不良的模式设计

各种异常

不良的数据依赖

部分函数依赖、传递函数依赖、多值依赖

范式

1NF、2NF、3NF、BCNF

范式的判定

Armstrong公理、属性集的闭包、函数依赖的推导、主码的计算、函数依赖集的等价和最小覆盖、

模式分解

模式分解的定义、保持函数依赖分解和保持无损连接分解的判定和分解算法

良好的模式设计

第六章 关系数据理论

6.1 问题的提出

6.2 规范化

6.3 数据依赖的公理系统

6.4 模式的分解

6.5 小结

函数依赖的推理规则

- 如何判断关系模式的范式级别？
- 如何求关系模式的候选码？

函数依赖的公理系统

- 逻辑蕴涵
- Amstrong公理的内容及正确性
- Amstrong公理的推论
- 闭包计算
- 公理的完备性
- 函数依赖集的等价和最小化

逻辑蕴涵

有时需要根据给定的一组函数依赖来判断另外一些函数依赖是否成立，这就是函数依赖逻辑蕴涵所要研究的内容。

比如有关系模式R(U,F)，U={A,B,C}，F={A→B,B→C}，问A→C是否也成立？

逻辑蕴涵

定义： 设有关系模式R(U,F)，X$\subseteq$U、Y $\subseteq$ U，如果从F中的函数依赖能够推导出X→Y，则称F逻辑蕴涵X→Y，或称X→Y是F的逻辑蕴涵。

Armstrong公理系统

设U为属性集总体，F是U上的一组函数依赖，于是有关系模式R(U，F)。对于R(U，F)来说有下面的推理规则：

- A1.自反律（Reflexivity）：若$Y \subseteq X \subseteq U$，则$X \rightarrow Y$为$F$所蕴含。
- A2.增广律（Augmentation）：若$X \rightarrow Y$为F所蕴含，且$Z \subseteq U$，则$XZ \rightarrow YZ$为F所蕴含。
- A3.传递律（Transitivity）：若$X \rightarrow Y$及$Y \rightarrow Z$为F所蕴含，则$X \rightarrow Z$为F所蕴含。

导出规则

1.根据A1，A2，A3这三条推理规则可以得到下面三条推理规则：

- 合并规则：由$X \to Y$，$X \to Z$，有$X \to YZ$。
- 伪传递规则：由$X \to Y$，$WY \to Z$，有$XW \to Z$。
- 分解规则：由$X \to Y$及 $Z \subseteq Y$，有$X \to Z$。

导出规则

- 由Armstrong公理导出的推理规则
  - 合并律(union rule)
    - 若X → Y，X → Z，则X → YZ

X → Y
增广律

X → Z
增广律

X → XY
传递律
XY → YZ

X → YZ

导出规则

- 由Armstrong公理导出的推理规则
  - 分解律(decomposition rule)
    - 若X → Y，及 Z ⊆Y 则 X → Z

$Z \subseteq Y$

自反律

$Y \rightarrow Z$

传递律

$X \rightarrow Y$

$X \rightarrow Z$

导出规则

- 由Armstrong公理导出的推理规则
  - 伪传递律(pseudotransitivity rule)
    - 若$X \rightarrow Y$，$WY \rightarrow Z$，则$WX \rightarrow Z$

$$\left.\begin{array}{c} \left.\begin{array}{c} X \rightarrow Y \\ \text{增广律} \end{array}\right\} \Rightarrow WX \rightarrow WY \\ \text{传递律} \\ WY \rightarrow Z \end{array}\right\} \Rightarrow WX \rightarrow Z$$

例：已知关系模式R(U, F)，U = (A, B, C, G, H, I)，F = {$A\rightarrow B$, $A\rightarrow C$, $CG\rightarrow H$, $CG\rightarrow I$, $B\rightarrow H$}，判断下列函数依赖是否为F的逻辑蕴涵？

- $A\rightarrow H$ **$A\rightarrow B$, $B\rightarrow H \Rightarrow A\rightarrow H$（传递律）**
- $AG\rightarrow HI$ **$CG\rightarrow H$,$CG\rightarrow I \Rightarrow CG\rightarrow HI$（合成规则）**
  $A\rightarrow C$,$CG\rightarrow HI \Rightarrow AG\rightarrow HI$（伪传递规则）
- $AB\rightarrow CHG$ **$AB\rightarrow A$, $A\rightarrow C \Rightarrow AB\rightarrow C$（自反律，传递律）**
  $AB\rightarrow B$, $B\rightarrow H \Rightarrow AB\rightarrow H$（自反律，传递律）
  $AB\rightarrow G$？

导出规则

2.根据合并规则和分解规则，可得引理6.1

引理6.l $X \rightarrow A_1 A_2 \ldots A_k$成立的充分必要条件是 $X \rightarrow A_i$成立（i=l，2，…，k）

函数依赖闭包

定义： 在关系模式*R*<*U*，*F*>中为*F*所逻辑蕴含的函数依赖的全体叫作 *F*的闭包，记为F^+。

➢问题：如何求出 F⁺ 中的一切函数依赖？

假设有关系模式R(U,F)，U={X,Y,Z}，F={X→Y,Y→Z}，则F^+ 为：

$$
\left\{
\begin{array}{llll}
X \to \Phi,\ XY \to \Phi, & XZ \to \Phi, & XYZ \to \Phi, Y \to \Phi, & YZ \to \Phi, Z \to \Phi \\
X \to X,\ XY \to X, & XZ \to X, & XYZ \to X, Y \to Y, & YZ \to Y,\ Z \to Z \\
X \to Y,\ XY \to Y, & XZ \to Y, & XYZ \to Y,\ Y \to Z, & YZ \to Z, \\
X \to Z,\ XY \to Z, & XZ \to Z, & XYZ \to Z,\ Y \to YZ, & YZ \to YZ, \\
X \to XY,\ XY \to XY, & XZ \to XY, & XYZ \to XY, & \\
X \to XZ,\ XY \to XZ, & XZ \to XZ, & XYZ \to XZ, & \\
X \to YZ,\ XY \to YZ, & XZ \to YZ, & XYZ \to YZ, & \\
X \to XYZ, XY \to XYZ, & XZ \to XYZ, & XYZ \to XYZ, &
\end{array}
\right\}
$$

➢问题：如何求出 F^+ 中的一切函数依赖？

例如， $F=\{X\rightarrow A_1 ,\ldots, X\rightarrow A_n\}$，至少可以推导出多少个函数依赖？

至少可以推导出2^n个函数依赖

这个问题属于计算复杂性问题：NP完全问题。

能否找到判断$X\rightarrow Z \in F^+$是否成立的有效办法？

属性集闭包

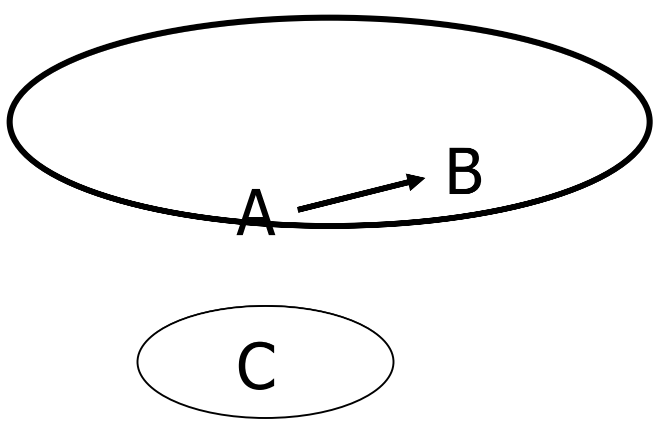
定义6.13　设F为属性集U上的一组函数依赖，X、$Y \subseteq U$，$X_F^+ =\{ A_i | X \rightarrow A_i$能由$F$ 根据Armstrong公理导出$\}$,

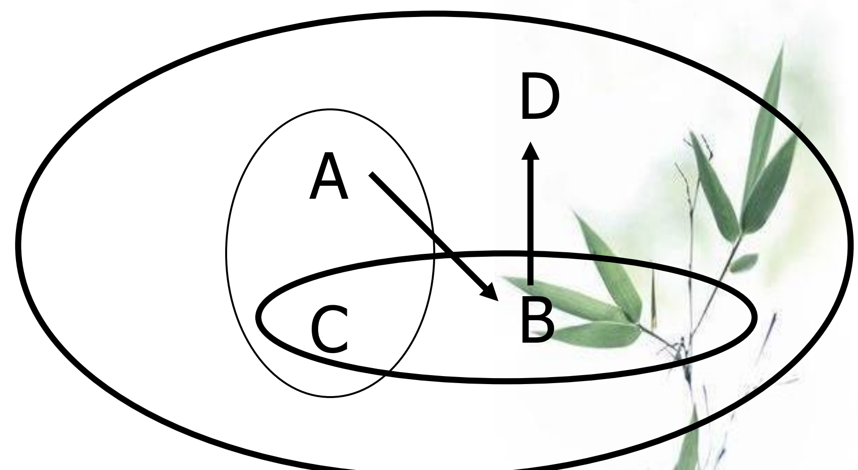
X_F^+称为属性X关于函数依赖集F的闭包。

例：关系R<U，F>中：

U=ABCD， F={A→B, BC→D};

- $A_F^+ = AB$
- $C_F^+ = C$
- $(AC)_F^+ = ABCD$





关于闭包的引理

- **引理6.2**

设F为属性集U上的一组函数依赖，X，$Y \subseteq U$，$X \rightarrow Y$能由F根据Armstrong公理导出的充分必要条件是$Y \subseteq X_F^+$

- 用途

将判定$X \rightarrow Y$是否能由F根据Armstrong公理导出的问题，转化为求出X_F^+、判定Y是否为X_F^+的子集的问题

求闭包的算法

算法6.1 求属性集X（$X \subseteq U$）关于U上的函数依赖集F 的闭包X_F^+

输入：X，F 输出：X_F^+

步骤：

（1）令$X^{(0)}=X$，$i=0$

（2）求B，这里$B = \{ A \mid (\exists V)(\exists W)(V \to W \in F \land V \subseteq X^{(i)} \land A \in W)\}$；

（3）$X^{(i+1)}=B \cup X^{(i)}$

（4）判断$X^{(i+1)} = X^{(i)}$吗?

（5）若相等或$X^{(i)}=U$，则$X^{(i)}$就是X_F^+，算法终止。

（6）若否，则 i=i+l，返回第（2）步。

函数依赖闭包

[例1] 已知关系模式$R<U，F>$，其中

$U=\{A，B，C，D，E\}$；

$F=\{AB\rightarrow C，B\rightarrow D，C\rightarrow E，EC\rightarrow B，AC\rightarrow B\}$。

求（AB）$_F^+$ 。

解 设$X^{(0)}=AB$；

(1) $X^{(1)}=AB\cup CD=ABCD\neq U$ 。

(2) $X^{(0)}\neq X^{(1)}$

$X^{(2)}=X^{(1)}\cup BE=ABCDE$。

(3) $X^{(2)}=U$，算法终止

→（AB）$_F^+=ABCDE$。

闭包的计算

- 示例1

  R< U, F >, U = (A, B, C, G, H, I), F = {A→B, A→C, CG→H, CG→I, B→H}, 计算$(AG)_F^+$

所用依赖	$(AG)_F^+$
A→B	AGB
A→C	AGBC
CG→H	AGBCH
CG→I	AGBCHI
$(AG)_F^+$	= AGBCHI

算法6.1

对于算法6.1， 令$a_i = |X^{(i)}|$，$\{a_i\}$形成一个步长大于1的严格递增的序列，序列的上界是 $|U|$，因此该算法最多 $|U| - |X|$ 次循环就会终止。

判断下列关系模式最高属于几范式

1）R(A,B,C,D) F={B→D,AB →C}

码：AB;1NF

2) R(A,B,C)   F={A→B,C →A}

码：C; 2NF

候选关键字的求解理论

- 属性闭包判别思想

根据属性在函数依赖中出现的位置，将属性分为左L,右R和非N等几类，分别对这几类属性是否满足候选关键字的定义做判断。

候选关键字的求解理论

- 给定R（A_1，A_2，A_3…A_M）和函数依赖集F，则属性分为四类：
- ✓ L类：仅出现在F中左部的属性
- ✓ R类：仅出现在F中右部的属性
- ✓ N类：在F的左部、右部均不出现的属性
- ✓ LR类：在F的左部、右部均出现的属性

候选关键字的求解理论

- **定理1：对给定的R（U，F），若X⊆U是L类属性，则X必为R的任一候选关键字的成员。**

  推论1:若X^+包含了R的全部属性，则X为R的唯一候选关键字。

- **例：R（A，B，C，D），**

F={D->B, B -> D, AD -> B, AC -> D},

A,C是L类属性，是候选关键字的成员，

（AC）$^+$=ABCD，AC为R的唯一候选关键字。

候选关键字的求解理论

- 定理2：对给定的R（U，F），若$X\subseteq U$是N类属性，则X必为R的任一候选关键字的成员。
- 定理3：对给定的R（U，F），若$X\subseteq U$是R类属性，则X不在R的任一候选关键字中。

❖ 推论2：对给定的R（U，F），若$X\subseteq U$是N和L类属性的集合，且X^+包含了R的全部属性，则X为R的唯一候选关键字。

候选关键字的求解理论

- 定理1-3确定了L类和N类属性必是任何候选关键字的成员，而R类属性必不是任何候选关键字的成员，简化了求解候选关键字的方法，从而降低了计算候选关键字的复杂度。

候选码求解算法

输入：关系模式R及其函数依赖集F。

输出：R的所有候选码。

(1)将R的所有属性分为L、R、N、LR四类，令X代表L、N两类属性，Y代表LR类属性。

(2)求X_F^+。若X_F^+包含R的全部属性，则X即为R的唯一候选码，转(5)；否则，转(3)。

(3) 在Y中任取一属性A，求$(AX)_F^+$。若它包含了R的全部属性，则转(4)；否则，调换一属性，反复进行这一过程，直到试完Y中的所有属性。

(4) 如果已找出所有候选码，则转 (5)；否则，在Y中依次取2个、3个、…，求它们的属性闭包，直到其闭包包含R的全部属性。

(5) 停止，输出结果。

候选码的求解：例1

- 设关系模式R(A, B, C, D, E, P)，其函数依赖集：

  F={A→D, E→D, D→B, BC→D, DC→A}

  求R的所有候选码。

- 解： L类：C, E

  R类：

  N类：P

  LR类：A, B, D

  - 因为$(CEP)_F^+$=CEPDBA，所以CEP是R的唯一候选码。

候选码的求解：例2

- 设关系模式R(S, D, I, B, O, Q), 其函数依赖集:

  $F = \{ S \to D, I \to B, B \to O, O \to Q, Q \to I \}$

  求R的所有候选码。

- 解: L类(S); R类(D) ; N类(无) ; LR类(I, B, O, Q)

  因为S^+=SD， 所以S不是R的候选码；

  因为$(SI)^+$=SIDBOQ，所以SI是一个候选码；

  因为$(SB)^+$=SBDOQI，所以SB也是一个候选码；

  因为$(SO)^+$=SODQIB，所以SO也是一个候选码；

  因为$(SQ)^+$=SQDIBO，所以SQ也是一个候选码。

函数依赖集等价

定义6.14 如果$G^+=F^+$，就说函数依赖集F覆盖G（F是G的覆盖，或G是F的覆盖），或F与G等价。

引理6.3 $F^+ = G^+$ 的充分必要条件是$F \subseteq G^+$，和$G \subseteq F^+$

最小依赖集

定义6.15 如果函数依赖集F满足下列条件，则称F为一个极小函数依赖集。亦称为最小依赖集或最小覆盖。

(1) F中任一函数依赖的右部仅含有一个属性。

(2) F中不存在这样的函数依赖$X \rightarrow A$，X有真子集Z使得$F-\{X \rightarrow A\} \cup \{Z \rightarrow A\}$与F等价。

(3) F中不存在这样的函数依赖$X \rightarrow A$，使得F与$F-\{X \rightarrow A\}$等价。

最小依赖集

[例2] 关系模式*S*<*U*，*F*>，其中：

U={ Sno，Sdept，Mname，Cno，Grade }，

F={ Sno→Sdept，Sdept→Mname，(Sno，Cno)→Grade }

设F’={Sno→Sdept，Sno→Mname，Sdept→Mname，

(Sno，Cno)→Grade，(Sno，Sdept)→Sdept}

*F*是最小覆盖，而*F’*不是。

因为：*F* ’ - {Sno→Mname}与*F* ’等价

F ’ - {(Sno，Sdept)→Sdept}也与*F* ’等价

极小化过程

定理6.3 每一个函数依赖集F均等价于一个极小函数依赖集F_m。此F_m称为F的最小依赖集。

极小化过程（续）

(1)逐一检查F中各函数依赖FD_i：$X \rightarrow Y$，若$Y=A_1A_2 \ldots A_k$，$k > 2$，则用$\{X \rightarrow A_j | j=1, 2, \ldots, k\}$来取代$X \rightarrow Y$。

(2)逐一取出F中各函数依赖FD_i：$X \rightarrow A$，设$X=B_1B_2 \ldots B_m$，逐一考查B_i（i=l，2，…，m），若$A \in (X-B_i)_F^+$，则以$X-B_i$取代X。

(3)逐一检查F中各函数依赖FD_i：$X \rightarrow A$，令$G=F-\{X \rightarrow A\}$，若$A \in X_G^+$，则从F中去掉此函数依赖。

极小化过程（续）

[例3]　$F = \{A \to B，B \to A，B \to C，A \to C，C \to A\}$

F_{m1}、F_{m2}都是F的最小依赖集：

$$F_{m1} = \{A \to B，B \to C，C \to A\}$$

$$F_{m2} = \{A \to B，B \to A，A \to C，C \to A\}$$

- F的最小依赖集F_m不唯一
- 极小化过程也是检验F是否为极小依赖集的一个算法

极小化过程（续）

$F = \{A \rightarrow B，B \rightarrow A，B \rightarrow C，A \rightarrow C，C \rightarrow A\}$

- 检查A→B，G=F－{A→B}={B→A，$B \rightarrow C，A \rightarrow C，C \rightarrow A$}

  $(A)_G^+ = \{A，C\}，B \notin \{A，C\}$

- 检查B→A，G=F－{B→A}={A→B，$B \rightarrow C，A \rightarrow C，C \rightarrow A$}

  $(B)_G^+ = \{A，B，C\}，A \in \{A，B，C\}$

  所以从F中删除B→A.

- 检查A→C，G=F－{A→C}={A→B，$B \rightarrow C，C \rightarrow A$}

  $(A)^+_G = \{A，B, C\}，C \in \{A，B，C\}$

  所以从F中删除A→C.

例：已知关系R(ABC)，F={A→BC, B→C, BC→A}，求F的最小依赖集。

① 将F中所有函数依赖右部不为单属性的化为单属性

F={**A→B**, **A→C**, B→C, BC→A}

② 去掉F中多余的函数依赖

- 对于A→B，令G= {A→C, B→C, BC→A}，求A_G^+ =AC，∵$B \not\subset AC$，∴A→B不能去掉；
- 对于A→C，令G= {A→B, B→C, BC→A}，求A_G^+ =ABC，∵$C \subseteq ABC$，∴从F中**去掉A→C**，F = {A→B, B→C, BC→A}；
- 对于B→C，令G= {A→B, BC→A}，求B_G^+ =B，∵$C \not\subset B$，∴B→C不能去掉；
- 对于BC→A，令G= {B→C, A→B}，求BC_G^+ =BC，∵$A \not\subset BC$，∴BC→A不能去掉；

F = {A→B, B→C, BC→A}

③ 去掉F中函数依赖左部多余属性

- 对于BC→A
  - 对于B，求C_F^+ = C，∵$A \not\subset C_F^+$，∴B不是多余属性；
  - 对于C，求B_F^+ = ABC，∵$A \subseteq B_F^+$，∴ C是多余属性，将BC→A 替换为B→A 。

F = {A→B, B→C, **B→A**}

④ 重复步骤②③，F不再变化，∴ F = {A→B, B→C, B→A}

练习：将下列函数依赖集F化为最小依赖集

$$F = \left(\begin{array}{ll} AB \rightarrow C & D \rightarrow EG \\ C \rightarrow A & BE \rightarrow C \\ BC \rightarrow D & CG \rightarrow BD \\ ACD \rightarrow B & CE \rightarrow AG \end{array} \right)$$

第六章 关系数据理论

6.1 问题的提出

6.2 规范化

6.3 数据依赖的公理系统

*6.4 模式的分解

6.5 小结

6.4 模式的分解

- 把低一级的关系模式分解为若干个高一级的关系模式的方法不是唯一的
- 只有能够保证分解后的关系模式与原关系模式等价，分解方法才有意义

模式的分解（续）

定义6.16 关系模式R<U,F>的一个分解：

ρ={ R_1<U_1,F_1>，R_2<U_2,F_2>，…，R_n<U_n,F_n>}

U= $\bigcup_{i=1}^{n} U_i$，且不存在 $U_i \subseteq U_j$，F_i 为 F在 U_i 上的投影

定义6.17 函数依赖集合$\{X\rightarrow Y \mid X\rightarrow Y \in F^{+} \wedge XY \subseteq U_i\}$ 的一个覆盖 F_i 叫作 F 在属性 U_i 上的投影

模式分解的定义

- 分解的基本代数运算
  - 投影
  - 自然连接
- 分解的目标
  - 无损连接分解
  - 保持函数依赖
  - 达到更高级范式

例：SL（Sno， Sdept， Sloc）

F={ Sno→Sdept,Sdept→Sloc,Sno→Sloc}

SL∈2NF

存在插入异常、删除异常、冗余度大和修改复杂等问题

SL

Sno	Sdept	Sloc
95001	CS	A
95002	IS	B
95003	MA	C
95004	IS	B
95005	PH	B

1. SL分解为下面三个关系模式

SN(Sno)

SD(Sdept)

SO(Sloc)

SN	SD	SO
Sno	Sdept	Sloc
95001	CS	A
95002	IS	B
95003	MA	C
95004	PH	
95005		

2. SL分解为下面二个关系模式：

NL(Sno, Sloc)

DL(Sdept, Sloc)

分解后的关系为：

NL

Sno	Sloc
95001	A
95002	B
95003	C
95004	B
95005	B

DL

Sdept	Sloc
CS	A
IS	B
MA	C
PH	B

$NL \bowtie DL$

Sno	Sloc	Sdept
95001	A	CS
95002	B	IS
95002	B	PH
95003	C	MA
95004	B	IS
95004	B	PH
95005	B	IS
95005	B	PH

NL DL比原来的SL关系多了3个元组

无法知道95002、95004、95005究竟是哪个系的学生

元组增加了，信息丢失了

3. 将SL分解为下面二个关系模式：

ND(Sno, Sdept)　　NL(Sno, Sloc)

分解后的关系为：

ND

Sno	Sdept
95001	CS
95002	IS
95003	MA
95004	IS
95005	PH

NL

Sno	Sloc
95001	A
95002	B
95003	C
95004	B
95005	B

$ND \bowtie NL$

Sno	Sdept	Sloc
95001	CS	A
95002	IS	B
95003	MA	C
95004	CS	A
95005	PH	B

与SL关系一样，因此没有丢失信息

模式分解中存在的问题

R(A, B, C)

A	B	C
1	1	2
2	2	1

$\prod_{AB}(R)$

A	B
1	1
2	2

$\prod_{BC}(R)$

B	C
1	2
2	1

$\prod_{AB}(R) \bowtie \prod_{BC}(R)$

A	B	C
1	1	2
2	2	1

无损分解

R(A, B, C)

A	B	C
1	1	1
2	1	2

$\prod_{AB}(R)$

A	B
1	1
2	1

$\prod_{BC}(R)$

B	C
1	1
1	2

$\prod_{AB}(R) \bowtie \prod_{BC}(R)$

A	B	C
1	1	1
1	1	2
2	1	1
2	1	2

有损分解

模式分解中存在的问题

$\{A \to B, B \to C\}$

A	B	C
a1	b1	c1
a2	b1	c1
a3	b2	c2
a4	b3	c1

A	B
a1	b1
a2	b1
a3	b2
a4	b3
a5	b3

插入

$\bowtie$

A	C
a1	c1
a2	c1
a3	c2
a4	c1
a5	c3

$=$

A	B	C
a1	b1	c1
a2	b1	c1
a3	b2	c2
a4	b3	c1
a5	b3	c3

违反 $B \to C$

无损连接分解

- 算法：（判别一个分解的无损连接性）

$U=\{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$

$\rho = \{R_1\langle U_1, F_1\rangle, R_2\langle U_2, F_2\rangle, \ldots, R_k\langle U_k, F_k\rangle\}$

1.建立一个n列k行的矩阵

$TB = \{C_{ij} \mid$ 若$A_j \in U_i$，$C_{ij} = a_j$，否则$C_{ij} = b_{ij}\}$

	A_1	A_2	…	A_n
U_1 … U_k			C_{ij}	

无损连接分解

2.对F中每一个函数依赖X→Y，若TB中存在元组t_1，t_2，使得$t_1[X]=t_2[X]$，$t_1[Y]\neq t_2[Y]$，则对每一个$A_i \in Y$：

①若$t_1[A_i]$，$t_2[A_i]$中有一个等于a_j，则另一个也改为a_j；

②若①不成立，则取$t_1[A_i] = t_2[A_i]$（t_2的行号小于t_1）。

3.反复执行 2.，直至：

①TB中出现一行为a_1，a_2，…，a_n 的一行。

② TB不再发生变化，且没有一行为a_1，…，a_n。

在①情况下， ρ为无损分解，否则为有损分解。

无损连接分解

– 示例一：U={A,B,C,D,E}, F={AB→C, C→D,D→E}
  ρ ={(A, B, C), (C, D), (D, E)}

AB→C

	A	B	C	D	E
ABC	a_1	a_2	a_3	b_{14}	b_{15}
CD	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	b_{25}
DE	b_{31}	b_{32}	b_{33}	a_4	a_5

	A	B	C	D	E
ABC	a_1	a_2	a_3	b_{14}	b_{15}
CD	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	b_{25}
DE	b_{31}	b_{32}	b_{33}	a_4	a_5

C→D

	A	B	C	D	E
ABC	a_1	a_2	a_3	a_4	b_{15}
CD	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	b_{25}
DE	b_{31}	b_{32}	b_{33}	a_4	a_5

D→E

	A	B	C	D	E
ABC	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
CD	b_{21}	b_{22}	a_3	a_4	a_5
DE	b_{31}	b_{32}	b_{33}	a_4	a_5

无损连接分解

– 示例二：U={A,B,C,D,E},
  F={A→C, B→C, C→D,DE→C ,CE→A}
  ρ ={(A, D), (A, B), (B, E), (C, D, E), (A, E)}

无损连接分解

– 示例二：U={A,B,C,D,E},
  F={A→C, B→C, C→D,DE→C ,CE→A}
  ρ ={(A, D), (A, B), (B, E), (C, D, E), (A, E)}

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{23}	b_{24}	b_{25}
BE	b_{31}	a_2	b_{33}	b_{34}	a_5
CDE	b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	b_{53}	b_{54}	a_5

A→C

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{13}	b_{24}	b_{25}
BE	b_{31}	a_2	b_{33}	b_{34}	a_5
CDE	b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	b_{13}	b_{54}	a_5

无损连接分解

$B \to C$

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{13}	b_{24}	b_{25}
BE	b_{31}	a_2	b_{13}	b_{34}	a_5
CDE	b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	b_{13}	b_{54}	a_5

$C \to D$

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
BE	b_{31}	a_2	b_{13}	a_4	a_5
CDE	b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	b_{13}	a_4	a_5

无损连接分解

$DE \to C$

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
BE	b_{31}	a_2	a_3	a_4	a_5
CDE	b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	a_3	a_4	a_5

$CE \to A$

	A	B	C	D	E
AD	a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
AB	a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
BE	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
CDE	a_1	b_{42}	a_3	a_4	a_5
AE	a_1	b_{52}	a_3	a_4	a_5

无损连接分解

- **定理**

关系模式R(U)的分解ρ={R_1, R_2}，则ρ是一个无损连接分解的充要条件是 $R_1 \cap R_2 \to R_1 - R_2$（或$R_1 \cap R_2 \to R_2 - R_1$）成立

	$R_1 \cap R_2$	$R_1 - R_2$	$R_2 - R_1$
R_1	a…a	a…a	b…b
R_2	a…a	b…b	a…a

$R_1 \cap R_2 \to R_1 - R_2$

	$R_1 \cap R_2$	$R_1 - R_2$	$R_2 - R_1$
R_1	a…a	a…a	b…b
R_2	a…a	a…a	b…b

无损连接分解

$R=ABC$，$F=\{A \rightarrow B\}$，

$\rho_1=\{R_1(AB)，R_2(AC)\}$

$R_1 \cap R_2 = A$，$R_1 - R_2 = B$

由$A \rightarrow B$，得到ρ_1是无损连接分解

$\rho_2=\{R_1(AB)，R_2(BC)\}$

$R_1 \cap R_2 = B$，$R_1 - R_2 = A$，$R_2 - R_1 = C$

$B \rightarrow A$，$B \rightarrow C$均不成立，所以ρ_2不是无损连接分解

举例

- 设关系模式R(A，B，C，D，E，P)，F={A→B，C→P，E→A，CE→D}。设有分解：

  ρ={R1(A，B，E)，R2(C，D，E，P)}

  判断分解ρ是否无损连接分解。

- **解：因为 $R_1 \cap R_2$ = E， $R_1 - R_2$ = AB，而E→A和E→B均成立（即 $R_1 \cap R_2 \to R_1 - R_2$ 成立），所以ρ是无损连接分解。**

保持函数依赖的模式分解

设关系模式$R<U,F>$被分解为若干个关系模式

$R_1<U_1,F_1>$，$R_2<U_2,F_2>$，…，$R_n<U_n,F_n>$

（其中$U=U_1 \cup U_2 \cup \ldots \cup U_n$，且不存在$U_i \subseteq U_j$，$F_i$为F在$U_i$上的投影），若F所逻辑蕴含的函数依赖一定也由分解得到的某个关系模式中的函数依赖F_i所逻辑蕴含，则称关系模式R的这个分解是保持函数依赖的（Preserve dependency）

举例

- 【例】关系模式R={CITY，ST，ZIP}，其中CITY为城市，ST为街道，ZIP为邮政编码，F={(CITY，ST)→ZIP，ZIP→CITY}。
- 如果将R分解成R_1和R_2，R_1={ST，ZIP}，
  R_2={CITY，ZIP}，
  检查分解是否具有无损连接和保持函数依赖。

- 解：1) 检查无损连接性。
  求得：$R_1 \cap R_2$={ZIP}；$R_2 - R_1$={CITY}.
  $\because$ (ZIP→CITY)$\in F^+$. $\therefore$ 分解具有无损连接性
  2) 检查分解是否保持函数依赖
  求得：$\pi R_1(F)=\Phi$；$\pi R_2(F)$={ ZIP→CITY}.
  $\because$ $\pi R_1(F) \cup \pi R_2(F)$={ ZIP→CITY}$\neq F^+$.
- $\therefore$ 该分解不保持函数依赖。