D}_1,\bar{A}_2:\bar{D}_2,\cdots,\bar{A}_k:\bar{D}_k]\times[\bar{U}_1:\bar{B}_1,\bar{U}_2:\bar{B}_2,\cdots,\bar{U}_{k'}:\bar{B}_{k'}]$。如果能够满足以下3个条件，则称 BS 满足 E'。

1) A_i^{BS} ($i\in\{1,2,\cdots,m\}$)中的任意一个元组 (e,d) 满足 $e\in E'^{BS}$、$d\in D_i^{BS}$。

2) U_i^{BS} ($i\in\{1,2,\cdots,n\}$)中任意一个元组 (r,e) 满

足 $r \in B_i^{BS}$ 、 $e \in E'^{BS}$ 。

3) 设 e' 和 e'' 是 E'^{BS} 中任意两个个体， $e' \approx e''$ 当且仅当以下条件同时成立：(1) 任意 $\bar{A}_i^{BS}$ ($1 \leqslant i \leqslant k$) 中的任意两个元组 (e',d') 和 (e'',d'') 满足 $d' \approx d''$ ；(2) 任意 $\bar{U}_j$ ($1 \leqslant j \leqslant k'$) 的任意两个元组 (r',e') 和 (r'',e'') 满足 $r' \approx r''$ 。

如果 BS 能够满足 S 中的所有实体集、联系集和弱实体集符号，则称 BS 是合法的。

S 的(合法)数据库状态可能是无穷的。

2　Answer set编程表示

为完成ER模式 S 的Answer set编程，首先利用以下定义的一一映射 $\phi: L_S \to P_S$ ，建立 L_S 中符号的一阶谓词集。

(1) $\forall X \in E_S \cup R_S \cup E'_S \cup D_S$ ， $\phi(X)$ 是一个一元原子谓词；

(2) $\forall X \in A_S \cup U_S$ ， $\phi(X)$ 是一个二元原子谓词。

在 P_S 基础上，对于任意实体集符号 $E = (\mathrm{attr}_S(E), \mathrm{pk}_S(E))$ 、联系集符号 $R = (\mathrm{role}_S(R), \mathrm{attr}_S(R))$ 、弱实体集符号 $E' = (\mathrm{attr}_S(E'), \mathrm{role}'_S(E'), \mathrm{pk}'_S(E'))$ ，按照以下方法建立Horn规则[10]。

如果 $\mathrm{attr}_S(E) = [A_1 : D_1, A_2 : D_2, \cdots, A_m : D_m]$ 、 $\mathrm{pk}_S(E) = [\bar{A}_1 : \bar{D}_1, \bar{A}_2 : \bar{D}_2, \cdots, \bar{A}_k : \bar{D}_k]$ ，则：

$$\phi(E)(x) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{1}$$

$$\phi(D_i)(y) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{2}$$

$$\begin{aligned} x' \text{»} x'' \leftarrow\ & \phi(\bar{A}_1)(x',y'_1), \phi(\bar{A}_2)(x',y'_2), \cdots, \phi(\bar{A}_k)(x',y'_k), \\ & \phi(\bar{A}_1)(x'',y''_1), \phi(\bar{A}_2)(x'',y''_2), \cdots, \phi(\bar{A}_k)(x'',y''_k),\ y'_1 \approx \\ & y''_1, y''_2, \cdots, y'_k \approx y''_k \end{aligned} \tag{3}$$

$$y'_i \text{»} y''_i \leftarrow \phi(\bar{A}_i)(x',y'_i), \phi(\bar{A}_i)(x'',y''_i), x' \approx x'' \tag{4}$$

式中　$A_i \in \{A_1, A_2, \cdots, A_m\}$ 、 $\bar{A}_i \in \{\bar{A}_1, \bar{A}_2, \cdots, \bar{A}_k\}$ 。

如果 $\mathrm{role}_S(R) = [U_1 : E_1, U_2 : E_2, \cdots, U_n : E_n]$ 、 $\mathrm{attr}_S(R) = [A_1 : D_1, A_2 : D_2, \cdots, A_m : D_m]$ ，则：

$$\phi(R)(r) \leftarrow \phi(U_i)(r,y) \tag{5}$$

$$\phi(E_i)(y) \leftarrow \phi(U_i)(r,y) \tag{6}$$

$$\phi(R)(x) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{7}$$

$$\phi(D_i)(y) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{8}$$

式中　$U_i \in \{U_1, U_2, \cdots, U_n\}$ 、 $A_i \in \{A_1, A_2, \cdots, A_m\}$ 。

如果 $\mathrm{role}'_S(E') = [U_1 : B_1, U_2 : B_2, \cdots, U_n : B_n]$ 、 $\mathrm{attr}_S(E') = [A_1 : D_1, A_2 : D_2, \cdots, A_m : D_m]$ 、 $\mathrm{pk}'_S(E) = [\bar{A}_1 : \bar{D}_1, \bar{A}_2 : \bar{D}_2, \cdots, \bar{A}_k : \bar{D}_k] \times [\bar{U}_1 : \bar{B}_1, \bar{U}_2 : \bar{B}_2, \cdots, \bar{U}_{k'} : \bar{B}_{k'}]$ ，则：

$$\phi(E')(x) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{9}$$

$$\phi(D_i)(y) \leftarrow \phi(A_i)(x,y) \tag{10}$$

$$\begin{aligned} x' \approx x'' \leftarrow\ & \phi(\bar{A}_1)(x',y'_1), \phi(\bar{A}_2)(x',y'_2), \cdots, \phi(\bar{A}_k)(x',y'_k), \\ & \phi(\bar{A}_1)(x'',y''_1), \phi(\bar{A}_2)(x'',y''_2), \cdots, \phi(\bar{A}_k)(x'',y''_k), \\ & \phi(\bar{U}_1)(r'_1,x'), \phi(\bar{U}_2)(r'_2,x'), \cdots, \phi(\bar{U}_{k'})(r'_{k'},x'), \\ & \phi(\bar{U}_1)(r''_1,x''), \phi(\bar{U}_2)(r''_2,x''), \cdots, \phi(\bar{U}_{k'})(r''_{k'},x''), y'_1 \approx \\ & y''_1, \cdots, y'_k \approx y''_k, r'_1 \approx r''_1, \cdots, r'_{k'} \approx r''_{k'} \end{aligned} \tag{11}$$

$$y'_i \approx y''_i \leftarrow \phi(\bar{A}_i)(x',y'_i), \phi(\bar{A}_i)(x'',y''_i), x' \approx x'' \tag{12}$$

$$r'_i \approx r''_i \leftarrow \phi(\bar{U}_i)(r'_i,x'), \phi(\bar{U}_i)(r''_i,x''),\ x' \approx x'' \tag{13}$$

式中　$A_i \in \{A_1, A_2, \cdots, A_m\}$ 、 $\bar{A}_i \in \{\bar{A}_1, \bar{A}_2, \cdots, \bar{A}_m\}$ ； $\bar{U}_i \in \{\bar{U}_1, \bar{U}_2, \cdots, \bar{U}_{k'}\}$ 。

注意， $\mathrm{role}'_S(E')$ 的编程工作已在相应联系集中完成，并将由此获得的Horn规则集记为 $\prod_S$ 。需要说明的是，以上Horn规则的成立需要依赖唯一匹配原则，且有：

$$\begin{aligned} r' \approx r'' \leftarrow\ & \phi(A_1)(r',x'_1), \phi(A_2)(r',x'_2), \cdots, \phi(A_m)(r',x'_m), \\ & \phi(A_1)(r'',x''_1), \phi(A_2)(r'',x''_2), \cdots, \phi(A_m)(r'',x''_m), \\ & \phi(U_1)(r',y'_1), \phi(U_2)(r',y'_2), \cdots, \phi(U_m)(r',y'_n), \\ & \phi(U_1)(r'',y''_1), \cdots, \phi(U_m)(r'',y''_n), x'_1 \approx \\ & x''_1, \cdots, x'_m \approx x''_m, y'_1 \approx y''_1, \cdots, y'_n \approx y''_n \end{aligned} \tag{14}$$

$$y'_i \approx y''_i \leftarrow \phi(A_i)(r',y'_i), \phi(A_i)(r'',y''_i), r' \approx r'' \tag{15}$$

$$y'_i \approx y''_i \leftarrow \phi(U_i)(r',y'_i), \phi(U_i)(r'',y''_i), r' \approx r'' \tag{16}$$

$$x_1 \not\approx x_2 \leftarrow \phi(X_1)(x_1), \phi(X_2)(x_2),\ \text{not}\ \ x_1 \approx x_2 \tag{17}$$

$$\leftarrow \phi(X_1)(x_1), \phi(X_2)(x_2), x_1 \approx x_2, x_1 \not\approx x_2 \tag{18}$$

式中　$A_i \in \{A_1, A_2, \cdots, A_m\}$ 、 $U_i \in \{U_1, U_2, \cdots, U_n\}$ 。

仅仅只有以上Horn规则是不够的，还需要完成以下工作：(1) 对于 R_S 中任意联系集符号 R ，建立式(14)～式(16)的Horn规则，以完成联系集等价推理。其中假设联系集与上文符号 R 相同；(2) 对于 $E_S \cup R_S \cup E'_S$ 中任意两个不同符号 S_1 、 S_2 ，建立式(17)的非单调规则[4]。该规则表示，对于任意两个实体(或联系、或弱实体)，如果不能推导出彼此等价，则它们缺省为不等价，即数据库缺省假设任意两个实体(或联系、或弱实体)不等价。对于数据的等价性判断，要求系统根据唯一名称假设(unique name assumption)[11]自动完成；(3) 对于 $E_S \cup R_S \cup E'_S \cup D_S$ 中任意两个不同符号 X_1 、 X_2 ，建立式(18)的约束，该约束表示任意两个实体(或联系、或弱实体、或数值)之间不可能同时满足等价和不等价。

至此，获得 S 的Answer set程序，并记为 Ω_S 。最后强调，提供的是ER模型Answer set程序建立的一般方法，所以以上编程工作均可自动实现。

3　合理性证明

由于Answer set程序 Ω_S 中无任何常量，所以它

的海布兰库(Herbrand Base)[10]并不确定。令有限集HB是Ω_S的任意海布兰库，根据HB填充Ω_S获得一个实例$G(\Omega_S)$。

设Ω_S是ER模式S的Answer set程序，M是$G(\Omega_S)$的一个Answer set。按以下过程，建立一个数据库状态$\alpha(M)=(\Delta^{\alpha(M)},\square^{\alpha(M)})$。

1) 初始$\varDelta^{\alpha(M)}$和$\square^{\alpha(M)}$为空。

2) 如果M不为空，则从M中任意取出一个元素a。如果a是：(1) $\varphi(E)(e)$时，则添加e到$\varDelta^{\alpha(M)}$中，且$e\in E^{\alpha(M)}$；(2) $\varphi(E')(e')$时，则添加e'到$\varDelta^{\alpha(M)}$中，且$e'\in E'^{\alpha(M)}$；(3) $\varphi(R)(r)$时，则添加r到$\varDelta^{\alpha(M)}$中，且$r\in R^{\alpha(M)}$；(4) $\varphi(D)(d)$时，则$d\in D^B$；(5) $\varphi(A)(b,d)$时，则$(b,d)\in A^{\alpha(M)}$；(6) $\varphi(U)(b,e)$时，则$(b,e)\in U^{\alpha(M)}$。

3) 循环执行2)，直到M为空。

在以下证明中，用$R(x)$表示根据式(x)建立的规则集，$G(R(x))$表示在Answer set程序$G(\Omega_S)$中$R(x)$的填充实例集。

定理 1 设存在一个ER模式S，Ω_S是S的Answer set程序。如果M是$G(\Omega_S)$的Answer set，则$\alpha(M)$是S的一个合法数据库状态。

证明 由于M不为空且是有限的，所以$\varDelta^{\alpha(M)}$也不为空且有限。现假设$\alpha(M)$不是S的一个合法数据库状态，以下利用反证法证明。

令$E=(\text{attr}_S(E),\text{pk}_S(E))$是$E_S$中任意实体集符号，且$\text{attr}_S(E)=[A_1:D_1,A_2:D_2,\cdots,A_m:D_m]$、$\text{pk}_S(E)=[\bar{A}_1:\bar{D}_1,\bar{A}_2:\bar{D}_2\cdots,\bar{A}_k:\bar{D}_k]$。

令$A:D$是$\text{attr}_S(E)$中的任意序对，假设存在一个元组$(e,d)\in A^{\alpha(M)}$、$e\notin E^{\alpha(M)}$或$d\notin D^B$成立。由$\alpha(M)$建立过程可知，此时$\varphi(A)(e,d)\in M$、$\varphi(E)(e)\notin M$或$\varphi(D)(d)\notin M$。所以，M不满足$G(R(1))$或$G(R(2))$，从而M不是$G(\Omega_S)$的Answer set。

然后，令e'和e''是$E^{\alpha(M)}$中任意两个实体，$\bar{A}_1^{\alpha(M)},\bar{A}_2^{\alpha(M)},\cdots,\bar{A}_k^{\alpha(M)}$中的两个元组序列为$(e',d_1'),(e',d_2'),\cdots,(e',d_k')$、$(e'',d_1''),(e'',d_2''),\cdots,(e'',d_k'')$。由$\alpha(M)$建立过程可知，此时$\varphi(E)(e')\in M$、$\varphi(E)(e'')\in M$，且任意$\varphi(\bar{A}_i)(e',d_i')\in M$、$\varphi(\bar{A}_i)(e'',d_i'')\in M$，其中$1\leqslant i\leqslant k$。以下分两种情况证明。

1) 假设任意$d_i'\approx d_i''$、$e'\not\approx e''$。由$\alpha(M)$建立过程可知，$d_i'\approx d_i''\in M$、$e'\not\approx e''\in M$。由$G(R(3))$得$e'\approx e''\in M$。再根据$G(R(18))$得$G(\Omega_S)$没有Answer set。

2) 假设$e'\approx e''$，存在$d_i'\not\approx d_i''$。与上同理得，$e'\approx e''\in M$。由$G(R(4))$得$d_i'\approx d_i''\in M$。再根据$G(R(18))$得$G(\Omega_S)$没有Answer set。

由此得$\alpha(M)$满足S中所有实体集符号。

采用与证明$\text{attr}_S(E)$类似的方法，如果$\alpha(M)$不满足R_S中一个联系集符R，M必然不满足$G(R(5))$、或$G(R(6))$、或$G(R(7))$、或$G(R(8))$。所以，$\alpha(M)$满足S中所有联系集符号。

令$E'=(\text{attr}_S(E'),\text{role}_S'(E'),\text{pk}_S'(E'))$是$E_S'$中任意弱实体集符号。对于$\text{attr}_S(E')$和$\text{role}_S'(E')$的满足性，均可采用与$\text{attr}_S(E)$证明相同的方法。$\text{pk}_S'(E')$的满足性证明与对$\text{pk}_S(E)$的证明类似，分为3种情况，均可得到$G(\Omega_S)$没有Answer set。所以，$\alpha(M)$满足$S$中所有弱实体集符号。

由以上证明可得，$\alpha(M)$是S的一个合法数据库状态。

设$BS=(\varDelta^{BS},\bullet^{BS})$是ER模式$S$的一个数据库状态。按以下过程，获得一个海布兰库$\beta(BS)$。

1) 初始$\beta(BS)$为空。

2) 如果$\varDelta^{BS}$不为空，则从$\varDelta^{BS}$中任意取出一个元素a。如果：(1) $a\in E^{\alpha(M)}$，则添加$\varphi(E)(a)$到$\beta(BS)$中。对于$\text{attr}_S(x)$中的任意序对$A:D$，如果$(a,d)\in A^{\mathrm{B}}$，则添加$\varphi(A)(a,d)$到$\beta(BS)$中。而且，如果$d\in D^B$且$\varphi(D)(d)\notin\beta(BS)$，则添加$\varphi(D)(d)$到$\beta(BS)$中。(2) $a\in R^{\alpha(M)}$，则添加$\varphi(R)(a)$到$\beta(BS)$中。对于$\text{role}_S(R)$中的任意有序对$U:E$，如果$(a,b)\in U^{BS}$，则添加$\varphi(U)(a,b)$到$\beta(BS)$中。对于$\text{attr}_S(R)$中的任意序对，处理与a为实体时相同。

(3) $a\in E'^{\alpha(M)}$，则添加$\varphi(E')(a)$到$\beta(BS)$中。对于$\text{attr}_S(E')$中的任意序对，处理与a为实体时相同。

3) 循环执行2)，直到Δ^{BS}为空；

4) 对于$\beta(BS)$中任意两个一元命题$\phi(S_1)(a)$和$\phi(S_2)(b)$，添加$a\not\approx b$到$\beta(BS)$中。这是由规则式(17)和唯一名称假设决定的。

将$\beta(BS)$作为Ω_S的海布兰库，与上文同理，可获得一个实例$G(\Omega_S)$。

定理 2 设存在一个ER模式S，Ω_S是S的Answer set程序，BS是S的一个数据库状态。如果BS是合法的，则$\beta(BS)$是$G(\Omega_S)$的Answer set。

证明 采用与定理1类似的证明方法，逆向推导即可得证。

以上证明说明了Answer set编程表示方法的正确性。由此建立的逻辑程序不但能够为ER模型提供

自动推理能力，而且还可以用于验证ER模式是否得到满足。

4 结　论

为实现ER模型的逻辑表示，采用了Answer set编程表示ER模型。虽然文献[9]和[12]改进了ER模型，但是仍不具有自动推理能力。相对文献[13]中的描述性逻辑表示途径，该方法具有以下优点：

(1) 表示能力强，如能够表示函数依赖、弱实体集等，而前者难以完成它们的表示；

(2) 逻辑编程已被证明能够涵盖关系数据库[8]，为ER模型与关系数据库的融合提供了理论基础；

(3) 易于支持异构数据库ER模式的集成，而前者难以完成。

参 考 文 献

[1] CHEN P S. The entity-relationship model toward a unified view of data[J]. ACM Trans on Database System, 1976, 1(1): 9-36.

[2] HULL R, KING R. Semantic database modeling: survey, applications, and research issues[J]. ACM Computing Surveys, 1987, 19(3): 201-260.

[3] ANGLES R, GUTIERREZ C. Survey of graph database models[J]. ACM Computing Surveys, 2008, 40(1): 1-39.

[4] GELFOND M, LEONE N. Logic programming and knowledge representation the a-prolog perspective[J]. Artificial Intelligence, 2002, 138: 3-38.

[5] LEONE N, PFEIFER G, FABER W, et al. The DLV system for knowledge representation and reasoning[J]. ACM Trans on Computational Logic, 2006, 7(3): 499-562.

[6] BARAL C. Knowledge representation, reasoning and declaring problem solving with answer sets[M]. [S.l.]: Cambridge University Press, 2003.

[7] RAM S, PARK J. Semantic conflict resolution ontology (scrol): an ontology for detecting and resolving data and schema-level semantics conflicts[J]. IEEE Trans on Knowledge and Data Engineering, 2004, 16(2): 189-202.

[8] ULLMAN J, WIDOM J. A first course in database systems[M]. Beijing: China Machine Press, 2006.

[9] THALHEIM B. Foundations of entity-relationship modeling[J]. Annals of Mathematics and Artificial Intelligence, 1993, 7: 197-256.

[10] NILSSON U, MALUSZYNSKI J. Logic, programming and Prolog[M]. [S.l.]: John Wiley & Sons Ltd, 1995.

[11] REITER R. Towards a logical reconstruction of relational database theory[C]//On Conceptual Modeling. New York: Spring-Verlag, 1984: 163-189.

[12] TEOREY T, YANG D Q, FRY J. A logical design methodology for relational databases using the extended entity-relationship model[J]. ACM Computing Surveys, 1986, 18(2): 197-222.

[13] BADDER F, MCGUINNESS D L, NARDI D, et al. The description logic handbook: theory, implementation and applications[M]. Cambridge: Cambridge University Press, 2003: 142-166.

编 辑 张 俊