

# $F$ 有内部冲突满足 $P_2$ 且无 $\alpha$ 环模式分解的研究<sup>\*</sup>

赵龄强<sup>1</sup> 郝忠孝<sup>1,2,3</sup>

(哈尔滨理工大学计算机科学与技术学院 哈尔滨 150080)<sup>1</sup> (哈尔滨工业大学计算机科学与技术学院 哈尔滨 150001)<sup>2</sup> (齐齐哈尔大学计算机学院 齐齐哈尔 161006)<sup>3</sup>

**摘要** 在数据库模式的无  $\alpha$  环分解中, 当数据模式  $R(W, F)$  的  $FD$  集  $F$  有内部冲突时, 无论  $F$  是否存在广义左、右部冲突均不存在满足保持  $FD$ 、无损连接、 $BCNF$  和无  $\alpha$  环的分解。在某些实际应用中的分解只满足部分条件就够了, 在分析  $F$  有内部冲突时最小归并依赖集  $D$  的特性, 给出了归并依赖集满足的条件  $\Sigma_1$  和  $\Sigma_2$ , 在此基础上, 讨论给出了满足  $P_2$  (保持  $FD$ 、 $BCNF$ ) 且无  $\alpha$  环分解的充要条件和算法, 对算法的正确性、可终止性进行了证明, 并对算法的时间复杂度给出了分析。

**关键词** 广义左部冲突, 广义右部冲突, 无  $\alpha$  环, 模式分解

## Reserch of Schema Decomposition Problem of Meeting $P_2$ and without $\alpha$ -Cycle of Inside Conflict in Functional Dependency Set $F$

ZHAO Ling-Qiang<sup>1</sup> HAO Zhong-Xiao<sup>1,2,3</sup>

(College of Computer Science and Technology, Harbin University of Science and Technology, Harbin 150080)<sup>1</sup> (College of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin 150001)<sup>2</sup> (College of Computer, Qiqihar University, Qiqihar 161006)<sup>3</sup>

**Abstract** In the decomposition of the database schema without  $\alpha$ -cycle, when the  $FD$  set  $F$  of the database schema  $R(W, F)$  has inside conflicts, No matter, whether or not there exist generalized left-hand side conflicts or generalized right-hand side conflicts in  $FD$  set  $F$ , it is not contented of scheme decomposition of dependency preserving and lossless join and  $BCNF$  and without  $\alpha$ -cycle. The decomposition of the database schema of contented the condition in part is enough in a lot practical application. By analyzing the property and characteristics the minimum merge dependency set of the  $FD$  that exist the inside conflicts, the minimum merge dependency set of the  $FD$  need suffice the conditions  $\Sigma_1$  or  $\Sigma_2$ . On this basis, across discussion give the necessary and sufficient condition and the scheme decomposition of  $P_2$  (dependency preserving and  $BCNF$ ) and without  $\alpha$ -cycle. The decomposition algorithm the decompositions and the proof for its termination and correction are also given.

**Keywords** Generalized left-hand side conflict, Generalized right-hand side conflict,  $\alpha$ -acyclic, Scheme decomposition

## 1 引言

文[1]中指出了数据库模式无  $\alpha$  环分解的许多良好特性。文[2]中给出了无内部冲突的数据库模式分解为满足保持  $FD$ 、无损连接、 $3NF$  且为无  $\alpha$  环的充要条件和相应的算法。但在函数依赖环境下, 分解成  $3NF$  并不是最好的, 已经证明分解为  $BCNF$  才是最好的。对  $FD$  集  $F$  有内部冲突的分解则是相当复杂的, 特别是对分解至  $BCNF$ 、保持  $FD$ 、无损连接性且为无  $\alpha$  环的分解更为复杂。在实际的某些应用系统设计中, 有时要求分解的结果不一定同时满足保持  $FD$ 、无损连接、 $BCNF$  和无  $\alpha$  环的特性, 而只满足其中部分条件就足够了。为此本文对文[2]进行了分析, 对满足保持  $FD$ 、 $BCNF$  且为无  $\alpha$  环特性的分解条件进行了研究, 给出了分解的必要条件, 给出了相应的算法、正确性、可终止性证明, 并对算法的时间复杂度进行了分析。

## 2 基本定义、定理

**定义 1** 设数据库模式  $R(W, F)$ ,  $F$  为它的  $FD$  集, 若  $F \models X \rightarrow Y$ ,  $F \models Y \rightarrow X'$  为非平凡的完全函数依赖,  $X' \subset X$ , 且  $F \not\models Y \rightarrow X$ , 则称  $F$  中存在内部冲突; 反之, 称  $F$  中无内部冲突。

**例 1** 设  $F = \{AB \rightarrow CD, CD \rightarrow ABE, E \rightarrow A\}$

显然有  $F \models AB \rightarrow E$ ,  $E \rightarrow A$ , 而  $F \not\models E \rightarrow AB$ , 于是  $F$  为有内部冲突的  $FD$  集。

**定义 2** 一个  $FD$  集  $F$  的归并依赖集  $D$  定义如下: 设  $G$

为  $F$  的一个最小覆盖, 对  $G$  中左部等价的  $FD$  的左部属性集的集合作为  $D$  中的一个左部等价属性集的集合  $L_i$ , 并把对应的  $FD$  的右部的并集中去掉可被  $L_i$  中某个左部属性集部分或传递函数决定的属性后所得到的属性集作为  $D$  中对应于  $L_i$  的右部  $RT_i$ 。记  $WL_i$  为  $L_i$  中所有属性的集合,  $W_i = WL_i \cup RT_i$ , 并使  $RT_i = RT_i - WL_i$ , 这样得到归并依赖集  $D$  为  $D = \{d_i = L_i \rightarrow RT_i\}_{i \in N}$ 。

另用  $X_i^1, X_i^2, \dots$  表示  $L_i$  中不同的等价左部属性集。

**定义 3** 设  $D$  是  $FD$  集  $F$  的一个归并依赖集, 对于  $D$  中的每一个  $d_i = L_i \rightarrow RT_i$ , 若存在  $j \neq i$ , 使  $X_i^1 \cap W_j \neq \emptyset$ , 则  $X_i^1 \in L_i$ , 则称  $X_i^1$  为对外相关的。如果通过等价属性集的替换, 使  $D$  中每一个  $d_i$  中对外相关的左部等价属性集的个数最少, 称替换后的结果集为最小归并依赖集。

**定义 4** 设  $D$  是  $FD$  集  $F$  的一个归并依赖集,  $D$  中的一个左部属性集  $X_i^1$  的完全函数决定属性集为  $W_i$  中可被  $X_i^1$  完全且非平凡函数决定的属性集合, 记为  $FR(X_i^1)$ 。

**定义 5** 设  $D$  是  $FD$  集的一个最小归并依赖集, 若存在  $d_i, d_j \in D (i \neq j)$ ,  $W_i, W_j$  分别为  $d_i, d_j$  的属性集,  $X_i^1 \in L_i, A \in FR(X_i^1)$ 。若存在  $X_i^1 A \subset W_j$ , 则称  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ ; 否则, 称  $D$  满足条件  $\Sigma_1$ 。

**例 2** 设数据库模式  $R(W, F)$ , 其中,  $W = \{ABCEGH\}$ ,  $F = \{AB \rightarrow C, C \rightarrow B, CE \rightarrow G, GH \rightarrow A\}$ 。

可求得  $D = \{d_1 : \{AB\} \rightarrow C, d_2 : \{C\} \rightarrow B, d_3 : \{CE\} \rightarrow G, d_4 : \{GH\} \rightarrow A\}$ 。其中,  $d_2$  中  $C \in L_2, B \in FR(C)$ ;  $d_1$  中,

\* 该项目受到黑龙江省自然科学基金资助(F00—06)赵龄强 副教授, 博士研究生。郝忠孝 教授, 博士生导师。

$W_1=ABC$ , 有  $BC \subseteq (W_1=ABC)$ , 故  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ 。

**定义 6** 设  $D\{d_i=L_i \rightarrow RT_i\}_{i \in N}$  是  $FD$  集  $F$  的一个最小归并依赖集。对于  $d_i \in D$ ,  $W_i$  为  $d_i$  的属性集, 令  $Q_i=W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j)$ , 若  $W_k$  为  $d_k$  的属性集且  $d_k \in D$ ,  $Q_i \subseteq W_k$ , 则将  $d_i$  从  $D$  中删除, 将所有这样的  $d_i$  删除后, 设  $D$  为  $D'$ 。对于每个  $d_i \in D'$ , 设  $X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i)$ , 若存在  $X'_i A \subseteq \bigcup_{j \in N} W_N'(d_j)$ ,  $d_j \in D'$ ,  $W_N'(d_j)$  表示  $W_j$  与所有不同于  $d_j$  的  $d_k (d_k \in D')$  的属性集  $W_k$  的相交的属性集, 则称  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ ; 反之, 称  $D$  满足条件  $\Sigma_2$ 。

**例 3** 设数据库模式  $R\langle W, F \rangle$ , 其中,  $W = \{ABC-DEFH\}$ ,  $F = \{AB \rightarrow C, CD \rightarrow E, EF \rightarrow A, B \rightarrow H\}$ 。

可求得最小归并依赖集  $D = \{d_1: \{AB\} \rightarrow C, d_2: \{CD\} \rightarrow E, d_3: \{EF\} \rightarrow A, d_4: \{B\} \rightarrow H\}$ 。在  $D$  中存在  $d_4, W_4 \cap (\bigcup_{j \neq 4} W_j) = B$ , 且  $B \subseteq W_1\{ABC\}$  故应从  $D$  中删除, 余下得  $D' = \{d_1, d_2, d_3\}$ 。

**定义 7** 设  $\rho = \{R_1, R_2, \dots, R_n\}$  为数据库模式  $R\langle W, F \rangle$  的一个分解, 若该分解满足保持  $FD$ 、 $BCNF$  且有无  $\alpha$  特性, 则称该分解为满足  $P_2$  且无  $\alpha$  环的分解。

**定理 1** 在  $FD$  环境下, 若一个数据库模式  $R = \{R_1, R_2, \dots, R_n\}$  是无损连接的, 则必有某个关系模式  $R_i$  包含超候选关键字。

证明见文[1]。

**定理 2** 设  $\rho = \{R_1, R_2, \dots, R_n\}$  为数据库模式  $R\langle W, F \rangle$  的一个保持依赖的分解,  $F \models X \rightarrow A$ , 且  $X \rightarrow A$  为完全非平凡函数依赖, 则在  $\rho$  对应的连接起图中必存在一条由  $X$  到  $A$  的通路。

证明见文[1]。

**定理 3** 设  $F$  为数据库模式  $R\langle W, F \rangle$  的  $FD$  集,  $D$  是  $F$  的一个最小归并依赖集, 若  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ , 则  $R\langle W, F \rangle$  分解为满足保持  $FD$  且无  $\alpha$  环的模式分解  $\rho$  时, 必不能满足  $BCNF$ 。

证明:(反证法)即要证明:假设  $F$  的最小归并依赖集  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ , 可以得到同时满足保持  $FD$ , 无  $\alpha$  环和  $BCNF$  的一个分解。

因为  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ , 根据定义 5, 存在  $d_i, d_j \in D (i \neq j)$ ,  $X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i)$ 。由于  $W_j$  是  $d_j$  的属性集, 有  $X'_i A \subseteq W_j$ 。设在  $D$  中存在  $d_i: \{C\} \rightarrow BQ, d_j: \{AB \rightarrow C\}$ , 其中,  $X'_i = C, FR(X'_i) = BQ, B \in FR(X'_i)$ , 有  $CB \subseteq (W_j = ABC)$ 。因为分解  $\rho$  满足保持  $FD$ , 必有一个关系模式  $R_i$  存在, 使  $\{AB \rightarrow C\} \in R_i$ , 此时也必有  $\{C \rightarrow B\} \in R_i$ 。对于  $R_i$  中的这两个依赖的左部  $AB \leftrightarrow C$ , 故  $R_i \notin BCNF$ , 这与假设矛盾, 证毕。

**定理 4** 设  $F$  为数据库模式  $R\langle W, F \rangle$  的  $FD$  集,  $D$  是  $F$  的一个最小归并依赖集, 若  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ , 则  $R\langle W, F \rangle$  分解为满足保持  $FD$  且无  $\alpha$  环式分解  $\rho$  时, 必不可满足  $BCNF$ 。

证明:(反证性)即要证明:假设  $F$  的最小归并依赖集  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ , 可以得到同时满足保持  $FD$ , 无  $\alpha$  环和  $BCNF$  的一个分解。

因为  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ , 根据定义 6, 对于  $d_i \in D$ , 设  $Q_i = W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j)$ , 存在  $d_k \in D (i \neq k)$ , 有  $Q_i \subseteq W_k$ , 将这样的  $d_i$  全部从  $D$  中删除后, 使  $D$  记为  $D'$ 。对于  $d_i \in D'$ ,  $X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i)$ , 有  $X'_i A \subseteq \bigcup_{j \in N} W_N'(d_j)$ ,  $d_j \in D'$ 。由于分解  $\rho$  满足保持  $FD$ , 根据定理 1, 对于  $F$  的  $D$  中的  $X'_i$  必有  $X'_i \subseteq R_i, X'_i \leftrightarrow X_i$ , 则对每个  $d_i \in D'$  均存在相应的  $R_i$  有上述性质成立。对于任意两个  $d_i, d_j \in D' (i \neq j)$ , 则有  $X'_i \leftrightarrow X'_j$ 。

因为分解  $\rho$  满足  $BCNF$ , 所以对于不同的  $d_i \in D'$  均有相应的不同的  $R_i$  具有上述性质成立。由于分解  $\rho$  满足无  $\alpha$  环

性, 故对于任一  $d_i \in D'$  产生的关系模式对应的超图必是可归约的, 则必存在一个关系模式  $R_i$ , 有  $\bigcup_{i \in N} W_N'(d_i) \subseteq R_i$ 。又由于  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ , 即存在  $d_i \in D', X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i), X'_i A \subseteq \bigcup_{i \in N} W_N'(d_i)$ , 使  $X'_i A \subseteq R_i, X'_i \rightarrow A \in R_i$ , 但  $X'_i$  不是  $R_i$  的超候选关键字, 故有  $R_i \notin BCNF$ , 这与假设矛盾。证毕。

**定理 5** 设  $D$  是关系模式  $R\langle W, F \rangle$  的  $FD$  集  $F$  的最小归并依赖集,  $R\langle W, F \rangle$  的分解  $\rho$  满足  $P_2$  且无  $\alpha$  环分解的充要条件是  $D$  满足条件  $\Sigma_1$  和  $\Sigma_2$ 。

证明:(必要性)即要证:当把  $R\langle W, F \rangle$  分解  $P_2$  且无  $\alpha$  环时,  $D$  必须满足  $\Sigma_1$  和  $\Sigma_2$ 。

(反证性)假设  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$  或不满足条件  $\Sigma_2$  时  $R\langle W, F \rangle$  可以分解  $P_2$  且无  $\alpha$  环的分解  $\rho$ 。根据定理 3, 若  $D$  不满足条件  $\Sigma_1$ , 必得不到满足  $P_2$  且无  $\alpha$  环的分解  $\rho$ ; 根据定理 4, 若  $D$  不满足条件  $\Sigma_2$ , 必然得不到满足  $P_2$  且无  $\alpha$  环的分解  $\rho$ 。与假设矛盾。

(充分性)即要证:当  $D$  满足条件  $\Sigma_1$  或  $\Sigma_2$  时, 分解  $\rho$  必满足  $P_2$  且无  $\alpha$  环的分解  $\rho$ 。由于  $D$  满足条件  $\Sigma_1$  或  $\Sigma_2$ , 故可对  $R\langle W, F \rangle$  进行如下处理:

(1) 求出  $F$  的最小归并依赖集  $D$ ;

(2)  $D' := D$ , 对  $d_i \in D'$ , 设  $Q_i = W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j)$ , 若有  $d_k \in D', W_k$  为  $d_k$  的属性集, 有  $Q_i \subseteq W_k$ , 则把所有这样的  $d_i$  从  $D'$  中删除;

(3) 对每一个  $d_i \in D'$ , 求出  $d_i$  的属性集  $W_i$  与  $d_k \in D' (k \neq i)$  的属性集  $W_k$  相交的属性集合  $Q_i = W_i \cap (\bigcup_{k \neq i} W_k)$ , 并将  $Q_i$  并入  $Q$ 。

(4) 将  $Q$  中所有的  $Q_i$  并成属性集  $K$ ; 把  $K$  作为一个关系模式;

(5) 将每个  $d_i \in D$  的  $W_i$  均作为一个关系模式;

(6) 消去被其它关系模式所包含的关系模式, 即若存在  $R_i \subseteq R_j$ , 则  $R := R - \{R_i\}$ 。

经过这样处理后便可得到的模式分解满足以下条件:

1) 保持  $FD$ 。由于把每一个  $d_i \in D$  的  $W_i$  均作为一个关系模式, 由于  $F$  与  $D$  具有等价性, 故分解满足保持  $FD$ 。

2)  $BCNF$  性。(1) 对于每一个  $d_i \in D$  属性集  $W_i$  所产生的关系模式  $R_i$ , 由于  $D$  满足条件  $\Sigma_1$ , 故在由  $d_i$  的属性集  $W_i$  所产生的关系模式中, 除了  $d_i$  自身的依赖之外,  $R_i$  不含其它依赖。根据定义 2 知,  $d_i$  的右部完全函数依赖于  $d_i$  的左部, 故  $R_i \in BCNF$ 。(2) 对于由  $K$  所产生的关系模式  $R_K$ 。由于  $D$  满足条件  $\Sigma_2$ , 可分两种情况:

① 存在  $d_i \in D, X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i), X'_i A = \bigcup_{j \in N} W_N'(d_j)$ , 即由  $K$  所产生的关系模式  $R_K$  的属性集为  $X'_i A$ , 而  $X'_i \rightarrow A \in R_K, X'_i$  为  $R_K$  的候选关键字, 故  $R_K \in BCNF$ ;

② 不存在  $d_i \in D, X'_i \in L_i, A \in FR(X'_i), X'_i A \subseteq \bigcup_{j \in N} W_N'(d_j), (i \neq j)$ 。即由  $K$  产生的关系模式  $R_K$  中不存在任何依赖, 故  $R_K \in BCNF$ 。

由于只有上述①、②两种途径产生关系模式, 且均为  $BCNF$ , 故分解满足  $BCNF$ 。

3) 无  $\alpha$  环性。采用 Graham 算法对  $\rho$  所对应的超图进行处理。

对于由不在  $D'$  中的  $d_i \in D$  的属性集  $W_i$  所产生的关系模式  $R_i$ , 由于存在  $d_k \in D'$ , 设  $Q_i = W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j)$ ,  $Q_i \subseteq W_k$ , 即有  $W_N'(R_i) \subseteq W_k$ , 设  $W_k$  产生的关系模式  $R_k$ , 则有  $W_N'(R_i) \subseteq R_k$ , 故  $R_i$  可归约至  $R_k$ 。于是对于每一个  $d_i \in D, d_i \notin D'$  的属性集  $W_i$  所产生的关系模式是可归约的; 对于每一个  $d_i \in$

$D'$ , 在处理步骤(3)时, 对每一个  $d_i$  都建立了一个  $Q_i$ ,  $Q_i$  是  $d_i$  的所有对外相交的属性集, 即  $W_N'(d_i) = Q_i$ , 故  $d_i$  可归约至  $Q_i$ 。在步骤(4)把所有的  $Q_i$  并成了属性集  $K$ , 因而每一个  $d_i \in D'$  所产生的关系模式对应的超图可归约至由  $K$  所产生的关系模式对应的超图中, 最后只剩下由  $K$  所产生的关系模式  $R_k$ , 可归约至空, 故该模式分解  $\rho$  具有无  $\alpha$  环性。证毕。

### 3 算法、时间复杂度

根据定理 5, 完全可以给出, 当  $F$  有内部冲突时,  $R(W, F)$  分解为满足  $P_2$  且具有无  $\alpha$  环的模式分解算法。

**算法 1**  $Q\text{-test}$ (测试  $D$  是否满足条件  $\Sigma_1$  和  $\Sigma_2$ )

输入:  $D$ ;  
输出: 若  $D$  同时满足条件  $\Sigma_1$  和  $\Sigma_2$ , 输出 false; 否则, 输出 true;  
login  
for 每一个  $d_i \in D, X_i^t \in L_i, A \in FR(X_i^t)$  do //  $D$  若不能满足条件  $\Sigma_1$   
输出 ture//  
if 存在  $d_j \in D(i \neq j)$  and  $X_i^t \subseteq W_j$  then return;  
 $D' := D$ ;  
for 每一个  $d_i \in D'$  do  
if 存在  $d_k \in D'$  and  $W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j) \subseteq W_k$  and  $d_j \in D'$  then  
 $D' := D' - \{d_i\}$ ;  
for 每一个  $d_i \in D$  do //  $D$  若满足条件  $\Sigma_2$  输出 ture//  
if  $X_i^t \in L_i, A \in FR(X_i^t)$  and  $X_i^t \subseteq \bigcup_{j \in N} W_N'(d_j)$  then  
return ( $F$ )

该算法的时间复杂度显然为  $O(n^2 p)$ 。

**算法 2**  $FJ_\alpha$ ( $F$  有内部冲突、满足保持  $FD$ 、 $BCNF$  且无  $\alpha$  环的分解)

输入:  $R(W, F)$ ;  
输出:  $\rho = \{R_1, R_2, \dots, R_n\}$ ;  
login  
 $D := GB\text{-}Set(F)^{[3]}$  // 求出  $F$  的归并依赖集//。

$D := Mini\text{-}GB(D)^{[3]}$  // 求出  $D$  的归并依赖集//。  
if  $Q\text{-test}(D)$  then return  
 $D' := D$ ;  
for 每一个  $d_i \in D'$  do  
if 存在  $d_k \in D'(i \neq k)$  and  $W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j) \subseteq W_k$  and  $d_j \in D'$  then  
 $D' := D' - \{d_i\}$ ;  
 $Q := \{\emptyset\}; Q_i := \emptyset$ ; // 对每一个  $d_i \in D'$  建立一个属性集  $Q_i$ ;  
for 每一个  $d_i \in D'$  do  
 $Q_i := W_i \cap (\bigcup_{j \neq i} W_j); Q := Q \cup \{Q_i\}$ ;  
 $K = \emptyset$ ;  
for 每一个  $Q_i \in Q$  do  
 $K := K \cup Q_i$ ;  
 $P := \emptyset$ ;  
for 每一个  $d_i \in D'$  do  
将  $W_i$  构成一个关系模式  $R_i; \rho := \rho \cup R_i$ ;  
将  $K$  构成一个关系模式  $R_k; \rho := \rho \cup R_k$ ;  
for 每一个  $R_i \in \rho$  do // 删除被其它关系模式包含的  $R_i$ ;  
if 存在  $R_j (i \neq j)$  and  $R_i \subseteq R_j$  then  
 $\rho := \rho - \{R_i\}$ ;  
return( $\rho$ )

显然, 根据定理 5 该算法是正确的。如果设  $n$  为输入的属性个数,  $p$  为  $FD$  的个数, 算法的第(1)、(2)、(3)步的时间复杂度分别为  $O(np)$ 、 $O(p^3)$ 、 $O(n^2 p)$ , 其余各步均小于  $p$ , 故该算法的复杂度为  $O(p^3 + n^2 p)$ 。

### 参考文献

- 郝忠孝. 无内部冲突满足  $P_3$  的无  $\alpha$  环的数据库模式分解 I: 分解的基本理论. 计算机研究与发展, 1998, 35(4): 301~304
- 郝忠孝, 等. 数据库模式分解为满足  $P_3$  及无  $\alpha$  环的条件. 计算机研究与发展, 1999, 36(1): 101~105
- 郝忠孝, 等. 最小归并依赖集求解的算法. 计算机研究与发展, 1997, 34(增刊): 267~270
- 郝忠孝, 等. 函数依赖集  $F$  有内部冲突的判定问题的研究. 计算机研究与发展, 2004, 41(9): 1540~1544
- 郝忠孝, 等. 有内部冲突的  $F$  的广义左、右部冲突判定算法. 计算机研究与发展, 2004, 41(11): 1924~1929

(上接第 123 页)

```
<wsdl:service name="nmtoken" *
  <wsdl:documentation ... />?
  <wsdl:port name="nmtoken"
    binding="qname" *
  <wsdl:documentation ... />?
  <soap:address location="uriReference" />
  <sa:attribute *
    <sa:id />
    <sa:value />
  </sa:attribute>
  <- extensibility element ->
</wsdl:port>
<- extensibility element ->
</wsdl:service>
```

改进的 WSDL 在  $\langle \text{port} \rangle$  元素中加入了  $\langle \text{sa:attribute} \rangle$  元素。该元素由 ID 和 value 组成。 $\langle \text{sa:attribute} \rangle$  元素允许有多个, 每一个  $\langle \text{sa:attribute} \rangle$  描述了该 Web 服务的一项语义信息。

所有的语义 Web 服务描述语言, 包括 OWL-S, 都要关联到 WSDL, 供 Web 服务的访问者查询和发现。这种从语义描述语言到 WSDL 的转换可以通过直接扩展 WSDL 的方式实现, 也可以使用 XSLT 文件实现。本框架只是对 WSDL 进行扩展, 所以可适用于任何语义 Web 服务的调用框架。

### 4 框架的实现

该框架的核心部分是 BPEL 引擎。现存的 BPEL 引擎有很多, 包括 IBM<sup>[9]</sup> 和 Oracle<sup>[10]</sup> 的产品。但它们都过于庞大, 而且也没有相应的源码。本文推荐使用 ActiveBPEL<sup>[11]</sup>。它是一个开源的 java 项目。对于 BPEL 的改进可以在此基础上进行。同时, 为了充分沿用 ActiveBPEL 已有功能, 减少开发量, 本文建议使用面向方面的编程模式 (AOP), 具体的开发框架可以使用基于 eclipse 的 AspectJ 插件。

UDDI 的选择, 本文建议使用 SAP 的 UDDI 注册机构<sup>[12]</sup>。它使用的是最新的 UDDI V3。

**结束语** 本文对 Web 服务的运行时适应性的研究现状做了全面分析, 提出了一个支持 Web 服务运行时适应性的框架。该框架进一步完善了发现和绑定机制, 对 BPEL 和 WSDL 提出了具体的改进方式以支持带语义的 Web 服务选择。由于语义 Web 服务的相关理论还在不断完善之中, 该框架对带语义的 Web 服务选择的支持还没达到理想的程度, 希望在今后的研究工作中不断改进。

### 参考文献

- 岳昆, 王晓玲, 周微英. Web 服务核心支撑技术: 研究综述. 软件学报, 2004, 15(3): 428~442
- 饶元, 冯博琴, 李尊朝. 基于 Web Services 的服务合成技术研究综述. 系统工程与电子技术, 2005, 8: 1481~1489
- Karastoyanova D, Buchmann A. Development Life Cycle of Web Service-based Business Processes. Enabling dynamic invocation of Web services at run time. In: Proceedings of The 2nd International Workshop on Web Services: Modeling, Architecture and Infrastructure 2004 (WSMAI-2004), April 2004
- Karastoyanova D, Buchmann A. Extending Web Service Flow Models to Provide for Adaptability. In: Proceedings of OOPSLA '04 Workshop on "Best Practices and Methodologies in Service-oriented Architectures: Paving the Way to Web-services Success", Vancouver, Canada, 2004
- Karastoyanova D, Houspanossian A, Cilia M, Leymann F, Buchmann A. Extending BPEL for Run Time Adaptability. In: Proc. of the 9th International Enterprise Distributed Object Computing Conference (EDOC 2005), Enschede, The Netherlands, September 2005
- Dublin Core Metadata Initiative. <http://dublincore.org/>
- Curbera F, Goland Y, Klein J, Leymann F, Roller D, Thatte S, Weerawarana S. Business Process Execution Language for Web Services (BPEL4WS) 1.1, May 2003
- W3C: Web Services Description Language (WSDL) Version 2.0 Part 1: Core Language, W3C Candidate Recommendation, 2006. <http://www.w3.org/TR/2006/CR-wsdl20-20060327/>
- IBM developerWorks: WebSphere Business Integration Server Foundation Process Choreographer. <http://www-106.ibm.com/developerworks/WebSphere/zones/was/wpc.htm>
- Oracle Corporation: Oracle BPEL Process Manager 2.0. 2004
- ActiveBPEL Engine. <http://www.activebpel.org/>
- SAP UDDI Business Registry. <https://uddi.sap.com/>