



福昕PDF编辑器

· 永久 · 轻巧 · 自由

点击升级会员

点击批量购买



永久使用

无限制使用次数



极速轻巧

超低资源占用，告别卡顿慢

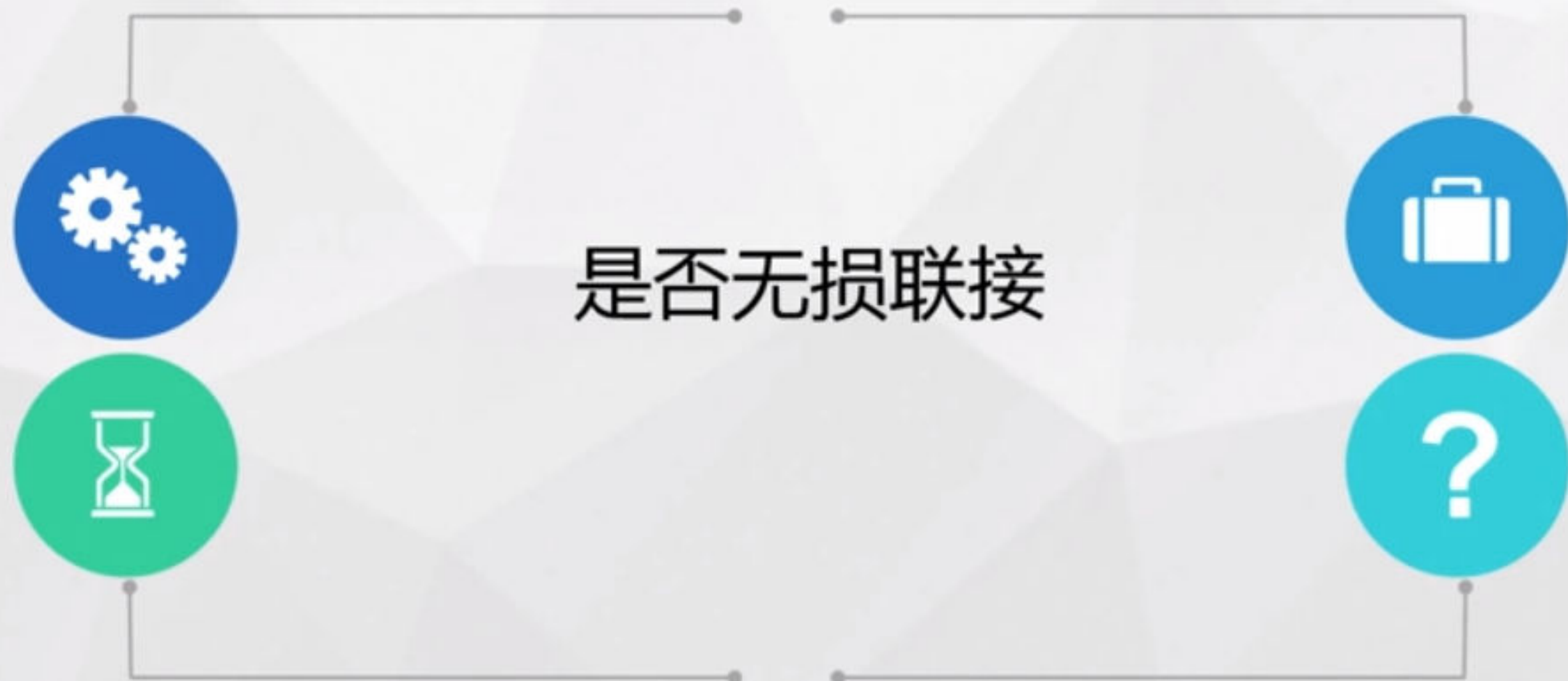


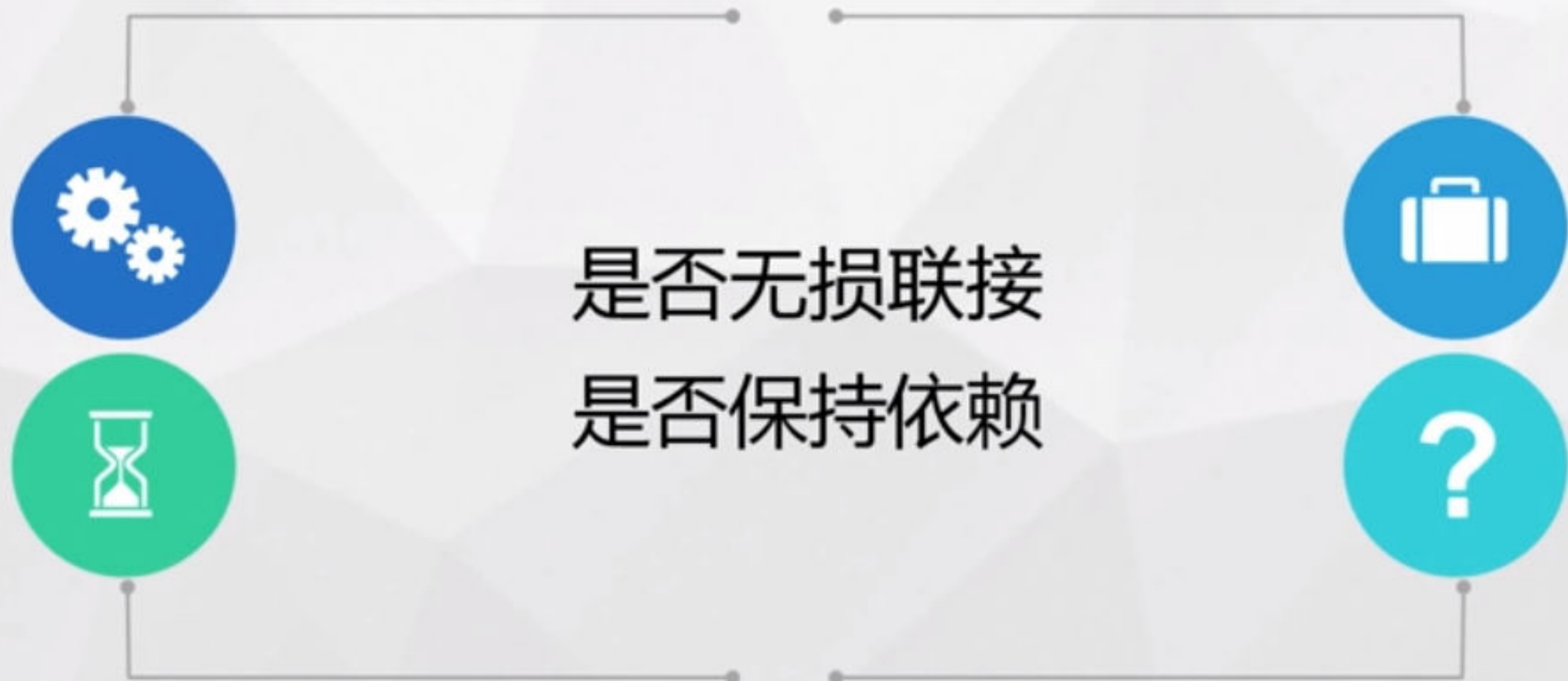
自由编辑

享受Word一样的编辑自由



扫一扫，关注公众号





erdepa (erid, dname, dsum)

$$D = \{\text{erid} \rightarrow \text{dname}, \text{dname} \rightarrow \text{dsum}\}$$


erdepa

erid	dname	dsum
2009040	历史学院	100
1990122	教育学部	300
1998039	文学院	100
2007033	心理学部	300

dnamesum

dname	dsum
历史学院	100
教育学部	300
文学院	100
心理学部	300

idsum

erid	dsum
2009040	100
1990122	300
1998039	100
2007033	300

```
SELECT *  
FROM idsum NATURAL JOIN dnamesum;
```

erid	dname	dsum
2009040	历史学院	100
1990122	教育学部	300
1998039	文学院	100
2007033	心理学部	300
2009040	文学院	100
1998039	历史学院	100
1990122	心理学部	300
2007033	教育学部	300

erdepa

erid	dname	dsum
2009040	历史学院	100
1990122	教育学部	300
1998039	文学院	100
2007033	心理学部	300

idsum

erid	dsum
2009040	100
1990122	300
1998039	100
2007033	300

idname

erid	dname
2009040	历史学院
1990122	教育学部
1998039	文学院
2007033	心理学部

SELECT *
FROM idsum NATURAL JOIN idname;

erid	dname	dsum
2009040	历史学院	100
1990122	教育学部	300
1998039	文学院	100
2007033	心理学部	300

- ✓ 设 S 为关系模式，关系模式集 $\{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ 为 S 的一个分解，即： $S = S_1 \cup S_2 \cup \dots \cup S_n$ 。令 t 是模式 S 上的关系，即 $t(S)$ ，而 $t_i = \Pi_{S_i}(t)$ ，于是总有：
 - $t \subseteq t_1 \bowtie t_2 \bowtie \dots \bowtie t_n$
- ✓ 如果对模式 S 上所有合法关系 t ，均有：
 - $t = \Pi_{S_1}(t) \bowtie \Pi_{S_2}(t) \bowtie \dots \bowtie \Pi_{S_n}(t)$
- ✓ 那么， $\{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ 就是关系模式 S 的一个无损连接分解。

追赶算法

输入：关系模式 $S(A_1, A_2, \dots, A_n)$ ，它的函数依赖集 D ，以及分解 $\rho = \{S_1, S_2, \dots, S_k\}$

输出：确定 ρ 是否具有无损连接性

方法：

- (1)构造一个 k 行 n 列的表，第 i 行对应于关系模式 S_i ，第 j 列对应于属性 A_j 。如果 $A_j \in S_i$ ，则在第 i 行第 j 列上放符号 x_j ，否则放符号 y_{ij} 。
- (2)重复考察 D 中的每一个函数依赖，并修改表中的元素。方法是这样的：取 D 中一个 $M \rightarrow A_j$ ，在 M 的分量中寻找相同的行，然后将这些行中 A_j 的分量改为相同的符号，如果其中有 x_j ，则将 y_{ij} 改为 x_j ；若其中无 x_j ，则全部改为 y_{ij} （ i 是这些行的行号最小值）。
- (3)如果发现表中某一行变成了 x_1, x_2, \dots, x_n ，则分解 ρ 具有无损连接性；如果 D 中所有函数依赖都不能再修改表中的内容，且没有发现这样的行，则分解 ρ 不具有无损连接性。



追赶算法示例

设 $S(a,b,c,d,e)$, 分解 $\rho=\{ad,ab,be,cde,ae\}$
 $D=\{a\rightarrow c,b\rightarrow c,c\rightarrow d,de\rightarrow c,ce\rightarrow a\}$,

判断 ρ 是否具无损连接性。

	a	b	c	d	e
ad	x_1	y_{12}	y_{13}	x_4	y_{15}
ab	x_1	x_2	y_{23}	y_{24}	y_{25}
be	y_{31}	x_2	y_{33}	y_{34}	x_5
cde	y_{41}	y_{42}	x_3	x_4	x_5
ae	x_1	y_{52}	y_{53}	y_{54}	x_5

$$S_1 \cap S_2 \rightarrow (S_1 - S_2) \in D^+$$

或 $S_1 \cap S_2 \rightarrow (S_2 - S_1) \in D^+$





设关系模式 $S\langle A, D \rangle$ 被分解为 n 个关系模式

$$S_1 \langle A_1, D_1 \rangle, \quad S_2 \langle A_2, D_2 \rangle, \quad \dots, \quad S_n \langle A_n, D_n \rangle$$

其中 $A = A_1 A_2 \dots A_n$, 且不存在 $A_i \subseteq A_j$, D_i 为 D 在 A_i 上投影, 若 D 等价 $\bigcup_{i=1}^n D_i$, 则称关系模式 S 的这个分解是保持函数依赖的。





如果某个分解能保持函数依赖，那么就可以在分解后的模式上定义等价的完整性约束，在数据输入或更新时，要求每个函数依赖被满足，就可保证数据库中数据的语义完整性，显然这是一种良好的特性。

分解是否保持依赖示例

• $\text{erdepa}(\text{erid}, \text{dname}, \text{dsum})$ $D_{\text{erdepa}} = \{\text{erid} \rightarrow \text{dname}, \text{dname} \rightarrow \text{dsum}\}$

➤ $\text{idsum}(\text{erid}, \text{dsum})$ $D_{\text{idsum}} = \{\text{erid} \rightarrow \text{dsum}\}$

➤ $\text{dnamesum}(\text{dname}, \text{dsum})$ $D_{\text{dnamesum}} = \{\text{dname} \rightarrow \text{dsum}\}$

$$(D_{\text{idsum}} \cup D_{\text{dnamesum}})^+ \neq D_{\text{erdepa}}^+$$

➤ $\text{dnamesum}(\text{dname}, \text{dsum})$ $D_{\text{dnamesum}} = \{\text{dname} \rightarrow \text{dsum}\}$

➤ $\text{idname}(\text{erid}, \text{dname})$ $D_{\text{idname}} = \{\text{erid} \rightarrow \text{dname}\}$

1. 不具有无损连接性，也未保持函数依赖。
2. 保持函数依赖，但不具有无损连接性。
3. 具有无损连接性，但未保持函数依赖。
4. 既具有无损连接性，又保持了函数依赖。