第38卷 第6期
2011年6月
计 算 机 科 学
Computer Science
Vol. 38 No. 6
June 2011

模糊时态数据库设计中模糊/时态向量空间特性研究

邓立国[1,2]　马宗民[2]

(沈阳师范大学教育技术学院　沈阳 110034)[1]　(东北大学信息科学与工程学院　沈阳 110004)[2]

摘　要　数据库设计的目标是生成一组模式，使数据存储既减少冗余，又可方便地获取信息。这是通过设计满足适当范式的模式来实现的。函数依赖FD是有效的工具。对于多粒度模糊时态数据库设计来说，模糊值和多粒度模糊时态序列的映射关系是将传统FD扩展到模糊时态函数依赖FTFD的关键，通过分析属性集的有限闭包、时态类型集的封闭集、属性集在给定时态上的依赖等概念，得到模糊/时态向量的特征描述，并对此方法的正确性进行了论证。此方法能方便地在计算机上表达模糊属性值和模糊时态序列的映射关系，为模糊时态数据库范式的判定和分解算法提供有效的手段。

关键词　模糊时态数据库，函数依赖，时间粒度，有限闭包，FTFD

中图法分类号　TP311　　　**文献标识码**　A

Fuzzy/Temporal Characteristic of Vector Space on Fuzzy Temporal Database Design

DENG Li-guo[1,2]　MA Zong-min[2]

(College of Education Technology, Shenyang Normal University, Shenyang 110034, China)[1]

(College of Information Science & Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China)[2]

Abstract　The goal of database design is to generate a set of patterns, which not only reduces data storage redundancy, but also conveniently accesses to information. This is by design to meet the appropriate normal form model achieved. Functional dependency FD is an effective tool. The key is the mapping of fuzzy-valued and multi-granularity fuzzy temporal sequence to extend the traditional FD to fuzzy temporal functional dependency FTFD for multi-granularity fuzzy temporal database design. To effectively express fuzzy/temporal characteristic of vector space on fuzzy temporal database design by analyzing limited closure of attribute set, the closed set of temporal types set, the concepts of attribute set in a gaven temporal depends on the state of such as the fuzzy/temporal characterization vector. And the correctness of this method was demonstrated. This method can be easily expressed on the computer, to determine mapping relations of fuzzy attribute values and fuzzy temporal sequence for the paradigm of fuzzy temporal database and to provide an effective means of decomposition.

Keywords　Fuzzy temporal databases, Functional dependency, Time granularity, Limited closure, FTFD

1　引言

客观世界是复杂的，许多事物或对象具有不完全性、不确定性或模糊性。各种事件和实体间潜在的关系常常蕴涵在时态信息中。然而现实生活中很多事件的发生结束等时态信息都是不精确的，它常常被表示为不确定、模糊的形式。数据库是对客观世界一部分的抽象描述，为了使这种描述更符合实际，必须将不完全性、模糊性引入数据库。现在还没有成型的模糊时态数据库模型，这方面的文章也很少，模糊时态数据库的理论还没有形成体系，许多模型方面的问题尚须进一步研究。

数据库设计理论主要涉及两方面的研究：数据依赖的规范化理论研究和ER(实体-联系)模型的概念设计研究。近年来，对于时态数据库设计有了相当多的研究[1]，J. Ben Zvi对时态数据库作了开创性的工作，提出了时态数据模型并研究了N1NF的TDB。J. Clifford[2]对历史数据库作了开创性的重要贡献。Jensen和Snodgrass[3]，Wijsen[4]及Wang[5]等人提出了各自的时态数据依赖的概念，其中Wang提出的时态函数依赖(TFD)能够处理多时间粒度，较灵活地反映了现实世界。鉴于此，Wijsen将其扩充到对复杂对象的约束[4]。国内学者郝忠孝的时态多值依赖和时态模式规范化是对时态数据库概念设计的扩展和优化[6,7]，是实现计算机表示和处理复杂时态对象的实效模型。目前有学者正致力于数据库的规范化模型和XML DTDs的结合，力图表达外部实体的时态语义推理[8-10]。Millist W. Vincent等提出在无连接查询中多视图地引用规范模型转换[11]。

本文基于文献[7,12]的数据库模型，讨论了多粒度时态类型的一些特性，定义了多粒度时态类型集的封闭集和偏序

到稿日期：2010-07-22　返修日期：2010-11-14　本文受国家自然科学基金(60873010)资助。

邓立国(1971－)，男，博士生，副教授，主要研究方向为数据库，E-mail：liguo_deng@163.com；马宗民(1965－)，男，博士，教授，博士生导师，主要研究方向为人工智能、数据库等。

性、属性集的有限闭包、属性集在给定时态类型上的有限依赖基及属性集的有限依赖基向量特性等概念，给出了元组相似性的判定、求属性集的有限闭包、有限依赖基、解决成员籍的算法，并对算法的正确性进行了证明，进一步得到了模糊/时态向量空间的特征描述，从而能方便地在计算机上表达模糊属性值和模糊时态序列的映射关系，为模糊时态数据库范式的判定和分解算法提供有效的手段。

2 模糊时态数据模型

模糊时态数据库设计的关键是如何构造数据模式即逻辑结构的问题。为了表达必然事件的不确定性，采用时间日历和模糊时态约束来描述模糊事件/确定的时间区间或必然事件/模糊时间区间关系。模糊数据表示采用隶属函数，隶属函数是一种表示模糊数据的方法，它把模糊数据 χ 定义为论域 X 上的一个隶属函数：

$f_{\bar{A}}:X\rightarrow[0,1],\bar{A}=\{(\chi,f\bar{A}(\chi))\}$

即把 X 上的每个元素映射到[0,1]区间上的一个值[12]。设 $\bar{A}$ 是一个模糊数据，采用二元组形式表示：$\bar{A}=(\alpha,\theta)$，α 为 χ 在论域 X 中的元素，θ 为 χ 对于 X 的隶属度且 $\theta\in[0,1]$。

定义 1[12]（时态约束） 时态约束 C 作用在时态日历（$\mathbb{R}$，<）上。

当且仅当作用在日历（$\mathbb{R}$，<）上的有效时间点集 $ST_{\mathbb{R}}$ 有限时，日历（$\mathbb{R}$，<）为相对有限的。此外，对于所有作用在日历（$\mathbb{R}$，<）上的时态约束 C 来说，以时态日历（$\mathbb{R}$，<）为域的时态约束解决集 $SL(C)$ 一定是时间点集 $ST_{\mathbb{R}}$ 的子集。

定义 2[12]（模糊度） 模糊时态数据库中，事件在某一时间发生时，即在某一时间点 t_p 上关系 r 的元组 t 的数值域在时间域上有与之相应的模糊度值 δ。$t\!\!\!\sigma$ 是一个作用在（$\mathbb{R}$，<）上且满足 $|SL(t\!\!\!\sigma)|\geqslant1$ 条件的时态约束。$FDF(t\!\!\!\sigma,t_p)$ 是以（$\mathbb{R}$，<）为域，以 $t_p\in ST(t_p\notin SL(t\!\!\!\sigma)$ 和 $\sum_{t_p\in ST}(\delta)\leqslant1)$ 和 $0\leqslant\delta\leqslant1$ 为输入、返回值是 δ 的模糊度函数。如果 $\sum_{t_p\in ST}(\delta)$ 在恒定的时间点上是可计算的，则模糊度函数 FDF 是确定的值。

定义 3[12] 模糊时态元组可以形式化地定义为四元组 $\langle t\!\!\!\sigma,\eta,\xi,\mu\rangle$，符号表示 f_u，当 $\eta\leqslant\xi$ 时，$\eta,\xi\in[0,1]$ 是模糊算子，μ 是截集模糊函数。

定义 4[12] 模糊时态关系定义为五元组 $\langle C_i,t\!\!\!\sigma_i,\eta_i,\xi_i,\mu_i\rangle$，用 λ 表示，$i\geqslant1$。

定义 5[12] 关系模式一般表示为 $R=(A_1,\cdots,A_n)$，域的关系为 $R=DOM(A_1)\times\cdots\times DOM(A_n)$。设 D 是关系模式 R 的元组数据分量，且 $dF_{R,\mathbb{R}}$ 满足 $\langle D,\lambda_i\rangle$，表示为 $dF_{R,\mathbb{R}}\models\langle D,\lambda_i\rangle$，且满足下列条件：

(i) $\eta_i\leqslant dF_{R,\mathbb{R}}(D,t\!\!\!\sigma_i)\leqslant\xi_i$。

(ii) $(\forall t_p\in SL(C_i))(dF_{R,\mathbb{R}}(D,t\!\!\!\sigma_i)\mu_i(t\!\!\!\sigma_i,t_p)=dF_{R,\mathbb{R}}(D,t_p))$。

也即 $(\forall D\in DOM(R))(\sum_{t_p\in ST}dF_{R,\mathbb{R}}(D,t_p)\leqslant1)$ 时，$dF_{R,\mathbb{R}}:DOM(A)\times ST\mapsto[0,1]$。

定义 6 时态模块模式是对文献[6]的扩展，用三元组 $(R,t\!\!\!\sigma,\Phi)$ 表示，Φ 是从一个确定的时刻集合到 $2^{ftt(R)}$ 的映射，$ftt(R)$ 表示 R 所有元组的集合，$\Phi(i)$ 是对应的时态约束 $t\!\!\!\sigma_i$ 限定下的有效元组集合。

定义 7（模糊值域的取值特性） 设时态模式 $R(U,D,DOM,\Phi,F)$，则关系 R 是笛卡尔积 $\Pi(D_1)\times\Pi(D_2)\times\cdots\times\Pi(D_n)$ 的子集。$\Pi(D_i)$ 是在 Φ_i 限定下属性 A_i 在域 D_i 上的最大隶属值，表示为 $\pi A_i:D\rightarrow\Phi_i[0,1]$。

元组的冗余和关系的相似性依赖于域的等价性，如对 $t=(t(A_1),\cdots,t(A_n))$，$t'=(t'(A_1),\cdots,t'(A_n))$，当且仅当 $t(A_i)=t'(A_i)$ 时，$t=t'$，$i=1,2,\cdots,n$。

定义 8 基于相似度的元组最小冗余，设域 $D_1,D_2,\cdots,D_n$ 和关系 $R\subseteq2^{D_1}\times2^{D_2}\times\cdots\times2^{D_n}$，两元组 t 和 t' 冗余度和模糊度值 δ 相关，对于 $i=1,2,\cdots,n$，当 $\delta=(\delta_1,\delta_2,\cdots,\delta_n)\in[0,1]^n$ 时，有 $\min\limits_{A,A'\in d_1\cup d_1'}(r_i(A,A'))\geqslant\delta_i$，$t=(d_1,\cdots,d_i,\cdots,d_n)$，$t'=(d_1',\cdots,d_i',\cdots,d_n')$，$d_i,d_i'\subseteq D_i$。

这就意味着相似关系元组的属性是同类的，冗余关系的分解是基于模糊度值 δ 相关性及 $\eta,\xi\in[0,1]$ 模糊算子关联的 μ 截集模糊函数取值。元组相似性的讨论是基于模糊集理论，给定两个 n 元组 $t=(\pi_{A1},\pi_{A2},\cdots,\pi_{An})$ 和 $t'=(\pi'_{A1},\pi'_{A2},\cdots,\pi'_{An})$，则有

$$FDF(t,t')=\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})\wedge\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})\wedge\cdots\wedge\mu(\pi_{An},\pi'_{An})=\{\Phi_1/\delta_{SL(C1)},\Phi_2/\delta_{SL(C2)}\}$$

$$\mu(\pi_{Ai},\pi'_{Ai})(\delta_{SL(C_1)})=\sup_{x\in D_i}\min(\pi_{Ai}(x),\pi_{Ai}(x))$$

$$i=1,2,\cdots,n$$

$$\mu(\pi_{Ai},\pi'_{Ai})(\delta_{SL(C2)})=\sup_{\substack{x\in D_i\\x\neq y}}\min(\pi_{Ai}(x),\pi_{Ai}(y))$$

$$i=1,2,\cdots,n$$

$\mu(\pi_{Ai},\pi'_{Aj})$ 是 $\Pi(D_i)\times\Pi(D_j)$ 到上的映射。

$$\begin{aligned}\Phi_I/\delta_{SL(C1)}&=[\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})\wedge\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})\wedge\cdots\wedge\mu(\pi_{An},\pi'_{An})](C_1)\\&=\sup_{\substack{t\in2^{D_1}\times2^{D_2}\times\cdots\times2^{D_n}\\\sum_{t\in ST}(\delta_{C_1})\leqslant1}}\min(\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(D_1),\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})(D_2),\cdots,\mu(\pi_{An},\pi'_{An})(D_n))\\&=\min(\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(C_1),\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})(C_1),\cdots,\mu(\pi_{An},\pi'_{An})(C_1))\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}\Phi_2/\delta_{SL(C2)}&=[\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})\wedge\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})\wedge\cdots\wedge\mu(\pi_{An},\pi'_{An})](C_2)\\&=\sup_{\substack{t\in2^{D_1}\times2^{D_2}\times\cdots\times2^{D_n}\\\sum_{t\in ST}(\delta_{C_2})\leqslant1}}\min(\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(D_1),\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(D_2),\cdots,\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(D_n))\\&=\min(\mu(\pi_{A1},\pi'_{A1})(C_1),\mu(\pi_{A2},\pi'_{A2})(C_2),\cdots,\mu(\pi_{An},\pi'_{An})(C_n))\end{aligned}$$

3 模糊时态函数依赖

3.1 多粒度时态类型集的封闭集和偏序性

时态类型为有序同构有理数集合（$\mathbb{R}$，<）表达时间全集[12]，是从确定的整数集合到 $2^{\mathbb{R}}$ 的投影 Φ，若 $\Phi(i)\neq\emptyset$，$\Phi(j)\neq\emptyset$，$\Phi(i)$ 中每个实数小于 $\Phi(j)$ 中所有实数，对于 Φ_1，Φ_2 时态类型，有 $\Phi_1(i)\subseteq\Phi_2(j)$，记为 $\Phi_1\preceq\Phi_2$（时态序列的偏序性）。对于偏序集来说，它的任意子集不是必定存在最小上界和最大下界的。时态类型记录时态数据信息，这些偏序的时态类型集都有一个共同的特性，那就是在这些偏序集中，任何两个元素都有最小上界 Φ_{top} 和最大下界 Φ_{bottom}。定界的时态

类型为两个时态类型中较细的类型集。我们把具有这种性质的偏序集称为格。

设$(\Phi,\preceq)$是一个格，如果在Φ上定义两个二元运算$\vee$和$\wedge$，使得对于任意的$x,y\in\Phi$，$x\vee y$等于x和y的最小上界，$x\wedge y$等于x和y的最大下界，则称$(\Phi,\vee,\wedge)$为由格$(\Phi,\preceq)$所诱导的代数系统。二元运算$\vee$和$\wedge$分别为并运算和交运算。

因为集合的并交运算是分配的，$\langle\mathscr{P}(\Phi),\subseteq\rangle$全上界是$\Phi$，全下界是$\emptyset$，由格$\langle\mathscr{P}(\Phi),\subseteq\rangle$所诱导的代数系统为$\langle\mathscr{P}(\Phi),\vee,\wedge\rangle$，其运算如表1和表2所列。

表1 格$\langle\mathscr{P}(\Phi),\subseteq\rangle\vee$运算

$\vee$	$\emptyset$	{day}	{month}	{day,month}
$\emptyset$	$\emptyset$	{day}	{month}	{day,month}
{day}	{day}	{day}	{day,month}	{day,month}
{month}	{month}	{day,month}	{month}	{day,month}
{day,month}	{day,month}	{day,month}	{day,month}	{day,month}

表2 格$\langle\mathscr{P}(\Phi),\subseteq\rangle\wedge$运算

$\wedge$	$\emptyset$	{day}	{month}	{day,month}
$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
{day}	$\emptyset$	{day}	$\emptyset$	{day}
{month}	$\emptyset$	$\emptyset$	{month}	{month}
{day,month}	$\emptyset$	{day}	{month}	{day,month}

$\langle\mathscr{P}(\Phi),\subseteq\rangle$一个类型集的偏序图，如图1所示。

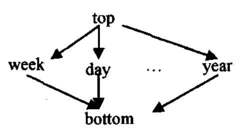

图1 时态偏序图

从图1易知，在格$\langle\Phi,\preceq\rangle$中，对任意的$x,y,z\in\Phi$，必有

$$x\vee(y\wedge z)\preceq(x\vee y)\wedge(x\vee z)$$

$$(x\wedge y)\vee(x\wedge z)\preceq x\wedge(y\vee z)$$

$$(x\wedge y)\vee(y\wedge z)\vee(z\wedge x)\preceq(x\vee y)\wedge(y\vee z)\wedge(z\vee x)$$

事实上，$\langle\mathscr{P}(\Phi),\vee,\wedge\rangle$具有有补分配性，所以对一个含有$n$个相异变元的布尔表达式赋值后，表达式中$\vee$对于$\wedge$运算是可分配的，$\wedge$对于$\vee$运算也是可分配的。对于$\langle\mathscr{P}(\Phi),\vee,\wedge\rangle$上的任何一个表达式$\mathscr{P}(\Phi)(x_1,x_2,x_3)$，由于$\vee$、$\wedge$在$\mathscr{P}(\Phi)$上的封闭性，因此对于任何一个有序$n$元组$\langle x_1,x_2,\cdots,x_n\rangle$，$x_i\in\mathscr{P}(\Phi)$，可以对应着一个表达式的值，这个值必属于$\mathscr{P}(\Phi)$。由此可以说表达式$\mathscr{P}(\Phi)(x_1,x_2,\cdots,x_n)$确定了一个由$(\mathscr{P}\Phi)^n$到$\mathscr{P}(\Phi)$的函数。

3.2 属性集在给定时态类型上的有限依赖

基于码和函数依赖可以用形式化的定义来判断一个关系模式是否可以被分解。码、函数依赖，是数据库中要求关系满足某些性质的约束。满足所有这种约束的关系就是合法关系。令R是一个关系模式，R的子集K是R的超码的条件是：对任意合法关系$r(R)$及r中任意两个元组t_1和t_2总满足，若$t_1\neq t_2$，则$t_1[K]\neq t_2[K]$。也就是说合法关系$r(R)$中不能有两个元组在属性集K上有相同值。码是能够唯一标识整条元组的属性集，而函数依赖则允许我们表达唯一标识某些属性的值的约束。考虑一个关系模式R，令$\beta\subseteq R$且$\nu\subseteq R$。模式R上函数依赖$\beta\rightarrow\nu$成立的条件是：对任意合法关系$r(R)$中任意元组t_1和t_2，若$t_1[\beta]=t_2[\beta]$则$t_1[\nu]=t_2[\nu]$。如果$K\rightarrow R$，则K是R的超码。函数依赖可以表示不能用超码表示的约束。可以用两种方式来使用函数依赖：(i)用于判定关系是否在给定函数依赖集上合法。如果关系r在函数依赖集F上合法，则称r满足F；(ii)用于定义合法关系集上的约束，这样只考虑满足给定函数依赖集的那些关系。

对于传统关系模式$R(A_1,A_2,\cdots,A_n)$，X和Y是属性集$U=\{A_1,A_2,\cdots,A_n\}$的子集，$R\subseteq D_1\times D_2\times\cdots\times D_n$，$Dom(A_i)=D_i$，函数依赖$X\rightarrow Y$，$\forall t_1,t_2\in R$，如果$t_1(X)=t_2(X)$，那么$t_1(Y)=t_2(Y)$。然而，对于时态类型上基于原子域的模糊属性，如$X\rightarrow Y$的隶属度不是通常意义精确值1，可能在区间$[0,1]$变化。要解决此问题，就必须解决3方面的问题：(i)时态类型上模糊数的相似度，如果$t_1(X)$，$t_2(X)$，$t_1(Y)$和$t_2(Y)$是非精确的，那么存在$t_1(X)=t_2(X)$和$t_1(Y)=t_2(Y)$的判定问题。(ii)时态类型上模糊逻辑蕴涵，如果给定时态类型上$t_1(X)=t_2(X)$和$t_1(Y)=t_2(Y)$是在区间$[0,1]$变化的，那么存在$t_1(X)=t_2(X)$和$t_1(Y)=t_2(Y)$的模糊度的确定。(iii)对于不同的命题产生的模糊时态元组对的相似性的判定，就存在基于逻辑谓词下的函数依赖度的评价。下面我们给出模糊时态函数依赖的定义。

定义9 关系模式$R(A_1,A_2,\cdots,A_n)$，X和Y是属性集$U=\{A_1,A_2,\cdots,A_n\}$的子集，$DOM(A_i)=D_i$，$\subseteq\Pi(D_1)\times\Pi(D_2)\times\cdots\times\Pi(D_n)$，$\Pi(D_i)$是在$\Phi_i$限定下属性$A_i$在域$D_i$上的最大隶属值，表示为$\pi A:D\rightarrow_{\Phi}[0,1]$，基于$\theta\in[0,1]$为隶属度且给定时态类型$\Phi$的$X$函数决定$Y$表示为$X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$，$\forall\tilde{I}:[0,1]\times[0,1]\rightarrow[0,1]$，$\alpha_i$基于域$D_i$的相似度的阈值，$=_{\alpha}:[0,1]\times[0,1]\rightarrow[0,1]$表达相似性的判定，则有

$$\min_{t_1,t_2\in R}\tilde{I}(t_1(X)=_{\alpha}t_2(X),t_1(Y)=t_2(Y))\geqslant\theta$$

$$\begin{aligned}\Phi_C&=[\mu(\pi_{1A1},\pi_{2A1})\wedge\mu(\pi_{1A2},\pi_{2A2})\wedge\cdots\wedge\mu(\pi_{1An},\pi_{2An})](C)\\&=\sup_{\mu_1\wedge\mu_2\wedge\cdots\wedge\mu_n\in[0,1]}\min(\mu_C(\pi_{1A1},\pi_{2A1})(D_1),\mu_C(\pi_{1A2},\\&\qquad\pi_{2A2})(D_2),\cdots,\mu_C(\pi_{1An},\pi_{2An})(D_n))\\&=\min(\mu(\pi_{1A1},\pi_{2A1})(C_1),\mu_C(\pi_{1A2},\pi_{2A2})(C_2),\cdots,\mu_C\\&\qquad(\pi_{1An},\pi_{2An})(C_n))\end{aligned}$$

式中，

$$\mu_C(\pi_{1Ai},\pi_{2Ai})(D_i)=\mu(\pi_{Ai},\pi'_{Ai})(\delta_{SL(C_i)})=\sup_{\substack{x,y\in D_i\\x\neq y\\\alpha_C(x,y)\geqslant\theta}}\min(\pi_{Ai}(x),\pi_{Ai}(y))\quad i=1,2,\cdots,n$$

$$FDF_C(t_1,t_2)(\delta_{SL(C)})\geqslant FDF(t_1,t_2)(\delta_{SL(C)})$$

$$FDF_C(t_1,t_2)(\delta_{SL(C)})=1$$

$$\mu_C(\pi_{1Ai},\pi_{2Ai})(\delta_{SL(C)})=\max(\cdots,\min(\pi_{Ai}(D_i),\pi_{Ai}(D_i)),\cdots)=1$$

$$FDF_C(t_1,t_2)(\delta_{SL(C)})=FDF(t_2,t_1)(\delta_{SL(C)})$$

$$\sup_{x\in D_i}-\mu(\pi_{1Ai}(x),\pi_{2'Ai}(x))\geqslant\min(\sup_{x\in D_i}-\mu(\pi_{1Ai}(x),\pi_{2Ai}(x)),\sup_{x\in D_i}-\mu(\pi_{1'Ai}(x),\pi_{2'Ai}(x)))$$

$$\begin{aligned}\mu(t_1(X)=_{\alpha}t_2(X)&=FDF_C(t_1(X),t_2(X))\\&\approx(t_1(A),t_2(A))=\mu(t_1(A),t_2(A))(\delta_{SL(C)})=\\&\qquad\sup_{\substack{a_1,a_2\in D_A\\\delta(a_1,a_2)\geqslant\alpha_A}}\min(\pi_{1A}(a_1),\pi_{2A}(a2))\quad//\forall A\in D\\&\approx(t_1(A),t_2(A))\end{aligned}$$

$$=\begin{cases}1, & t_1(A),t_2(A)\text{取唯一值}\\ \sup\limits_{\substack{a_1,a_2\in D_A\\ \delta(a_1,a_2)\geqslant a_A}}, & \text{其他情况}\end{cases}$$

显然,模糊时态函数依赖 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$ 表示任意两个元组 t_1,t_2,若分别使 t_1,t_2 有效的时间都被 Φ 的有效时刻覆盖,且 $t_1[X]=_{\alpha}t_2[X]$,则 $t_1[X]=_{\alpha}t_2[X]$。

3.3 函数依赖集的闭包

在某些情况下只考虑给定的函数依赖集是不够的。除此之外还需要考虑模式上成立的所有函数依赖。给定函数依赖集 F,可以证明其它的某些函数依赖也成立。如果每个满足 F 的关系 $r(R)$ 也满足 f,则 R 上函数依赖 f 被 R 上的函数依赖集 F 逻辑蕴涵。令 F 为一个函数依赖集。F 的闭包是指 F 逻辑蕴涵的所有函数依赖的集合,记作 F^+。可根据 Armstrong 公理计算 F 的 F^+,通过这些推理规则,可以从给定的依赖集中推出新的函数依赖。假设 A,B 和 C 是给定的关系模式 R 的属性集的子集,对于所有的参数 Φ 和 θ 有扩展 Armstrong 模糊时态依赖规则集:

Ar_1:reflexivity:如果 B 是 A 的子集,则 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$;

Ar_2:augmentation:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$,则 $AC\xrightarrow{\Phi}_{\theta}BC\in F^+$;

Ar_3:transitivity:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $B\xrightarrow{\Phi}_{\theta}C\in F^+$,则 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}C\in F^+$;

Ar_4:self_determination:$A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F^+$;

Ar_5:decomposition:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}BC\in F^+$,则 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}C\in F^+$;

Ar_6:union:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}C\in F^+$,则 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}BC\in F^+$;

Ar_7:composition:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $C\xrightarrow{\Phi}_{\theta}D\in F^+$,则 $AC\xrightarrow{\Phi}_{\theta}BD\in F^+$;

Ar_8:general unification theorem:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $C\xrightarrow{\Phi}_{\theta}D\in F^+$,则 $A\cup(C-B)\xrightarrow{\Phi}_{\theta}BD\in F^+$;

Ar_9:pseudotransitivity:如果 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$ 且 $CB\xrightarrow{\Phi}_{\theta}D\in F^+$,则 $AC\xrightarrow{\Phi}_{\theta}D\in F^+$。

Ar_1 的证明:不失一般性,设 $A=\{A_1,A_2,\cdots,A_m\}\subseteq U$,$B=\{A_1,A_2,\cdots,A_k\}\subseteq A$,对于关系模式 $R(A_1,A_2,\cdots,A_n)$ 及 $t_1,t_2\in R$,在时态 Φ 作用下,

$=_{\alpha}(t_1(A),t2(A))$

$=\min(\approx(t_1(A_1),t_2(A_1)),\approx(t_1(A_2),t_2(A_2)),\cdots,\approx(t_1(A_k),t_2(A_k)),\cdots,\approx(t_1(A_m),t_2(A_m)))$

$\leqslant\min(\approx(t_1(A_1),t_2(A_1)),\approx(t_1(A_2),t_2(A_2)),\cdots,\approx(t_1(A_k),t_2(A_k)))$

$= =_{\alpha}(t_1(B),t_2(B))$

据定义 9,得:

$\min\limits_{t_1,t_2\in R}\tilde{I}(\approx(t_1(A),t_2(A)),\approx(t_1(B),t_2(B))=1\geqslant\theta$

所以对所有的参数 Φ 和 θ 有 $A\xrightarrow{\Phi}_{\theta}B\in F^+$。其他的规则 Ar_i 证明类推。

Armstrong 公理是完备的,因为它们不会产生错误的依赖,为我们提供了推理函数依赖的技术支持。但是直接用它们计算 F^+ 会很麻烦,为简化,用上面的 9 条规则针对给定的函数依赖集 F,它们能产生整个 F^+。图 2 给出了计算 F^+ 的过程。函数依赖的左边和右边都是 R 的子集,包含 n 个元素的集合有 2^n 个子集,所以共有 2×2^n 个可能的函数依赖,其中 n 是 R 的属性个数。每次执行循环体都至少往 F^+ 里加入一个函数依赖。

```
F'=F
DO WHILE
    FOR EACH   中函数依赖 fd,在 fd 上应用 Ar1 和 Ar2 将结果加入到
               F'中.
    FOR EACH   F+中一对函数依赖 fd1 和 fd2
        IF     可以使用规则 Ar3 ,Ar5, Ar6, Ar9 结合起来将结果加入
               到 F'中.
END
```

图 2 计算 F^+ 的过程

3.4 属性集的有限闭包

人们把自反律、传递律和增广律称为 Armstrong[7] 公理系统。有效性是指:由 F 出发根据公理 Armstrong 推导出来的每一个函数依赖一定在其中;完备性是指 F^+ 中的每一个函数依赖,必定可以由 F 出发根据公理 Armstrong 推导出来。设 F 为属性集 U 上的一组函数依赖,$X\subseteq U$,$X_F^+=\{A\mid(X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A$ 能由 F 根据 Armstrong 公理导出$\}$,X_F^+ 称为属性集 X 关于函数依赖集 F 的闭包。设 F 为属性集 U 上的一组函数依赖,$X,Y\subseteq U$,$X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$ 能由 F 根据 Armstrong 公理导出的充分必要条件是 $Y\subseteq X_F^+$。于是,判定 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$ 是否能由 F 根据 Armstrong 公理导出的问题,就转化为求出 X_F^+,判定 Y 是否为 X_F^+ 的子集的问题。如果有 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$,则称属性 Y 被 X 函数确定。要判定一个集合是否为超码,我们必须设计一个计算由 X 函数确定的属性集的算法。如果采用计算 F^+,找出所有左半部是 X 的函数依赖,并且合并这些函数依赖的右半部,因为 F^+ 可能很大,这种做法开销大。本文给出一种算法,图 3 为计算由 X 函数确定的属性集的有效算法,可用来判断 X 是否为超码和其他用途。

```
X_F^+ := X^(0), i=0
While ( X_F^+ 发生变化) do
    For each Y^(i)={(A,Φ,θ)|(∃M)(∃N)(M --Φ--> θN)∈F∧M ⊆ X^(i)∧A∈N } in F
        Do X^(i+1)= Y ∪ X^(i)
        If (X^(i+1)= X^(i) or X^(i)=U)
          Then stop
            Else  X_F^+ := X_F^+ ∪ X^(i)
End
```

图 3 计算 F 下 X 闭包 X_F^+ 算法

3.5 属性集的有限依赖基向量特性

闭包 X_F^+[6] 算法中,三元组 (A,Φ,θ) 表示在特定的时态 Φ 作用下,属性 A 函数依赖于 X 的最大隶属度是 θ。对于 $DOM(X_F^k)$,X_F^k 是由模糊集并 $\cup$ 构建的,从 X 到 Y 依赖路径图的构建需要 i 自增长到 k 完成,由 $\theta=\min\limits_{i\to k}(\theta_1,\theta_2,\cdots,\theta_i,\cdots,\theta_k)$ 得到 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$。对任意的从 X 到 Y 的两个依赖路径,$X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y$ 是由 $\theta=\max(\theta_1,\theta_2)$ 得到的。所以 F^+ 是通过有限时态的并构建的。设依赖于 X 且包含在 F 中的属性个数为 n,达到停止条件 $X_F^{i+1}=X_F^i$ 的最大步数不能超过 n。特殊情况下,假设经过了 $k(k\leqslant n)$ 步,依赖于 X 的所有属性被包含在 $DOM(X_F^k)$,且 $|DOM(X_F^k)|=n$。后续的任一步 $j(j\geqslant k)$ 都有 $DOM(X_F^j)=$

$DOM(X_F^k)$，从 X_F^j 到 X_F^k 唯一变化的是属性的隶属度。下面给出从 X_F^0 到 X_F^+ 计算的最大计算步数算法：

1. 判断 $DOM(X_F^j)=DOM(X_F^k)$，从步数 $j(j\leqslant k)$ 开始，每增加一步 $j+1$，X_F^j 的属性隶属度的变化将从 (A,θ_1) 变到 (A,θ_1')，且 $\theta_1'\geqslant\theta_1$。

2. $j+2$，如果属性隶属度没有变化，则停止。

3. 否则，如果 X_F^+ 的直接属性 B 包含在 $X\rightarrow A$ 路径内，那么 B 必在 $DOM(X_F^j)-J$ 内，J 是 $X\rightarrow A$ 路径属性的集合，也就是从 B 到 A 形成了隶属度无变化环。

4. 对 $j\geqslant k$ 的每一步，如果属性的隶属度发生变化，则达到停止条件的最大步数是 $(|DOM(X_F^j)-J|)+1$。

5. 从 X_F^0 到 X_F^+ 的最大步数为 $(|J|-1)+1+(|DOM(X_F^j-J|)$。

该算法依据模糊时态属性依赖的传递封闭性。

属性集的有限闭包 X_F^+ 算法成立的先决条件是特定时态下，依赖属性间的关系路径和模糊隶属度的变化特性细节，下面给出 4 个判定定理，用以限定闭包 X_F^+ 的步数和封闭的正确性。

定理 1 设 $X,Y\subseteq\{(A,\Phi,\theta)|A\in U,\Phi\in\mathscr{P}(\Phi),\theta>0\}$，$F$ 是模糊时态依赖集，对于步数变量 j，基于 $X_F^0=X$ 和 $Y_F^0=Y$，由属性集的有限闭包 X_F^+ 算法得 X_F^j 和 Y_F^j 的特性：

(i)如果 $X\subseteq Y$，那么 $X_F^j\subseteq Y_F^j$。

(ii)对相同的属性依赖集，计算属性闭包算法终止前步数变量变化时，属性依赖集具有单调性，如当 $j\geqslant k$ 时，$X_F^k\subseteq X_F^j$。

证明：(i)对于步数变量 j，当 $j=0$，$X_F^0=X\subseteq Y_F^0=Y$。假设 $j-1$ 存在，则对于 j，根据最大步数算法知

$B_X^{j-1}=\{(A,\Phi,\theta)|(\exists P)(\exists Q)(P\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Q\in F,P\subseteq DOM(X_F^{j-1}),A\in Q,\theta=\min(\theta_{j-1}))$

$B_Y^{j-1}=\{(A,\Phi,\theta')|(\exists P)(\exists Q)(P\xrightarrow{\Phi}_{\theta'}Q\in F,P\subseteq DOM(Y_F^{j-1}),A\in Q,\theta'=\min(\theta'_{j-1}))$

所以有 $X_F^{j-1}\subseteq Y_F^{j-1}$，因为 $A\in Q,B_X^{j-1}\subseteq B_Y^{j-1}$，通过模糊集的并 $\cup$ 有 $X_F^{j-1}\cup B_X^{j-1}\subseteq Y_F^{j-1}\cup B_Y^{j-1}$，即 $X_F^j\subseteq Y_F^j$。

(ii)因为 $X_F^j=X_F^{j-1}\cup B_X^{j-1}$，所以有 $X_F^{j-1}\subseteq X_F^j$，即当 $j\geqslant k$ 时，$X_F^k\subseteq X_F^j$。

定理 2 设 $X=X_1,X_2,\cdots,X_m,X_i\in U,i=1,2,\cdots m$，$X_F^j$ 的获得是基于步数变量 j 和 X_F^0 初始值的设定。

证明：对于步数变量 j，当 $j=0$，$(Y,\theta)\in X_F^0=\{(X_1,1),(X_2,1),\cdots,(X_m,1)\}$，假设 $j-1$ 存在，因为 $X_F^j=X_F^{j-1}\cup B_X^{j-1}$，所以有 $X_F^j=\{(X_i,i)|(X_i,i)\in X_F^{j-1},i=1,2,\cdots m\}$。

定理 3 设 $X_F^0=\{(X_1,1),(X_2,1),\cdots,(X_m,1)\}$，$(X_F^j,\theta)=\{(X_1,\theta),(X_2,\theta),\cdots,(X_m,\theta)\}$，$0<\theta\leqslant 1$，$X_{F\theta}^0=\{(X_1,\theta),(X_2,\theta),\cdots,(X_m,\theta)\}$，即 $X_{F\theta}^j\subseteq X_F^j$。

由定理 1(i) $X_{F\theta}^0\subseteq X_F^0$，$X_{F\theta}^j\subseteq X_F^j$。

定理 4 X 闭包 X_F^+ 算法中，对于步数变量 j，X_F^+ 取值为停止条件 $X_F^{j^\Theta}=X_F^+$ 时 j 为 j^Θ，即 $X_F^{j+1}=X_F^j$。

证明：要证明 $X_F^{j^\Theta}=X_F^+$，应从两方面证明：$X_F^{j^\Theta}\subseteq X_F^+$ 和 $X_F^+\subseteq X_F^{j^\Theta}$。

(i) $X_F^{j^\Theta}\subseteq X_F^+$：

对于步数变量 j，如果 $(A,\Phi,\theta)\in X_F^j$，则 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A$。当 $j=0$ 且 $\theta=1$，如果 $(A,\theta)\in X_F^0=\{(X_1,1),(X_2,1),\cdots,(X_m,1)\}$，由 Ar_1：reflexivity 易知 $X\xrightarrow{\Phi}_1 F_A$。如果 $(A,\theta)\in X_F^j=X_F^{j-1}\cup B_X^{j-1}$，也即 $(A,\theta)\in X_F^{j-1}$ 或 $(A,\theta)\in B_X^{j-1}$，因此只要证明当 $\theta'\geqslant\theta$ 时，对于任何的 $(A,\theta)\in X_F^{j^\Theta}$ 都有 $(A,\theta')\in X_F^+$。因 $(A,\theta)\in X_F^{j^\Theta}$，有 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A$，从 X_F^+ 算法必有 $(A,\theta')\in X_F^+$，因此 $X_F^{j^\Theta}\subseteq X_F^+$。

(ii) $X_F^+\subseteq X_F^{j^\Theta}$：

同(i)证明的方法类似，首先证明 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A,A\in U$，对于步数变量 j，$\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^j$。由 Ar_1：reflexivity 易知 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A$，$\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^0=\{(X_1,1),(X_2,1),\cdots,(X_m,1)\}$，即 $\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^1$。如果存在 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A$，必有 $\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^j$，对于任何 $\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^+$，有 X_F^+ 定义知 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A$。因此存在步数变量 j，$\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^j$ 一定成立。如果 $j\leqslant j^\Theta$，由定理 1(ii)知 $\{(A,\theta)\}\subseteq X_F^j\subseteq X_F^{j^\Theta}$，如果 $j\geqslant j^\Theta$，又因 $X_F^{j^\Theta}=X_F^{j^\Theta+1}=X_F^{j^\Theta+2}=\cdots=X_F^j$。因此，$X_F^+\subseteq X_F^{j^\Theta}$。

3.6 模糊/时态函数依赖向量特性

设 F_A 是源自 F 的模糊时态函数依赖集 FTFDs，服从规则 (Ar_1,Ar_2,Ar_3)[6]，关键是应用规则理论怎样来判断 $F_A=\{X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y\ |\theta>0\}$ 属于 F，直接的方法就是利用 X_F^+ 封闭集算法计算 FTFDs，即 $F_A^+=\{X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y\ |\ X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}Y\in F_A,\theta=\mathrm{SUP}\{\theta_i|X\xrightarrow{\Phi}_{\theta_i}Y\in F_A\}\}$，利用时态哈斯图和 X_F^+ 算法形成属性间模糊时态依赖图来表示模糊/时态向量特性。设在时态 Φ 作用下 $Y=A_1,A_2,\cdots,A_m\subseteq U$。如果存在 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A\in F_A$，则必有 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A_i\in F_A,i=1,2,\cdots,m(Ar_5)$，$\{(A_i,\theta_i)\}\in X_F^+$，按 X_F^+ 定义有 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta_i}A_i\in F_A$，即 $X\xrightarrow{\Phi}_{\theta}A_1,A_2,\cdots,A_m\in F_A(Ar_5,Ar_6,Ar_9)$。计算从 F_A 到 X_F^+ 的过程是以 X_F^0 开始 $(\min(\theta_1,\theta_2,\cdots,\theta_m)>\theta)$，不断重复直到 $X_F^{j^\Theta}$（停止条件 $X_F^{j^\Theta}=X_F^+$ 时 j 为 j^Θ，即 $X_F^{j+1}=X_F^j$），再根据节点的时态特性，利用时态哈斯图向模糊依赖关系的映射形成从 X 到 Y 的模糊时态依赖路径图，形象地描述出模糊时态属性依赖空间向量特性。对任何从 X 到 Y 步长为 n 的依赖路径，采用自增长修改步数，Y 包含在 $DOMX_F^n$ 中，隶属度 $\theta=\min(\theta_1,\theta_2,\cdots,\theta_n)$，任两点间的隶属度为 $\theta=\max(\theta_i,\theta_j)$，节点间的时态是由格 $\langle\Phi,\leq\rangle$ 定界。

例 1 $U=\{A,B,C,D,E,G\}$，$|U|=6$，$F=\{A_{day}\xrightarrow{\Phi}_{0.4}B_{day},B_{day}\xrightarrow{\Phi}_{0.6}C_{month},A_{day}\xrightarrow{\Phi}_{0.8}D_{week},D_{week}\xrightarrow{\Phi}_{0.7}E_{year},E_{year}\xrightarrow{\Phi}_{0.9}G_{month},G_{month}\xrightarrow{\Phi}_{0.5}C_{month}\}$。图 4 为模糊时态依赖关系图。

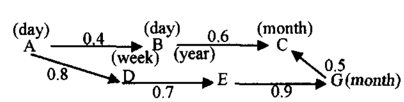

图 4 模糊时态依赖关系图

计算 F_A^+ 结果如下：

$X_F^0=\{(A,day,1)\}$

$Y_F^0=\{$[redacted]$\}$

$X_F^1=\{(A,day,1),(B,day,0.4),(D,day,0.8)\}$

$Y_F^1=\{(B,day,0.4),(D,day,0.7),$[redacted]$\}$

$X_F^2=\{(A,day,1),(B,day,0.4),(D,day,0.7),(C,day,0.4),(E,week,0.7)\}$

$Y_F^2=\{B,day,0.4),(D,day,0.5),(C,day,0.4),(E,week,0.5),$[redacted]$\}$

$X_F^3=\{(A,day,1),(B,day,0.4),(D,day,0.5),(C,day,0.4),(E,week,0.5),(G,week,0.5)\}$

$Y_F^3=\{(B,day,0.4),(D,day,0.5),$[redacted]$,(E,week,0.5),(G,week,0.5)\}$

$X_F^4=\{(A,day,1),(B,day,0.4),(D,day,0.5),(C,day,0.4),(E,week,0.5),(G,week,0.5)\}$

$X_F^4=X_F^3$

从上述的模糊/时态向量特性分析，可以得到模糊/时态数据库的的函数依赖特性，以便模糊/时态建模。

结束语 对于具有模糊时态函数依赖的数据库规范化理论来说，解决多粒度的模糊时态数据库的分解和优化问题，FTFD的关键是解决多粒度时态偏序性和模糊属性间依赖关系的判定。通过分析属性集的有限闭包、时态类型集的封闭集、属性集在给定时态上的依赖等概念，得到了模糊/时态向量的特征描述，对算法的可终止性、正确性进行了证明。后续的工作将从算法的多项式时间和效率上考虑能解决模糊时态依赖的有效判定和无损分解问题。

参 考 文 献

[1] 唐常杰. 时态数据库的沿革、特色与代表人物——时态数据库二十年回顾之一[J]. 计算机科学，1999，26(02)：27-30

[2] Clifford J. A Model for Historical Databases[C]// Workshop on Logical Bases for Database. Toulouse，France，1982

[3] Jensen C S，Snodgrass R T，Soo M D. Extending existing dependency theory to temporal databases[J]. IEEE Trans. Knowledge and Data Engineering，1996，8(4)：563-582

[4] Wijsen J. Design of temporal relational databases based dynamic and temporal functional dependencies[C]// Proc. of the Int'l Workshop on Recent Advances in Temporal Databases. New York：Springer-Verlag，1995：61-76

[5] Wang X S，Bettini C，Jajodia S. Logical design for temporal databases with multiple granularities. ACM Trans[J]. Database System，1997，22(2)：115-170

[6] 郝忠孝. 时态数据库设计理论[M]. 北京：科学出版社，2009

[7] 郝忠孝，李艳娟. 时态函数依赖多值依赖混合集的成员籍问题研究[J]. 计算机研究与发展，2006，43(7)：1267-1272

[8] Fan Wen-fei，Siméon J. Integrity constraints for XML[C]// the nineteenth ACM SIGMOD SIGACT. 2000：23-34

[9] Tian Jia-shen，Liu Ji-xue，Pan Wei-dong，et al. Performance Analysis and Improvement for Transformation Operators in XML Data Integration[C]// APWeb. 2008：214-226

[10] Vincent M W，Liu Ji-xue，Mohania M K. On the equivalence between FDs in XML and FDs in relations[J]. Acta Inf，2007，44(3/4)：207-247

[11] Vincent M W. Detecting privacy violations in database publishing using disjoint queries[C]// EDBT. 2009：252-262

[12] 邓立国，马宗民. 模糊时态数据库关系代数演算规则分析[J]. 小型微型计算机系统，2009，30(12)：2433-2438

(上接第 172 页)

估中得到实现和应用。目前模型还在进一步完善中，包括脆弱性可利用性因素的扩展和细化、各指标及权重的完善等。

参 考 文 献

[1] Li Yi，Li Xin-ming. A New Taxonomy of Linux/Unix Operating System and Network Vulnerabilities[J]. Journal of Communication and Computer，2006，3(8)：16-19

[2] Piesses F. A Taxonomy of Causes of Software Vulnerabilities in Internet Software[C]// Proc. of the 13th International Symposium on Software Reliability Engineering. Annapolis，USA，2002

[3] 王秋艳，张玉清. 一种通用漏洞评级方法[J]. 计算机工程，2008，34(19)：133-136

[4] Cima S. Vulnerability Assessment[R]. SANS Institute. 2001

[5] Microsoft Security Response Center Security Bulletin Severity Rating System[R]. Microsoft Security Response Center. 2002

[6] 黄明，曾庆凯. 软件脆弱性分类属性研究[J]. 计算机工程，2010，36(1)：184-186

[7] Du Wenliang，Aditya P. Categorization of Software Errors that led to Security Breaches[C]// Proc. of the 21st National Information System Security Conference. Virginia，USA，1998

[8] Bishop M，Bailey D. Critical Analysis of Vulnerability Taxonomies[R]. CSE-96-11. Department of Computer Science at the University of California，1996

[9] Krsul I. Software Vulnerability Analysis[D]. Purdue University，1998

[10] Song Guang-feng，Mandujano S. CERIAS Classic Vulnerability Database User Manual[R]. CERIAS-TR-2000-17. Purdue University，2000

[11] Bazaz A，Arthur J D. Towards A Taxonomy of Vulnerabilities[C]// Proceeding of the 40th Hawaii International Conference on System Sciences. Hawaii，USA，2007

[12] 杜经农，卢炎生. 一种 Web 软件安全漏洞分类方法[J]. 计算机工程与应用，2009，45(25)：10-14

[13] 夏阳，陆余良. 计算机主机及网络脆弱性量化评估研究[J]. 计算机科学，2007，34(10)：74-79

[14] Miao Jia-jia，Wen Yan，Li Ai-ping. Large Scale Security Log Sources Integration：An Ensemble Method[C]// Proc. of the Second KDD Workshop on Mining multiple Information Sources. Las Vegas，USA，2008

[15] Cheng Wen-cong，Su Xi-shan，Jia Yan. Network Dynamic Risk Assessment Based on the Threat Stream Analysis[C]// Proc. of the 9th International Conference on Web-Age Information Management. Zhangjiajie，China，2008