第 34 卷 第 3 期 计 算 机 工 程 2008 年 2 月
Vol.34 No.3 Computer Engineering February 2008
·软件技术与数据库· 文章编号：1000—3428(2008)03—0081—02 文献标识码：A 中图分类号：TP311.13

FD无内部冲突时的P_{ek}且无α环模式分解

赵龄强[1]，郝忠孝[1,2,3]，顾照鹏[1]
(1. 哈尔滨理工大学计算机科学与技术学院，哈尔滨 150080；2. 齐齐哈尔大学计算机学院，齐齐哈尔 161006；
3. 哈尔滨工业大学计算机科学与技术学院，哈尔滨 150001)

摘 要：通过分析FD集中F的最小归并依赖集特征，提出了初等归并依赖集和最小归并依赖集，定义了初等最小归并依赖集的弱左部冲突和弱右部冲突、P_{ek}(保持FD集，无损连接且满足初等关键词范式)等概念。讨论了数据库模式分解为初等关键词范式的无α环判定问题，实验证明，在初等归并依赖集D有弱左部或弱右部冲突时，满足P_{ek}的分解具有α环，该分解算法是有效的。

关键词：无内部冲突；弱左部冲突；弱右部冲突；初等关键字范式

Model Decomposition of P_{ek} Without α-Cycle When Functional Dependency Without Inside Conflict

ZHAO Ling-qiang[1], HAO Zhong-xiao[1,2,3], GU Zhao-peng[1]
(1. College of Computer Science and Technology, Harbin University of Science and Technology, Harbin 150080; 2. College of Computer, Qiqihar University, Qiqihar 161006; 3. College of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin 150001)

【Abstract】 By analyzing the minimum merge dependency set characteristics of F in FD set, the elementary merge dependency set and minimum merge dependency set are presented. Notions of weak left side conflict, weak right side conflict under elementary merge dependency set of F and P_{ek}(join-lossless, FD and Elementary Key Normal Form(EKNF)) are introduced. The scheme decomposition is discussed and the result concludes that when the elementary merge dependency set of F has weak left side conflicts or weak right side conflict, the decomposition meeting P_{ek} has α-cyclic. Experimental results show that the decomposition algorithm is effective.

【Key words】 without inside conflict; weak left side conflict; weak right side conflict; Elementary Key Normal Form(EKNF)

在经典数据库、时态数据库和主动数据库的模式分解中，由于α环的存在将出现一些异常现象[1-2]，因此许多问题是NP完全问题。文献[3-5]讨论了FD集F无内部冲突和有内部冲突时满足P_3且为无α环的分解问题。在FD环境下，BCNF是最优的。但对于要达到Boyce-Codd正规化格式(BCNF)标准、具有“无α环”特性的数据库模式，其分解过程就很难保证。因此，本文讨论初等关键字范式(Elementary Key Normal Form, EKNF)的无α环分解问题。

1 预备知识

定义 1[4] 设$D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$是$FD$集$F$的归并依赖集，$d_i, d_j\in D(i\neq j)$。如果$F\models X_i\to A, A\in W_{L_j}$，但$X_i\nleftrightarrow X_j$，且不存在属性集$X, A\in X$，使$X\leftrightarrow X_i$，则称$d_i$对$d_j$弱左部冲突。

定义 2[4] 设$D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$是$FD$集$F$的归并依赖集，$d_i, d_j\in D(i\neq j)$。如果$F\models X_i\to A, A\in RT_j$，且不存在属性集$X,A\in X$，使$X_i\leftrightarrow X$。同时，$F\models X_i\to X_j, F\not\models X_j\to X_i$，则称$d_i$对$d_j$弱右部冲突。

定理 1[3] 在FD环境下，如果一个数据库模式$R=\{R_1, R_2,\cdots,R_n\}$是无损连接的，则存在某个关系模式$R_i$包含整个数据库模式的候选关键词。

定理 2[3] 设$\rho=\{R_1,R_2,\cdots,R_n\}$是数据库模式$R<W, F>$的一个保持$FD$的分解，$F\models X\to A$，且$X\to A$为非平凡完全函数依赖，则$\rho$对应连接超图中必存在由$X$到$A$的一条通路。

定理 3[3] 如果数据库模式$R<W, F>$的一个分解$\{R_1, R_2,\cdots, R_n\}$是保持函数依赖的，且分解后有一个关系模式中含有候选关键词，则分解必是无损连接的。

定理 4[4] 设$\rho=\{R_1,R_2,\cdots,R_n\}$是数据库模式$R<W, F>$的一个保持$FD$的分解，则对$F$的最小归并依赖集$D$中的任意$X_i^k$，存在$j(1\leq j\leq n)$，$X_i\subseteq R_j$且$X_i^k\leftrightarrow X_i$，即有某个关系模式包含着一个与$X_i^k$等价的属性集。

2 定义和定理

定义 3 设$Q=\{R_1,R_2,\cdots,R_n\}$是数据库模式$R\langle W, F\rangle$的一个分解，若满足保持FD、无损连接性、EKNF，称该分解满足P_{ek}；若分解除满足P_{ek}外还具有无α环特性，称该分解满足P_{ek}和无α环的分解。

定义 4 设 FD 集 F 的归并依赖集为 D，若对于每一个$d_i\in D$，对任意的$A\in RT_i$，使得d_i中每一个X_i^k满足，$X_i^k\to A$对于$\prod_{Ri}(F)$是初等的，称F存在初等归并依赖集，记D为F的初等归并依赖集。

定义 5 设D是FD集F的一个初等归并依赖集，对于D中的每一个$d_i=L_i\to RT_i$，若存在$j\neq i$使$X_i^k\cap W_j\neq\varnothing(X_i^k\in L_i)$，则称$X_i^k$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初等最小归并依赖集。

基金项目：黑龙江省自然科学基金资助项目(F00-06)
作者简介：赵龄强(1963－)，男，副教授、博士研究生，主研方向：计算机数据库；郝忠孝，教授、博士生导师；顾照鹏，硕士研究生
收稿日期：2007-03-25 **E-mail：**zhaolq@hrbust.edu.cn

定理 5 设数据库模式$R\langle W, F\rangle$的FD集F无内部冲突，如果D中存在弱左部冲突，则将$R\langle W, F\rangle$分解为满足条件P_{ek}的数据库模式为有α环的。

证明 (反证法)假设D存在弱左部冲突，$R\langle W, F\rangle$分解为得到满足P_{ek}的数据库模式$\rho=\{R_1,R_2,\cdots,R_n\}$为无$\alpha$环的。设$d_i$对$d_j$弱左部冲突，$d_i, d_j\in D(i\neq j)$, $F\models X_i\to A$，$A\in W_{L_j}$, $X_i\nleftrightarrow X_j$且不存在属性集X，有$A\in X$，使$X\leftrightarrow X_i$，根据定理 4，在ρ中存在R_i, $X_i\subseteq R_i$, $X_i\leftrightarrow X_i^k$, R_j，且$X_j\subseteq R_j$, $X_j\leftrightarrow X_j^l$。由于$X_i\nleftrightarrow X_j$, $\rho\in EKNF$，因此$i\neq j$(否则X_i, X_j在同一个关系模式R_i中，$X_i\to A\in R_i$，为初等函数依赖，若X_i为R_i的初等候选关键词，与$X_i\nleftrightarrow X_j$矛盾，若A为R_i的一个初等主属性，存在一个R_i的初等候选关键词K, $A\in K$，有$K\to X_i$, $X_i\to A$，与F无内部冲突矛盾)，$F\models X_i\to A$为非平凡完全函数依赖，ρ又是一个保持FD，由定理 2 可知，ρ对应的连接超图中存在一条由X_i至A的通路。因为$A\in W_{L_j}$, $X_j\subseteq R_j$，所以$A\in R_j$, $X_i\subseteq R_i$。则存在由R_i至R_j的一条通路。又ρ满足P_{ek}，由定理 1 可知，ρ中存在某一关系模式R_s，含有R的一个候选关键词K，即$K\to X_i$, $K\to X_j$。由定理 2，存在由K至X_i、K至X_j这样两条通路。又由于$K\subseteq R_s$, $X_i\subseteq R_i$, $X_j\subseteq R_j$，因此存在由R_s到R_i, R_s至R_j两条通路。$X_i\to A$, $X_i\nleftrightarrow X_j$, R_i必有另外一条到R_j的通路，形成环路。

如果环路上的一条超边R_l可归约至R_d，即

$$R_l \underset{N'}{\prec} R_d$$

必有$W_{N'}(R_l)\subseteq W_{N'}(R_d)$。设$R_m$, R_n为环路上的两条不同的超边，且$R_l\cap R_m\neq\varnothing$, $R_l\cap R_n\neq\varnothing$，则有$R_d\cap R_m\supseteq R_l\cap R_m\neq\varnothing$, $R_d\cap R_n\supseteq R_l\cap R_n\neq\varnothing$。$R_l$归约后环路仍然存在，且始终有$X_iY\subseteq W_{N'}(R_i)$，必有某一时刻只对$R_i$和$R_j$进行归约。因为假定$\rho$是无$\alpha$环的，所以$R_i$与$R_j$必是可归约的。存在

$$R_c, R_i \underset{N'}{\prec} R_c$$

即$W_{N'}(R_i)\subseteq W_{N'}(R_c)$，有$X_iY\subseteq R_c$。因为$R_c\in EKNF$, $X_i\to Y\in R_c$，所以：(1)当X_i为R_c的初等候选关键词时，R_i的约去不会影响R_c以外其他R_k的$W_{N'}(R_k)$，这时用R_c代替R_i依然可以构成环路，而且有$X_i'Y\subseteq W_{N'}(C)$, $X_i'\leftrightarrow X_i$。否则，将不会保持$R_s\to X_i$。而含有X_i等价属性集的关系模式有限，最终不会存在这样的R_c。(2)当X_i不为初等候选关键词时，Y为R_c初等主属性，存在一个R_c的初等候选关键词K，$Y\subseteq K$，有$K\to X_i$，$X_i\to Y$，与前提F无内部冲突矛盾，命题成立。证毕。

定理 6 设数据库模式$R\langle W, F\rangle$的FD集F无内部冲突，如果D中存在弱右部冲突，则将$R\langle W, F\rangle$分解为满足条件P_{EK}的数据库模式为有α环的。

证明 (反证法)假设D存在弱右部冲突，$R<W, F>$分解得到满足P_{ek}的数据库模式$\rho=\{R_1,R_2,\cdots,R_n\}$是无$\alpha$环的。由于$D$存在弱右部冲突，因此$d_i, d_j\in D(i\neq j)$，存在$F\models X_i\to A$, $A\in RT_j$，但不存在属性集X，有$A\in X$，使$X_i\leftrightarrow X$，同时，$F\not\models X_i\to X_j$, $F\not\models X_j\to X_i$。ρ满足P_{ek}，由定理 4 可知，在ρ中存在R_i, $X_i\subseteq R_i$, $X_i\leftrightarrow X_i^k$, R_j，且$X_j\subseteq R_j$, $X_j\leftrightarrow X_j^l$。由于$X_i\nleftrightarrow X_j$, $\rho\in EKNF$，因此$F\models X_i\to A$为非平凡完全函数依赖，分解ρ又是保持FD，由定理 2 知，ρ对应的连接超图中存在一条由X_i至A的通路。同理，存在一条由X_j至A的通路。

由定理 1，ρ中必存在一个关系模式R_s含有R的候选关键词K。有$K\to X_i$, $K\to X_j$。由定理 2，存在由R_s至R_i、R_s至R_j的两条通路。由于$X_i\to A$, $X_i\nleftrightarrow X_j$，因此便存在R_s, R_i, A, R_j, R_s的一条环路。

在对ρ的连接超图进行归约时，导出与假设矛盾。

3 算法及分析

算法 $FJ\{F$无内部冲突，分解为满足P_{ek}且满足无α环的分解$\}$。

输入 $R<W,F>$的初等归并依赖集 D。

输出 $R<W,F>$的一个分解。

begin
(1)if $C\text{-}test(D,F)$ then $Cyclic(D)$,$return(R)$;
(2)G:=$Mini\text{-}GB(D)$;//求 D 的初等最小归并依赖集 G
(3)求 G 的关联度;
(4)$G(0)$:=$\varnothing$;
for 每一个$d_i\in G$ do
if $G_i\neq$-1 then $G(0)$:=$G(0)\cup\{d_i\}$;
//把关联度不为-1 的d_i并入$G(0)$中
(5)for 每一个$d_i\in G(0)$ do
e_i:=$\varnothing$;
for 每一个$X_i^k\in L_i$ do
Q_l^k:=$\varnothing$;
for 每一个$d_j\in G(0)$且$j\neq i$ do
Q_l^k:=$Q_l^k\cup(X_l^k\cap W_j)$;//求每个X_l^k的对外相交属性集
for 每一个$X_l^k\in d_i$ do
if $Q_l^k\neq\varnothing$且不存在$Q_l^k\subseteq Q_l^n(n\neq k)$ then e_i:=$e_i\cup X_l^k$;
//考查每个X_l^k是否属于e_i
if e_i=$\varnothing$ then e_i:=$min\ (L_i)$//e_i=$\varnothing$表明d_i中无左部属性对外相交，则取L_i中长度最小的
$G(0)$:=$G(0)\cup\{e_i\}$;
(6)for 每一个$e_i\in G(0)$ do
if 存在$d_j\in G(0)(i\neq j)$且$(W_j\cap e_i)\to e_i$
then G:=$G\cup\{e_i\}$;$G(0)$:=$G(0)$-$\{e_i\}$;
//消去被其他X_j所包含的e_i
(7)K:= $\varnothing$;
for 每一个$e_i\in G(0)$ do
K:=$K\cup e_i$;
K:=$K\cup(W\text{-}\cup W_j)$;
//把未参与任何依赖的外部属性加入候选关键词中
(8)for 每一个d_i,$e_j\in G$ do
把W_i或e_j作为一个关系模式;
把 K 作为一个关系模式;
(9)for 每一个$R_i\in R$ do
if 存在$R_i\subseteq R_j(i\neq j)$ then R:=R-$\{R_i\}$;
//消去被其他R_j所包含的R_i
(10)return(R)
end

算法具有以下特性：

(1)可终止性

步骤(1)~步骤(3)是可终止的，其他步骤含有 for 循环，是可自动终止的。因此，该算法具有可终止性。

(2)正确性

执行到步骤(1)时终止，表明 D 不能同时满足无弱左部、弱右部冲突。据定理 1、定理 2 可知，分解必为有 α 环的，此时执行算法 $Cyclic(D)$。输出 R 是满足：

1)保持函数依赖性

在步骤(8)中，将每一个$d_i\in G$的属性集W_i均作为一个关系模式。由于F与G具有等价性，因此分解满足保持函数依赖性。

2)无损联接性

在步骤(7)中，求得一个候选关键词 K，把 K 作为一个关系模式，由定理 3，该算法分解具有无损连接性。

(下转第 90 页)