第 33 卷 第 1 期 计 算 机 工 程 2007 年 1 月
Vol.33 No.1 Computer Engineering January 2007
·软件技术与数据库· 文章编号：1000—3428(2007)01—0062—03 文献标识码：A 中图分类号：TP311.13

# 数据库模式在FD环境下满足$P_S$及无α环判定问题

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

**摘 要**：通过分析在$FD$集$F$的最小归并依赖集$D$存在弱左部或弱右部冲突时所具有的性质和特征，提出了$P_S$(保持$FD$，无损连接且满足$SNF$)、条件$T$等概念。在此基础上讨论了数据库模式分解为$SNF$的无α环判定问题，给出了在$D$有弱左部或弱右部冲突及不满足条件$T$时满足$P_S$的分解是有α环的结论，为进一步研究无α环的分解奠定了基础。

**关键词**：无内部冲突；弱左部冲突；弱右部冲突；无α环；简单范式

# Deciding Problem of Database Schema Meeting $P_s$ and α-acyclic in Functional Dependency

ZHAO Lingqiang[1], GU Zhaopeng[1], HAO Zhongxiao[1,2,3]
(1. College of Computer Science and Technology, Harbin University of Science and Technology, Harbin 150080; 2. College of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin 150001; 3. College of Computer, Qiqihar University, Qiqihar 161006)

【**Abstract**】By analyzing the property and characteristics of $D$( the minimum merge dependency set of $F$) when $D$ has weak left side conflict or weak left side conflict, the notions of $P_s$(join-lossless, $FD$ and $SNF$), condition $T$ are introduced. On this basis, the scheme decomposition is discussed and the result concludes that when $D$ has weak left side conflicts or weak right side conflict or doesn't meet condition $T$, the decomposition meeting $P_s$ is α-cyclic, laying the foundation for further investigation of α-acyclic decomposition.

【**Key words**】Without inside conflict; Weak left side conflict; Weak rignt side conflict; α-acyclic; Simple normal form

文献[2, 3]分别讨论了$FD$集$F$无内部冲突和有内部冲突时满足$P_3$(保持$FD$，无损连接且满足 3$NF$)且为无α环的分解问题。但是$FD$环境下，3$NF$不是最优的，而$BCNF$在实际应用中却很难保证。在 3$NF$的基础上对关键字进行约束得到的高于 3$NF$低于$BCNF$的$SNF$(简单范式)正适应了实际的需要。本文对在$FD$环境下$FD$集$F$无内部冲突时满足$P_S$(保持$FD$，无损连接且满足$SNF$)的分解进行了研究。在分析文献[2, 3]的同时又分析了满足$P_S$且无α环的不同特性，进而给出了在$FD$集$F$无内部冲突，且最小归并依赖集$D$中存在弱左，右部冲突以及$D$不满足条件$T$时模式分解为满足$P_S$为有α环的结论。

## 1 定义及符号

**定义 1**[1] 设$H=<V, E>$是一个连接超图，$V$是一个顶点集，$E$是一个超边集合。如果$A$，$B\in V$，则$H$中从结点$A$到结点$B$的一条通路是一个满足下列条件的超边序列：$E_1$，$E_2$，…，$E_k(k\geq 1)$。

(1)$A\in E_1$，$B\in E_k$

(2)$E_i\cap E_{i+1}\neq\varnothing$(对所有的 $1\leq i\leq k$)。

**定义 2**[1] 设$R<U, F>$为一关系模式，$U$为属性集，$F$为函数依赖集。$X\subset U$，$A\in U$且$A\notin X$，$X\to A$。如果$R<U, F>$满足下列条件之一：

(1)$X$ 包含 $R<U, F>$的一个简单候选关键字。

(2)存在一个简单候选关键字 $K$，使 $A\in K$。

则称 $R<U, F>$满足简单范式，记为 $R<U, F>\in SNF$。

**定义 3**[2] 对于一个$FD$集$F$，如果$F\vDash X\to Y$，$F\vDash Y\to X'$ 均为非平凡的完全函数依赖，$X'\subset X$，并$F\nvDash Y\to X$，且$F$中存在内部冲突；否则，称$F$中无内部冲突。

**定义 4**[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$W_{L_i}$为$L_i$中所有属性的集合，$W_i=W_{L_i}\cup RT_i$，并使$RT_i=RT_i-W_{L_i}$，这样得到归并依赖集$D$为

$$D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$$

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

**定义 5**[2] 设$D$是$FD$集$F$的一个归并依赖集，对于$D$中的每一个$d_i=L_i\to RT_i$，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最小归并依赖集。

**定义 6**[2] 设 $D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$是$FD$集$F$的最小归并依赖集，$d_i$，$d_j\in D(i\neq j)$。如果$F\vDash X_i\to A$，$A\in W_{L_j}$，但$X_i\nrightarrow X_j$，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 7**[2] 设 $D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$是$FD$集$F$的最小归并依赖集，$d_i$，$d_j\in D(i\neq j)$。如果$F\vDash X_i\to A$，$A\in RT_j$，且不存在属性集$X$，$A\in X$，使$X_i\leftrightarrow X$。同时，$F\nvDash X_i\to X_j$，$F\nvDash X_j\to X_i$，则称$d_i$

**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、博士生，主研方向：关系数据库系统与理论；顾照鹏，硕士生；郝忠孝，教授、博导
**收稿日期**：2006-07-13 **E-mail**：zhaolq@hrbust.edu.cn

对$d_j$弱右部冲突。

**定义 8**[4] 关联度是描述最小归并依赖集$D$中每个$L_i$中的等价属性集与其它$W_j$相交非空的级别，用$G_i$表示。

(1)令$Q_i=W_{L_i}\cap(\cup_{j\neq i}W_j)$表示$d_i\in D$的左部对外相交的属性集。如果存在$d_i\in D$，$j\neq i$，$Q_i\subseteq Q_j$，且$Q_i\to W_i$，则令$G_i$:=-1。

对于这样的$d_i$必是可归约的。使$D=D-\{d_i\}$2 再对$D$重复上面的操作，直至不再减少。

(2)对每个$d_i\in D$，令$Q_i=W_{L_i}\cap(\cup_{di\in D}W_j)$，$j\neq I$，若$Q_i=\varnothing$则令$G_i$:=0。否则，若$Q_i\subseteq X_i^k$，则$G_i$:=1。

(3)除情况(1)、情况(2)外，均令$G_i$:=2。

**定义 9** 设$Q=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$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，且对于$R_i$中任一$FD$：$X\to A\in\prod_F(R_i)(XA\subseteq R_i，A\notin X)$，满足以下两个条件之一：

(1)$X$包含$R_i$的一个简单候选关键字。

(2)存在一个$R_i$的简单候选关键字$K$，使$A\in K$，则称该分解满足$P_S$。若分解除满足$P_S$外还具有无α环特性，则称该分解满足$P_S$和无α环的分解。

**例** 数据库模式$R\langle W，F\rangle$，$F=\{AB\to CD,CD\to AB, C\to E, A\to P\}$，$W=\{ABCDEP\}$,$\rho=\{ABCD,CE,AP\}$是$R\langle W，F\rangle$的一个分解，则分解$\rho$是$R\langle W，F\rangle$的一个满足$P_S$和无α环的分解。对应超图$H_r$如图 1 所示。

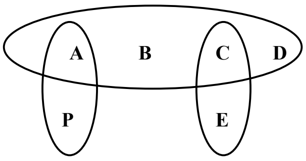


**图 1 对应超图$H_r$**

**定义 10** 由定义 8，对$FD$集$F$和其最小归并依赖集$D=\{d_i=L_i\to RT_i\}_{i\in N}$，若存在$d_i\in D$的关联度 2，则与$d_i$相关联的$d_j$的关联度必为-1，称$D$满足$T$。否则称$D$不满足条件$T$。

## 2 定理

**定理 1**[2] 设$\rho=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$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$j(1\le j\le n)$，$X_i\subseteq R_j$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。

**定理 2**[2] 在$FD$环境下，如果一个数据库模式$R=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$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字。

**定理 3**[2] 设$\rho=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$是数据库模式$R<W，F>$的一个保持$FD$的分解，$F\vDash X\to A$，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。

以上定理的证明参见文献[2]。

**定理 4** 设数据库模式$R\langle W，F\rangle$的$FD$集$F$无内部冲突，$D$为$F$的一个最小归并依赖集，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$P_S$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，$R\langle W，F\rangle$分解为满足$P_S$的数据库模式$\rho=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$为无α环的。设$d_i$对$d_j$弱左部冲突，$d_i$，$d_j\in D(i\neq j)$，$F\vDash X_i\to A$，$A\in W_{L_j}$，但$X_i\nrightarrow X_j$且不存在属性集$X$，有$A\in X$，使$X\leftrightarrow X_i$，由定理 1，在$\rho$中存在$R_i$，$X_i\subseteq R_i$，$X_i\leftrightarrow X_i^k$，$R_j$，$X_j\subseteq R_j$，$X_j\leftrightarrow X_j^l$。由于$X_i\nleftrightarrow X_j$，$\rho\in SNF$，则$i\neq j$(否则$X_i$，$X_j$在同一个关系模式$R_i$中，$X_i\to A\in R_i$。若$X_i$包含$R_i$的一个简单候选关键字，与$X_i\nleftrightarrow X_j$矛盾；若$A$是$R_i$的一个简单主属性，则存在一个$R_i$的简单关键字$K$，$A\in K$，有$K\to X_i$，$X_i\to A$，与$F$无内部冲突矛盾)。由于$F\vDash X_i\to A$为非平凡完全函数依赖，$\rho$保持$FD$，则由定理 3，$\rho$对应的超图中存在一条由$X_i$至$A$的通路。因为$A\in W_{L_j}$，$X_j\subseteq R_j$，即$A\in R_j$，$X_i\subseteq R_i$，则存在$R_i$至$R_j$的一条通路。又由$\rho$满足$P_S$，由定理 2，$\rho$中存在某一关系模式$R_s$，含有$R$的一个候选关键字$K$，有$K\to X_i$，$K\to X_j$。由定理 3，存在由$K$至$X_i$，$K$至$X_j$这样两条通路。又由于$K\subseteq R_s$，$X_i\subseteq R_i$，$X_j\subseteq R_j$，存在由$R_s$到$R_i$，$R_s$至$R_j$两条通路。由于$X_i\to A$，$X_i\nrightarrow X_j$，$R_i$必有另外一条到$R_j$的通路，因此形成了环路$R_s$，$R_i$，$R_j$，$R_s$。

使用$Graham$算法对$\rho$对应的超图进行归约时，先不归约$R_i$和$R_j$，对环路上其它超边归约均不影响环路的连通性。因为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。由假定$\rho$是无α环的，所以$R_i$与$R_j$必是可归约的。存在$R_c$，$R_i\underset{N'}{\prec}$Rc。即$W_{N'}(R_i)\subseteq W_{N'}(R_c)$，有$X_iY\subseteq R_c$。因为$R_c\in SNF$，$X_i\to Y\in R_c$，(1)当$X_i$包含$R_c$的一个简单候选关键字$R_i$的约去不影响$R_c$以外其它$R_k$的$W_{N'}(R_k)$，这时用$R_c$代替$R_i$仍可构成环路，且有$X_i'Y\subseteq W_{N'}(C)$，$X_i'\leftrightarrow X_i$。否则，将不保持$R_s\to X_i$。而含有$X_i$等价属性集的关系模式有限，最终不存在这样的$R_c$。(2)当$X_i$不包含$R_c$的简单关键字时，$Y$为$R_c$简单主属性，存在一个$R_c$的简单关键字$K$，$Y\subseteq K$，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 5** 设数据库模式$R\langle W，F\rangle$的$FD$集$F$无内部冲突，$D$为$F$的一个最小归并依赖集，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$P_S$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$P_S$的数据库模式$\rho=\{R_1,R_2,\ldots,R_n\}$是无α环的。由于$D$存在弱右部冲突，有$d_i$，$d_j\in D(i\neq j)$，存在$F\vDash X_i\to A$，$A\in RT_j$，但不存在属性集$X$,$A\in X$,使$X_i\leftrightarrow X$,同时,$F\nvDash X_i\to X_j$,$F\nvDash X_j\to X_i$。因为$\rho$满足$P_S$，由定理 1，在$\rho$中存在$R_i$，$X_i\subseteq R_i$，$X_i\leftrightarrow X_i^k$，$R_j$，$X_j\subseteq R_j$，$X_j\leftrightarrow X_j^l$。由于$F\vDash X_i\to A$为非平凡完全函数依赖，分解$\rho$保持$FD$，由定理 3，$\rho$对应的超图中存在一条由$X_i$至$A$的通路。又因为$A\in RT_j$，所以有$X_j\to A\in F^+$。同理，也存在一条由$X_j$至$A$的通路。

因为分解满足无损连接性，所以由定理 2，$\rho$中必存在一个关系模式$R$含有$R$的候选关键字$K$。因此，有$K\to X_i$，$K\to X_j$。由定理 3，存在由$R_s$至$R_i$及$R_s$至$R_j$的两条通路。由于$X_i\to A$，$X_i\nrightarrow X_j$，这样便存在$R_s$，$R_i$，$A$，$R_j$，$R_s$的一条环路。

类似于定理 4 的证明，在对$\rho$的连接超图进行归约时，导出与假设矛盾。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，$D$为$F$的一个最小归并依赖集，如果$D$中不满足条件$T$，则将$R\langle W，F\rangle$分解为满足条件$P_S$的数据库模式为有α 环的。

**证明** (反证法) 假设当无内部冲突的、$FD$集$F$的最小归并依赖集$D$不满足条件$T$时，对$R\langle W，F\rangle$分解产生满足$P_S$的数据库模式为无α环的。

由定义 10，存在$d_i\in D$的关联度 2。$d_i$中至少有两个不同的等价属性集$X_i^m$，$X_i^n$对外相交，且分别对外相交的属性集互

不包含。

(1)若$G_j=0$，则$d_j$不对外相关，与前提矛盾；

(2)若$G_j=1$，$X_i^m$，$d_j$左部相交，设$X_i^n$与$d_k$相交，分两种情况讨论：

1）$X_i^m$，$d_j$左部相交，$X_i^n$与$d_k$左部相交，$X_i^m \cap W_{L_j} \neq \varnothing$，$X_i^n \cap W_{L_k} \neq \varnothing$，$X_i^m \cap W_{L_j} \not\subseteq X_i^n \cap W_{L_k}$，$X_i^n \cap W_{L_k} \not\subseteq X_i^m \cap W_{L_j}$。

由分解保持$FD$及定理 1，在$\rho$中存在$R_i$，$X_i \subseteq R_i$，$X_i \leftrightarrow X_i^m \leftrightarrow X_i^n$，$R_j$，$X_j \subseteq R_j$，$X_j \leftrightarrow X_j^l$；存在$R_k$，$X_k \subseteq R_k$，$X_k \leftrightarrow X_k^l$。由于$X_i \nleftrightarrow X_j \nleftrightarrow X_k$，$\rho \in SNF$，且$D$无内部冲突，则$i \neq j$。因为$X_i$，$X_j$，$X_k$不为$R$的候选关键字，分解$\rho$满足$P_S$，由定理 2，存在一个关系模式$R_s$，包含$R$的一个候选关键字$K_s$，$K_s \subseteq R_s$，因此有$K_s \rightarrow X_i$，$K_s \rightarrow X_k$。又因为分解保持$FD$，由定理 3，在$\rho$对应超图中，必存在由$R_s$至$R_j$，$R_s$至$R_k$的两条通路，而$R_i$与$R_j$具有相同属性，$R_k$与$R_i$具有相同的属性，故存在经由$R_k$，$R_i$，$R_j$的通路，与由$R_s$至$R_j$，$R_s$至$R_k$的通路形成经由$R_s$，$R_j$，$R_i$，$R_k$，$R_s$的环路。

使用 *Graham* 算法对 $\rho$ 对应的超图进行归约时，类似于定理 4 的证明，将导出与假设矛盾。

2）$X_i^m$与$d_j$左部相交，$X_i^n$与$d_k$右部相交，$X_i^m \cap X_j^l \neq \varnothing$，$X_i^n \cap RT_k \neq \varnothing$。

若$X_k l \nrightarrow X_i^n$，由于$X_i^n \cap RT_k \neq \varnothing$，即$X_k^l \rightarrow A$，$A \in X_i^n \subseteq W_{L_i}$，则存在弱左部冲突。由定理 4，必为有α环的，与假设矛盾。

若$X_k^l \rightarrow X_i^n$，设$A \in X_i^m \cap X_j^l$。由于$X_i^m \leftrightarrow X_i^n$，有$X_j^l \rightarrow X_i^n$，

$A \in X_i^m \cap X_j^l$有$X_k^l \rightarrow A$，$A \in X_j^l \subseteq W_{L_j}$。又由于$X_k^l \nrightarrow X_j^l$，则存在弱左部冲突。由定理 4，必为有α环的，与假设矛盾。

(3)若$G_j=2$，有两种情况：

1）$X_i^m$，$d_j$左部相交，$X_i^n$不与$d_j$相关，证明同(2)；

2）$X_i^m$，$X_i^n$都与$d_j$左部相交，$X_i^m \cap W_{L_j} \neq \varnothing$，$X_i^n \cap W_{L_j} \neq \varnothing$，$X_i^m \cap W_{L_j} \not\subseteq X_i^n \cap W_{L_j}$，$X_i^n \cap W_{L_j} \not\subseteq X_i^m \cap W_{L_j}$，由于分解$\rho$满足保持$FD$的，由定理 1，存在某一个关系模式$R_i$，$X_i \subseteq R_i$，$X_i \leftrightarrow X_i^m \leftrightarrow X_i^n$，$R_j$，$X_j \subseteq R_j$，$X_j \leftrightarrow X_j^l$。由于$X_i \nleftrightarrow X_j$，$\rho \in SNF$，且$D$无内部冲突，则$i \neq j$。存在一个关系模式$R_s$包含$R$的一个候选关键字$K_s$，有$K_s \rightarrow X_i$，$K_s \rightarrow X_j$。又分解满足保持$FD$，由定理 3，在$\rho$对应超图中，必存在由$R_s$至$R_j$，$R_s$至$R_j$的两条通路，而$R_i$与$R_j$具有相同属性，形成经由$R_s$，$R_j$，$R_i$，$R_s$的环路。

使用 *Graham* 算法对 $\rho$ 对应的超图进行归约时。与(2)中情况 1）相同，导致假设矛盾。证毕。

## 3 结束语

本文给出了在$FD$环境下$F$无内部冲突时，其最小归并依赖集$D$无论存在弱左部冲突、弱右部冲突以及不满足条件$T$时由$R$<$W,F$>分解产生满足条件$P_S$的数据库模式必是有α环的结论。

### 参考文献


1 郝忠孝. 关系数据库理论新进展[M]. 北京: 机械工业出版社, 1998.

2 郝忠孝. 无内部冲突满足$P_3$的无α环的数据库模式分解(I): 分解的基本理论[J]. 计算机研究与发展, 1998, 35(4): 301-304.

3 郝忠孝. 无内部冲突满足$P_3$的无α环的数据库模式分解(II): 分解的算法及分析[J]. 计算机研究与发展, 1998, 35(4): 305-309.

4 邓成玉. 关联度与关系模式分解满足$P_{BC}$且无α环的关系[J]. 计算机工程与应用, 2004, 40(18): 181-182, 232.


（上接第 61 页）

**表 1 速度测试**

| 软件名称 | 连接上的 Peer | 平均速度 | Internet 的下载速度 | 官方表明速度 |
|---|---|---|---|---|
| 共享平台 | 1 | 1 213Kbps | 0 | 1 213 Kbps |
| BitTorrent | 未知 | 3 Kbps | 100 Kbps | 未知 |
| 迅雷 2.2.3 | 未知 | 95 Kbps | 480 Kbps | 511 Kbps [9] |

**表 2 资源共享平台与各种现有解决方案的对比**

| | 原始 FTP 软件 | 带书签的 FTP 软件 | FTP 扫描程序 | FTP 搜索引擎 | 资源共享平台 |
|---|---|---|---|---|---|
| 关键字搜索 | | | | ★ | ★ |
| 可用性检测 | | | ★ | ★ | ★ |
| 全局资源整合 | | 有限 | | ★ | ★ |
| 传输高效性 | | | | 有限 | ★ |
| 智能代理性，用户透明 | | | | 有限 | ★ |
| 负载均衡，带宽利用率高 | | | | | ★ |

## 3 结语

Intranet上拥有大量的资源，仅依靠现有的资源共享方案无法高效利用Intranet的全部资源。本文实现了一种新型的共享平台。通过该平台，可以最大化地整合和利用Intranet内部的资源，用户能高效地搜索和下载到所需要的资源，易于发布和共享资源。同时平衡了整个网络的负荷，极大地提高了Intranet的资源利用率，用户不需要人工搜索大量节点，提高了下载速率。还可很方便地增加网络即时通信、网上游戏、网上电子市场等功能，更好地利用整个Intranet内的各项资源，用平台把Intranet的用户更紧密地连接起来。

### 参考文献


1 Oram A. Peer-to-Peer: Harnessing the Benefits of a Disruptive Technology[M]. California: O'Reilly and Associates Inc., 2001-05.

2 Li Gong. Peer-to-Peer Networks in Action[J]. IEEE Internet Computing, 2002, 6(1).

3 Stoica I, Morris R, Karger D, et al. Chord: A Scalable Peer-to-Peer Lookup Service for Internet Applications[C]// Proceedings of ACM SIGCOMM'01, 2001-08.

4 史忠植. 智能主体及其应用[M]. 北京: 科学出版社, 2000.

5 Wooldridge M, Jernnings N R. Intelligent Agents——Thoeries, Architectures, and Languages[C]// Proceedings of Lecture Notes in Artificial Intelligence. Springer-Verlag, 1995-01.

6 Denver. P2P能做什么[EB/OL]. http://www.yesky.com/.

7 PChome软件部. 了解BT原理[EB/OL]. http://article.pchome.net/2004/03/01/17222.htm.

8 迅雷搜索网站. 迅雷官方统计数字[Z]. http://www.gigaget.com/.