

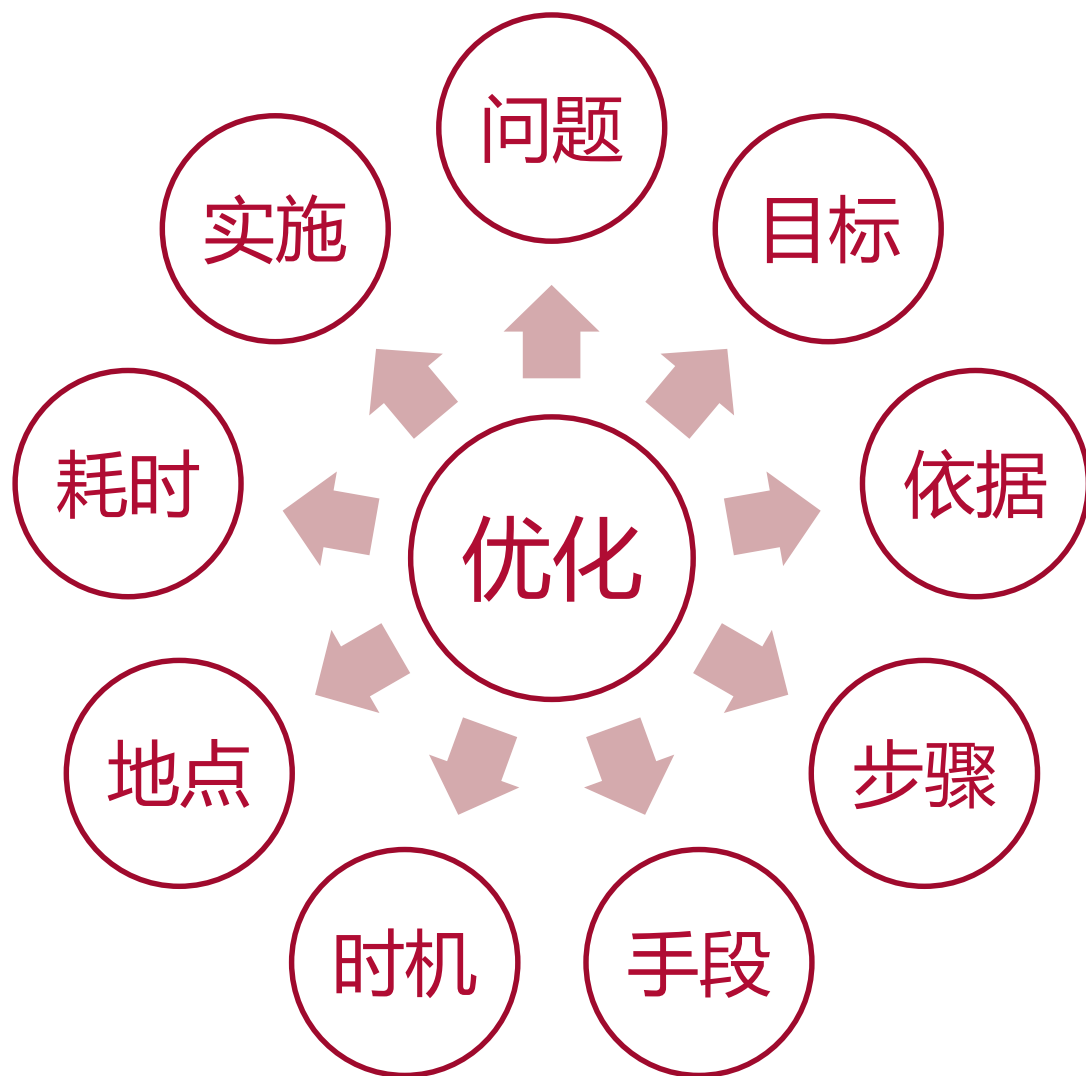


# 第九章 查询处理和查询优化





# 优化涉及的因素





# 本章导读

## 教学内容

- 查询处理的基本步骤
- 查询优化的概念
- 优化的基本方法和技术。

## 要求掌握

- 1、DBMS处理查询的步骤
- 2、查询优化的原理和方法；
- 3、如何将语法树转化为优化的语法树；

## 教学重点及难点

- 查询优化, 语法树转化, 优化算法



# 本章内容

关系数据库系统的查询处理

关系数据库系统的查询优化

代数优化

物理优化

SQL调优



# 本章导读

## 本章目的：

- RDBMS的查询处理步骤
- 查询优化的概念
- 基本方法和技术

## 查询优化分类：

- 代数优化
- 物理优化



# 9.1 关系数据库系统的查询处理

## 本节内容:

### ➤ 9.1.1 查询处理步骤

- 1) 查询分析
- 2) 查询检查
- 3) 查询优化
- 4.) 查询执行

### ➤ 9.1.2 实现查询操作的算法示例



# 9.1.1 查询处理步骤

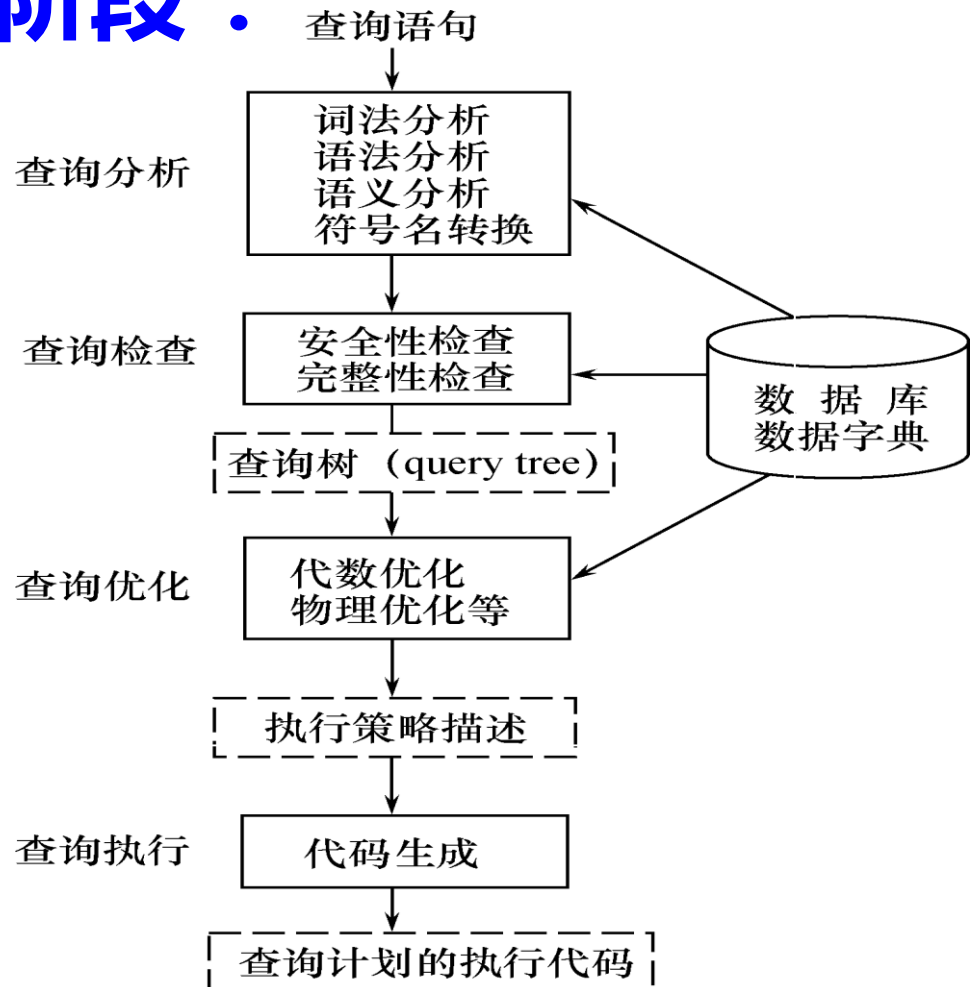
## RDBMS查询处理阶段：

1) 查询分析

2) 查询检查

3) 查询优化

4) 查询执行





# 查询处理步骤—查询分析

## 1. 查询分析

- 对查询语句进行**扫描、词法分析**和**语法分析**
- 从查询语句中**识别出语言符号**
- 进行**语法检查**和**语法分析**





# 查询处理步骤—查询检查

## 2. 查询检查

- 根据数据字典对合法的查询语句进行**语义检查**
- 根据数据字典中的**用户权限和完整性约束定义**对用户的**存取权限**进行检查
- 检查通过后把SQL**查询语句转换**成等价的关系代数表达式
- RDBMS一般都用**查询树(语法分析树)**来表示扩展的关系代数表达式



# 查询处理步骤—查询优化

## 3. 查询优化

- 查询优化：选择一个**高效执行的查询处理策略**
- 查询优化分类
  - 代数优化：指针对**关系代数表达式**的**操作变换优化**
  - 物理优化：指**存取路径和底层操作算法**的**选择优化**
- 查询优化方法选择的依据
  - 基于**规则**(rule based)
  - 基于**代价**(cost based)
  - 基于**语义**(semantic based)



# 查询处理步骤—查询执行

## 4. 查询执行

- 依据优化器得到的执行策略**生成查询计划**
- **代码生成器**(code generator)**生成执行查询计划的代码**



## 9.1.2 实现查询操作的算法示例

- 1. 选择操作的实现
- 2. 连接操作的实现



# 一、选择操作的实现

**[例1] Select \* from student where <条件表达式> ;**

**考虑<条件表达式>的几种情况:**

**C1: 无条件;**

**C2: Sno = '200215121';**

**C3: Sage > 20;**

**C4: Sdept = 'CS' AND Sage > 20;**



# 选择操作典型实现方法

## ► 选择操作典型实现方法

### ● 1. 简单的**全表扫描**方法

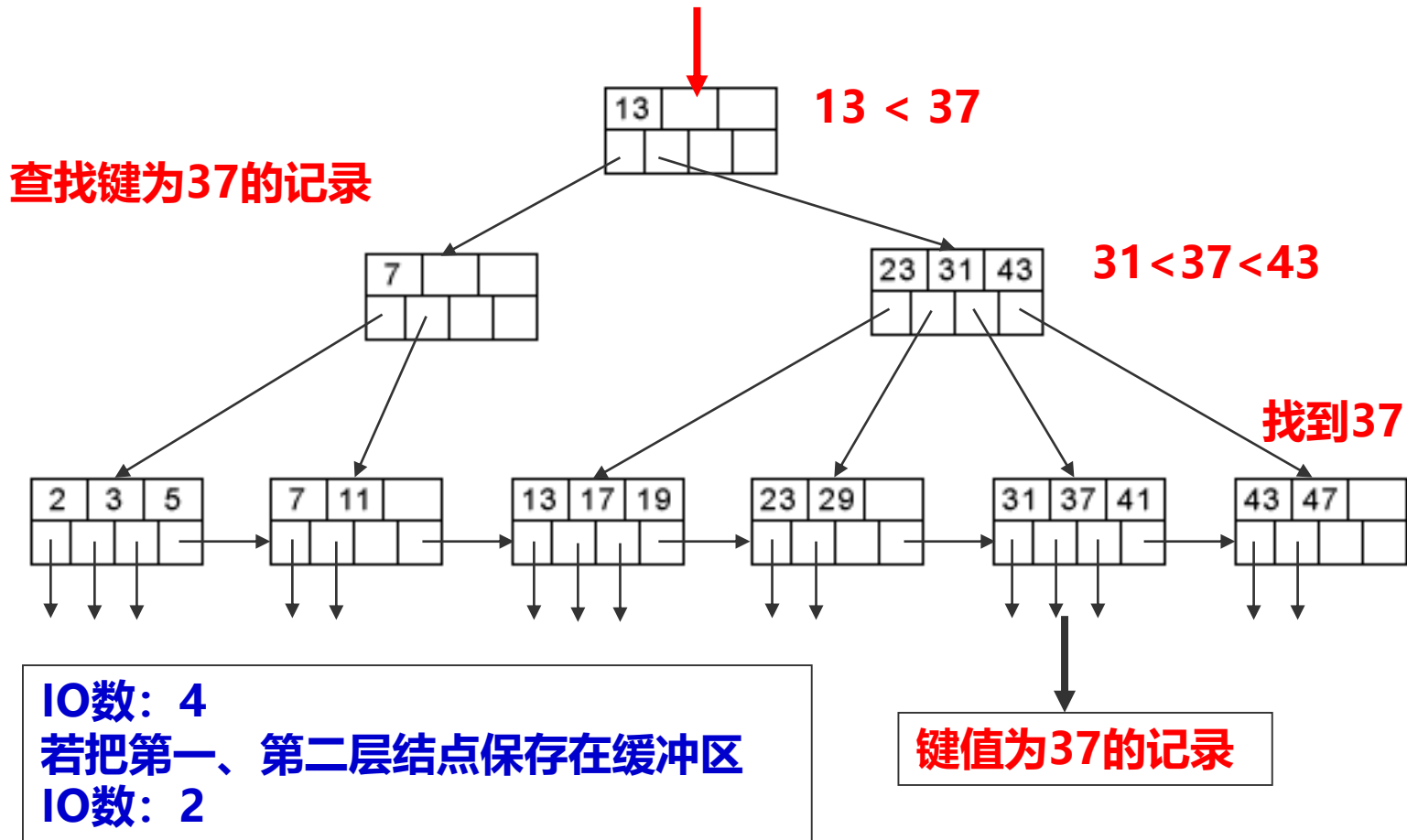
- 对查询的基本表顺序扫描，**逐一检查**每个元组是否满足选择条件，把满足条件的元组作为结果输出
- 适合小表，不适合大表

### ● 2. **索引(或散列)扫描**方法

- 选择条件中的属性上有索引(例如B+树索引或Hash索引)
- 通过索引先找到满足条件的元组主码或元组指针，再通过元组指针直接在查询的基本表中找到元组



# B+树中的查找





# 索引与效率案例

- ▶ **[例1-C2] 以C2为例, Sno = '200215121', 并且Sno上有索引(或Sno是散列码)**
  - **使用索引(或散列)得到Sno为 '200215121' 元组的指针**
  - **通过元组指针在student表中检索到该学生**
- ▶ **[例1-C3] 以C3为例, Sage>20, 并且Sage 上有B+树索引**
  - **使用B+树索引找到Sage = 20的索引项, 以此为入口点在B+树的顺序集上得到Sage>20的所有元组指针**
  - **通过这些元组指针到student表中检索到所有年龄大于20的学生。**





# 索引与效率案例

- [例1-C4] 以C4为例,  $Sdept = 'CS'$  **AND**  $Sage > 20$ , 如果Sdept和Sage上都有索引:
- 算法一: 分别用上面两种方法分别找到 $Sdept = 'CS'$ 的一组元组指针和 $Sage > 20$ 的另一组元组指针
    - **求这2组指针的交集**
    - 到student表中检索, 直接得到计算机系年龄大于20的学生
  - 算法二: 先找到 $Sdept = 'CS'$ 的一组元组指针
    - 从这些元组指针出发, 到student表中检索到相应元组
    - 对得到的元组检查另一个选择条件 $Sage > 20$ 是否满足
    - 把满足条件的元组作为结果输出。



# 索引与效率

## ► 选择率

- 被选中的元组占总元组数的比例

## ► 选择率低时

- 基于索引的选择算法要优于全表扫描算法

## ► 选择率高时

- 某些情况下，基于索引不一定快
- 如要查找的元组均匀地分布在查找的表中

## ► 原因

- 涉及B+树的扫描同样需要成本



## 二、连接操作的实现

- ▶ 连接操作是查询处理中最耗时的操作之一
- ▶ 本节只讨论等值连接(或自然连接)最常用的实现算法

**[例2]     SELECT \* FROM Student, SC**  
**WHERE    Student.Sno = SC.Sno;**



# 选择操作的实现方法

1. 嵌套循环方法(nested loop)
2. 排序-合并方法(sort-merge join 或merge join)
3. 索引连接(index join)方法
4. Hash Join方法



# 连接操作的实现方法—嵌套循环法

## 1. 嵌套循环方法(nested loop)

- 对外层循环(Student)的每一个元组(s), 检索内层循环(SC)中的每一个元组(sc)
- 检查这两个元组在连接属性(sno)上是否相等
- 如果满足连接条件, 则串接后作为结果输出, 直到外层循环表中的元组处理完为止



# 连接操作的实现—排序合并法

## 2. 排序-合并方法(sort-merge join 或merge join)

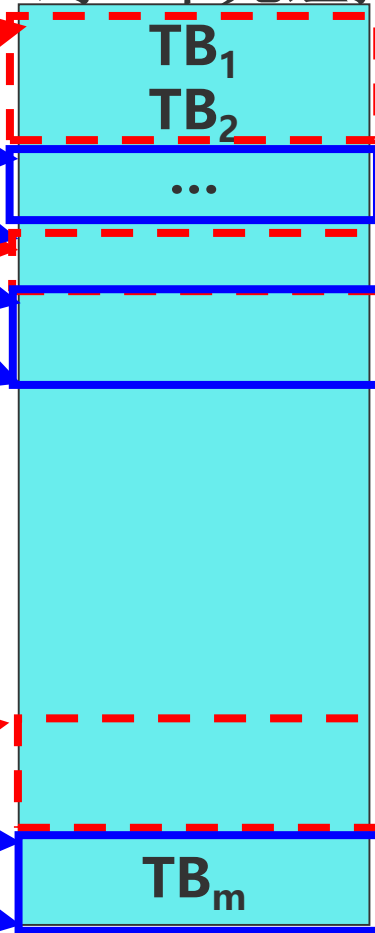
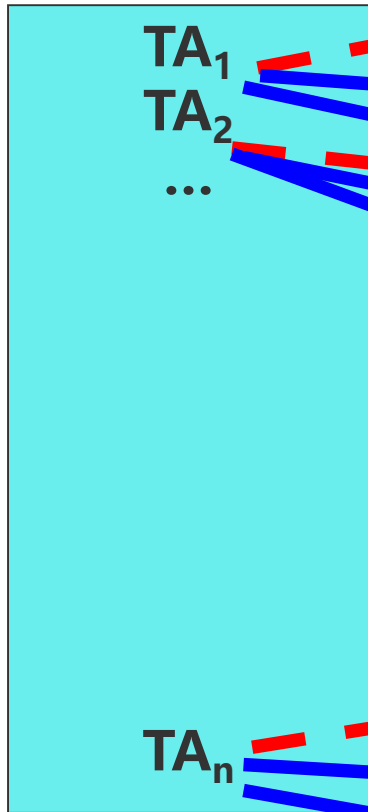
- 适合连接的诸表已经按连接属性排好序的情况
- 排序 - 合并连接方法的步骤：
  - 如果连接的表没有排好序，先对Student表和SC表按连接属性Sno排序
  - 取Student表中第一个Sno，依次扫描SC表中具有相同Sno的元组
  - 当扫描到Sno不相同的第一个SC元组时，返回Student表扫描它的下一个元组，再扫描SC表中具有相同Sno的元组，把它们连接起来
  - 重复上述步骤直到Student 表扫描完



# 排序合并法连接过程示意

对n个元组排序

对m个元组排序



不匹配

匹配

不匹配

匹配

时间复杂度

不匹配

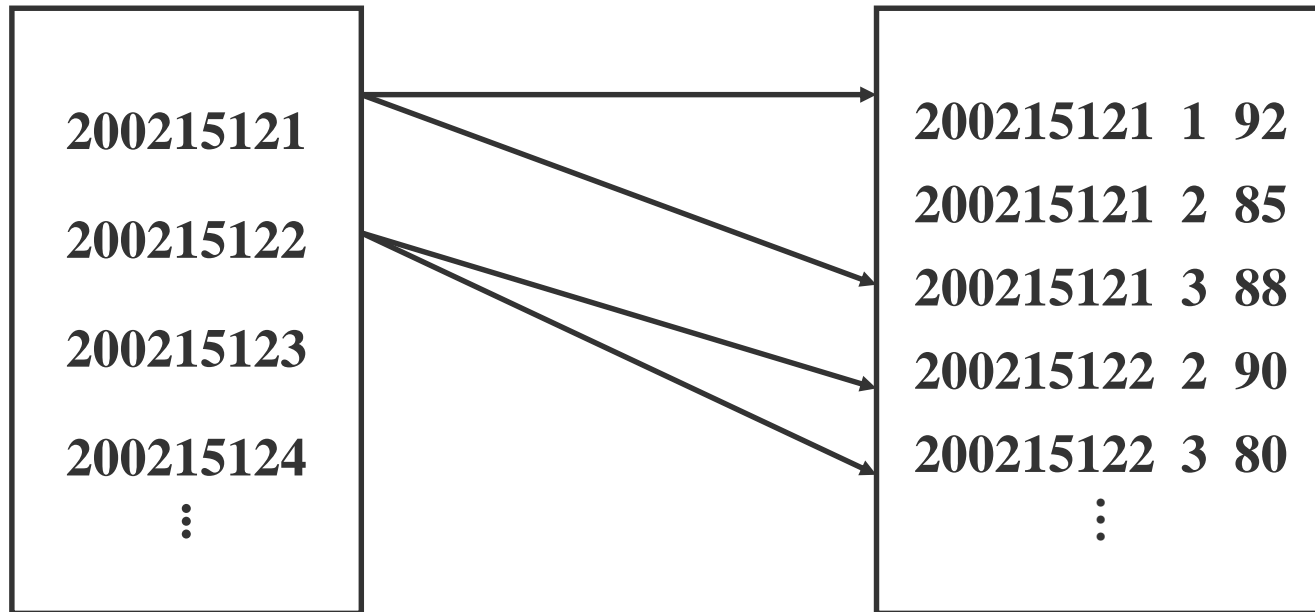
匹配

每次取两个表的两个元组判断是否符合连接条件，符合连接成新元组

效率如何？代价是什么？



# 排序合法示例



- ▶ **Student表和SC表都只要扫描一遍**
- ▶ **如果2个表原来无序，执行时间要加上对两个表的排序时间**
- ▶ **对于2个大表，先排序后使用sort-merge join方法执行连接，总的时间一般仍会大大减少**





# 3. 索引连接(index join)方法

## 索引连接(index join)方法

### 步骤:

- ① 在SC表上建立属性Sno的索引(如果原来没有该索引)
  - ② 对Student中每一个元组, 由Sno值通过SC的索引查找相应的SC元组
  - ③ 把这些SC元组和Student元组连接起来
- 循环执行②③, 直到Student表中的元组处理完为止

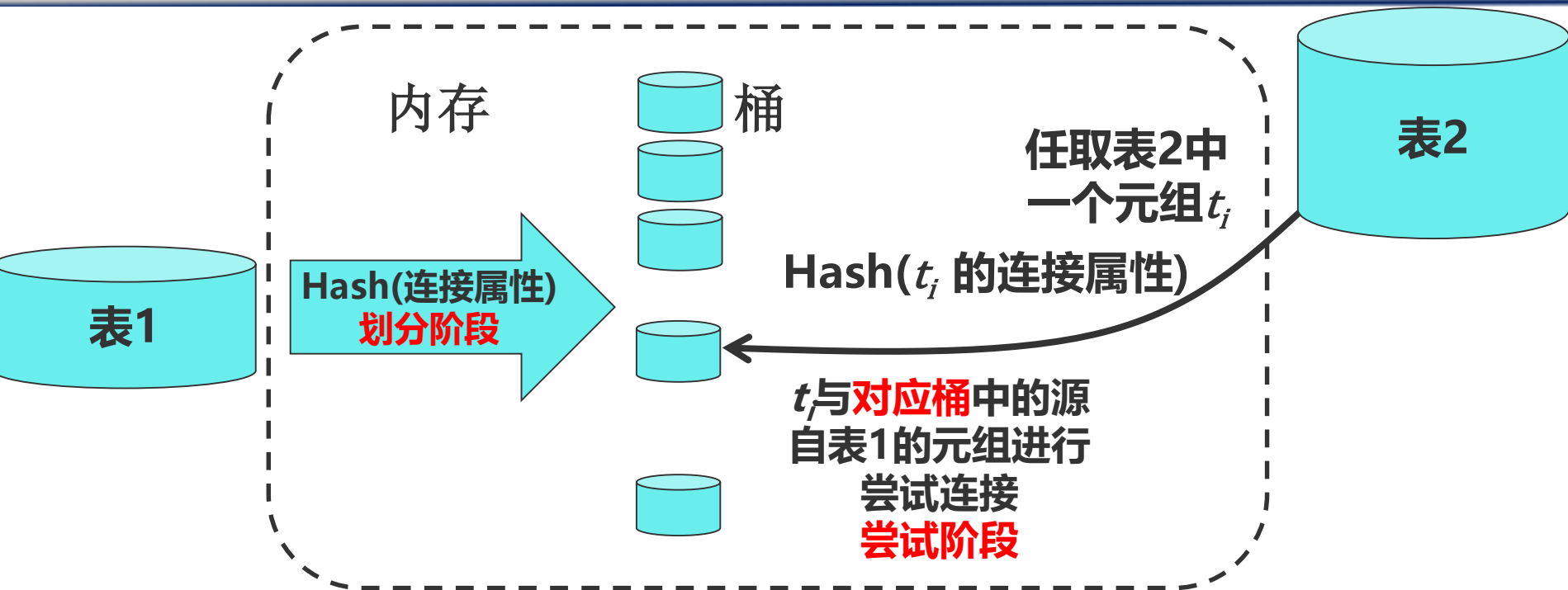


## 4. Hash Join方法

- ▶ 把连接属性作为hash码，用同一个hash函数把Student和SC中的元组散列到同一个hash文件中，步骤：
  - 划分阶段(partitioning phase):
    - 对包含较少元组的表(比如Student)进行一遍处理
    - 把它的元组按hash函数分散到hash表的桶中
  - 试探阶段(probing phase): 也称为连接阶段(join phase)
    - 对另一个表(SC)进行一遍处理
    - 把SC的元组散列到适当的hash桶中
    - 把SC的元组与桶中所有来自Student并与之相匹配的元组连接起来



## 4. Hash Join方法



- ▶ hash join算法前提:
- ▶ 假设两个表中较小的表在第一阶段后可以完全放入内存的hash桶中
- ▶ 以上的算法思想可以推广到更加一般的多个表的连接算法上



## 9.2 关系数据库系统的查询优化

- ▶ **查询优化在关系数据库系统中有着非常重要的地位**
- ▶ **关系查询优化是影响RDBMS性能的关键因素**
- ▶ **由于关系表达式的语义级别很高，使关系系统可以从关系表达式中分析查询语义，提供了执行查询优化的可能性**



## 9.2.1 查询优化概述

### ► DBMS系统提供的查询优化可以比用户程序的“优化”做得更好

- (1) 优化器可以从数据字典中获取许多统计信息，而用户程序则难以获得这些信息
- (2) 如果数据库的物理统计信息改变了，**系统可以自动对查询重新优化**以选择相适应的执行计划。在非关系系统中必须重写程序，而重写程序在实际应用中往往是不太可能的。



# 查询优化概述（续）

(3) 优化器可以考虑数百种**不同的执行计划**，程序员一般只能考虑有限的**几种可能性**。

(4) 优化器中包括了**很多复杂的优化技术**，这些优化技术往往只有最好的程序员才能掌握。系统的**自动优化**相当于使得所有人都拥有这些优化技术



# 查询优化的总目标

- ▶ **选择有效的策略**
- ▶ **求得给定关系表达式的值**
- ▶ **使得查询代价最小(实际上是较小)**



## 9.2.2 一个实例

**[例3] 求选修了2号课程的学生姓名。用SQL表达：**

```
SELECT  Sname
```

```
FROM    Student, SC
```

```
WHERE   Student.Sno = SC.Sno AND  
        SC.Cno = '2';
```

- 假定学生-课程数据库中有1000个学生记录，10000个选课记录
- 其中选修2号课程的选课记录为50个





# 一个实例（续）

► 系统可以用多种等价的关系代数表达式来完成这一查询

$$Q_1 = \pi_{Sname} (\sigma_{Student.Sno=SC.Sno \wedge SC.Cno='2'} (Student \times SC))$$

$$Q_2 = \pi_{Sname} (\sigma_{SC.Cno='2'} (Student \bowtie SC))$$

$$Q_3 = \pi_{Sname} (Student \bowtie \sigma_{SC.Cno='2'} (SC))$$



# 一、第一种情况

$$Q_1 = \pi_{\text{Sname}} \left( \sigma_{\text{Student.Sno}=\text{SC.Sno} \wedge \text{SC.Cno}='2'} (\text{Student} \times \text{SC}) \right)$$

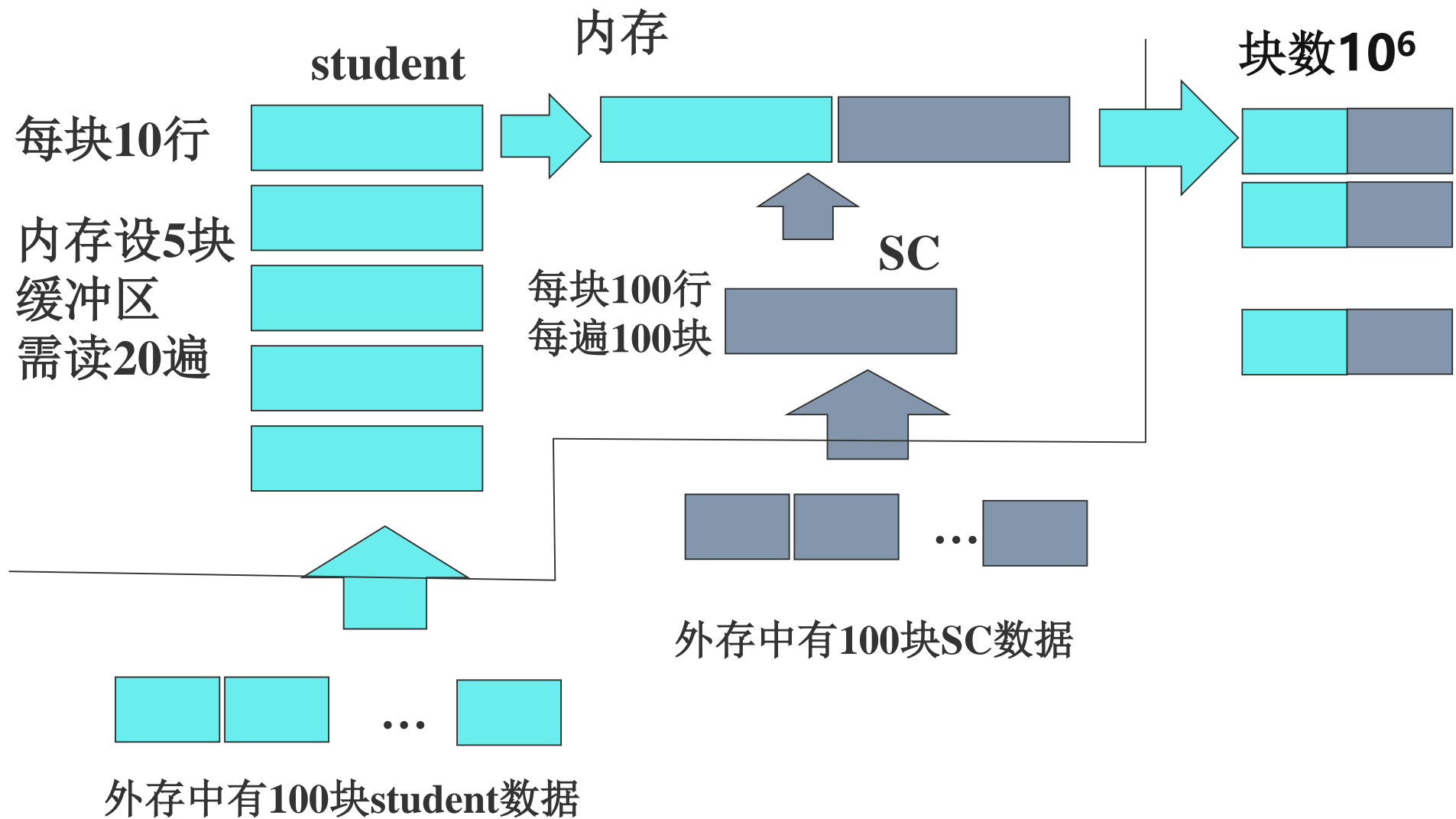
## 1. 计算广义笛卡尔积

► 把Student和SC的每个元组连接起来的作法：

- 在内存中尽可能多地装入某个表(如Student表)的若干块，留出一块存放另一个表(如SC表)的元组。
  - 从SC中读入一块和内存中的Student元组连接
  - 把SC中的每个元组和Student中每个元组**连接**，连接后的元组装满一块后就**写到中间文件**上
  - 直到SC表处理完。
- 再读入若干块Student元组，读入一块SC元组
- 重复上述处理过程，直到把Student表处理完



# 笛卡积实现示意示意





# 计算笛卡尔积成本估算

- ▶ 设一个块能装10个Student元组或100个SC元组，在内存中存放5块Student元组和1块SC元组，则读取总块数为

$$\frac{1000}{10} + \frac{1000}{10 \times 5} \times \frac{10000}{100}$$

$$= 100 + 20 \times 100 = 2100 \text{ 块}$$

- ▶ 其中，读Student表100块。读SC表20遍，每遍100块。若每秒读写20块，则总计要花105s
- ▶ 连接后的元组数为 $10^3 \times 10^4 = 10^7$ 。设每块能装10个元组，则写出这些块要用 $10^6 / 20 = 5 \times 10^4 \text{ s}$



# 选择操作成本估算

## 2. 作选择操作

- 依次读入连接后的元组，按照选择条件选取满足要求的记录
- 假定内存处理时间忽略。读取中间文件花费的时间(同写中间文件一样)需 $5 \times 10^4$ s
- 满足条件的元组假设仅50个，均可放在内存



# 投影操作与成本估算

## 3. 作投影操作

- 把第2步的结果在Sname上作投影输出，得到最终结果
- 第一种情况下执行查询的总时间  
 $\approx 105 + 2 \times 5 \times 10^4 \approx 10^5 s$
- 所有内存处理时间均忽略不计



## 二、第二种情况

$$Q_2 = \pi_{Sname} (\sigma_{SC.Cno='2'} (Student \bowtie SC))$$

### 1. 计算自然连接

- 执行自然连接，读取Student和SC表的策略不变，总的读取块数仍为2100块花费105s
- 自然连接的结果比第一种情况大大减少，为 $10^4$ 个
- 写出这些元组时间为 $10^4/10/20=50s$ ，为第一种情况的千分之一

2. 读取中间文件块，执行选择运算，花费时间也为50s。

3. 把第2步结果投影输出。

第二种情况总的执行时间 $\approx 105 + 50 + 50 \approx 205s$

## 改变计算策略可以大幅缩短时间



### 三、第三种情况

$$Q_3 = \pi_{Sname}(\text{Student} \bowtie \sigma_{SC.Cno='2'}(SC))$$

1. 先对SC表作选择运算，只需读一遍SC表，存取100块花费时间为5s，因为满足条件的元组仅50个，不必使用中间文件。
2. 读取Student表，把读入的Student元组和内存中的SC元组作连接。也只需读一遍Student表共100块，花费时间为5s。
3. 把连接结果投影输出

第三种情况总的执行时间 $\approx 5 + 5 \approx 10s$

## 改变计算策略可以大幅缩短时间





# 利用索引优化

## ► 假如SC表的Cno字段上有索引

- 第一步就不必读取所有的SC元组而只需读取Cno= '2'的那些元组(50个)
- 存取的索引块和SC中满足条件的数据块大约总共3 ~ 4块

## ► 若Student表在Sno上也有索引

- 第二步也不必读取所有的Student元组
- 因为满足条件的SC记录仅50个，涉及最多50个Student记录
- 读取Student表的块数也可大大减少

## ► 总的存取时间将进一步减少到数秒



# 代数优化与物理优化

► 把代数表达式  $Q_1$  变换为  $Q_2$ 、 $Q_3$ ,

- 即有选择和连接操作时, 先做选择操作, 这样参加连接的元组就可以大大减少, 这是**代数优化**

► 在  $Q_3$  中

- SC表的选择操作算法有全表扫描和索引扫描2种方法, 经过初步估算, 索引扫描方法较优
- 对于Student和SC表的连接, 利用Student表上的索引, 采用index join代价也较小, 这就是**物理优化**



## 9.3 代数优化

- ▶ **9.3.1 关系代数表达式等价变换规则**
- ▶ **9.3.2 查询树的启发式优化**



## 9.3.1 关系代数表达式等价变换规则

### ► 代数优化策略

- 通过对关系代数表达式的**等价变换**来提高查询效率
- 请注意判断后续变换规则**是否有利于**提高查询效率

### ► 判定两个关系代数表达式的等价

- 指用相同的关系代替两个表达式中相应的关系所得到的结果是相同的

► 两个关系表达式  $E_1$  和  $E_2$  是等价的，可记为  
 $E_1 \equiv E_2$



# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## ● 常用的等价变换规则:

### 1. 连接、笛卡尔积交换律

设  $E_1$  和  $E_2$  是关系代数表达式,  $F$  是连接运算的条件, 则有

$$E_1 \times E_2 \equiv E_2 \times E_1$$

$$E_1 \bowtie E_2 \equiv E_2 \bowtie E_1$$

$$E_1 \bowtie_F E_2 \equiv E_2 \bowtie_F E_1$$

### 2. 连接、笛卡尔积的结合律

设  $E_1$ ,  $E_2$ ,  $E_3$  是关系代数表达式,  $F_1$  和  $F_2$  是连接运算的条件, 则有

$$(E_1 \times E_2) \times E_3 \equiv E_1 \times (E_2 \times E_3)$$

$$(E_1 \bowtie E_2) \bowtie E_3 \equiv E_1 \bowtie (E_2 \bowtie E_3)$$

$$(E_1 \bowtie_{F_1} E_2) \bowtie_{F_2} E_3 \equiv E_1 \bowtie_{F_1} (E_2 \bowtie_{F_2} E_3)$$



# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## 3. 投影的串接定律

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (\pi_{B_1, B_2, \dots, B_m} (E)) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E)$$

这里,  $E$  是关系代数表达式,  $A_i (i=1, 2, \dots, n)$ ,  $B_j (j=1, 2, \dots, m)$  是属性名且  $\{A_1, A_2, \dots, A_n\}$  构成  $\{B_1, B_2, \dots, B_m\}$  的子集。

## 4. 选择的串接定律

$$\sigma_{F_1} (\sigma_{F_2} (E)) \equiv \sigma_{F_1 \wedge F_2} (E)$$

这里,  $E$  是关系代数表达式,  $F_1$ 、 $F_2$  是选择条件。

选择的串接律说明选择条件可以合并。这样一次就可检查全部条件。



# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## 5. 选择与投影操作的交换律

$$\sigma_F(\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n}(E)) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n}(\sigma_F(E))$$

选择条件F只涉及属性 $A_1, \dots, A_n$ 。

若F中不属于 $A_1, \dots, A_n$ 的属性 $B_1, \dots, B_m$ 则有更一般的规则：

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n}(\sigma_F(E)) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n}(\sigma_F(\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n, B_1, B_2, \dots, B_m}(E)))$$



# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## 6. 选择与笛卡尔积的交换律

如果F中涉及的属性都是 $E_1$ 中的属性, 则

$$\sigma_F (E_1 \times E_2) \equiv \sigma_F (E_1) \times E_2$$

如果 $F = F_1 \wedge F_2$ , 并且 $F_1$ 只涉及 $E_1$ 中的属性,  $F_2$ 只涉及 $E_2$ 中的属性, 则由上面的等价变换规则1, 4, 6可推出:

$$\sigma_F (E_1 \times E_2) \equiv \sigma_{F_1} (E_1) \times \sigma_{F_2} (E_2)$$

若 $F_1$ 只涉及 $E_1$ 中的属性,  $F_2$ 涉及 $E_1$ 和 $E_2$ 两者的属性, 则仍有

$$\sigma_F (E_1 \times E_2) \equiv \sigma_{F_2} (\sigma_{F_1} (E_1) \times E_2)$$

它使部分选择在笛卡尔积前先做。





# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## 7. 选择与并的分配律

设  $E = E_1 \cup E_2$ ,  $E_1, E_2$  有相同的属性名, 则

$$\sigma_F(E_1 \cup E_2) \equiv \sigma_F(E_1) \cup \sigma_F(E_2)$$

## 8. 选择与差运算的分配律

若  $E_1$  与  $E_2$  有相同的属性名, 则

$$\sigma_F(E_1 - E_2) \equiv \sigma_F(E_1) - \sigma_F(E_2)$$

## 9. 选择对自然连接的分配律

$$\sigma_F(E_1 \bowtie E_2) \equiv \sigma_F(E_1) \bowtie \sigma_F(E_2)$$

$F$  只涉及  $E_1$  与  $E_2$  的公共属性



# 关系代数表达式等价变换规则 (续)

## 10. 投影与笛卡尔积的分配律

设  $E_1$  和  $E_2$  是两个关系表达式,  $A_1, \dots, A_n$  是  $E_1$  的属性,  $B_1, \dots, B_m$  是  $E_2$  的属性, 则

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n, B_1, B_2, \dots, B_m} (E_1 \times E_2) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E_1) \times \pi_{B_1, B_2, \dots, B_m} (E_2)$$

## 11. 投影与并的分配律

设  $E_1$  和  $E_2$  属性集相同, 即同一模式的关系, 则

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E_1 \cup E_2) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E_1) \cup \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E_2)$$



# 关系代数表达式等价变换的目的

## ► 通过变换

- 尽可能**提高运算对关系的独立性**
- 减少对**无关数据的不必要的运算**
- 尽快**缩小数据规模**



## 9.3.2 查询树的启发式优化

基于表达**查询表达式**的查询树，应用启发式规则，对查询树进行调整，得到优化后的查询树，实现查询优化。

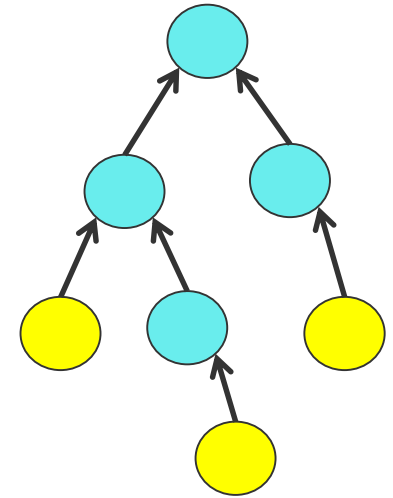
如何从SQL语句→查询表达式→生成原始的查询树？

- (1) SELECT语句对应投影操作
- (2) FROM语句对应笛卡尔乘积
- (3) WHERE语句对应选择操作



# 查询优化与查询树

- ▶ Most query optimizers represent query **plans as a tree of "plan nodes"**. A **plan node** encapsulates a **single operation** that is required to execute the query. The nodes are arranged as a tree, in which **intermediate results flow from the bottom of the tree to the top**.
- ▶ Each node has zero or more child nodes—those are nodes **whose output is fed as input to the parent node**. For example, a join node will have two child nodes, which represent the two join operands, whereas a sort node would have a single child node (the input to be sorted).
- ▶ **The leaves of the tree** are nodes **which produce results by scanning the disk**, for example by performing an index scan or a sequential scan.



节点代表运算；  
节点指向父节点的  
箭头代表运算  
结果流向



# 查询树的构建例子

**SELECT** sname, cname

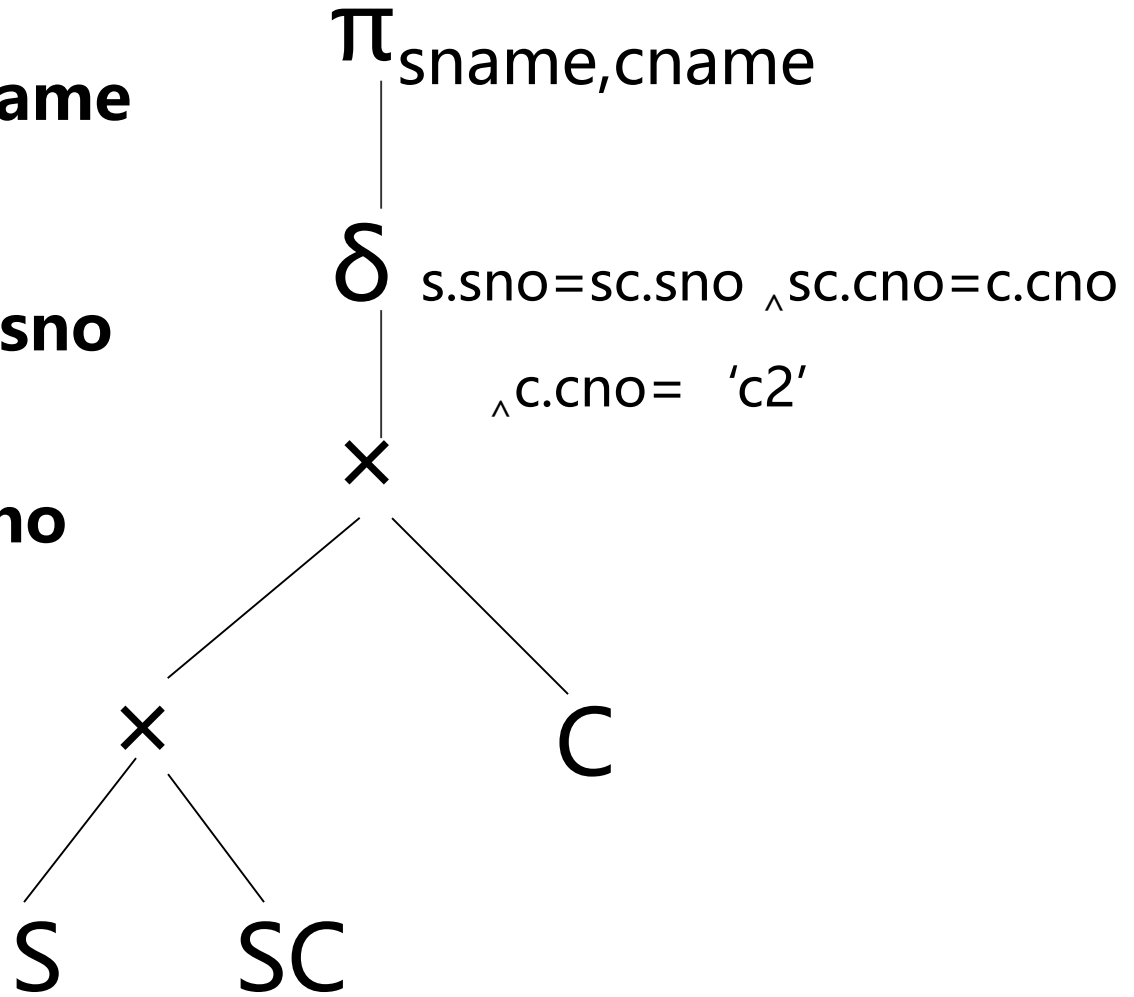
**FROM** s, sc, c

**WHERE** s.sno = sc.sno  
and

sc.cno = c.cno

and

c.cno = 'c2'





# 典型的启发式规则：

1. 选择运算应尽可能先做。在优化策略中这是最重要、最基本的一条

2. 把投影运算和选择运算同时进行

- 如有若干投影和选择运算，并且它们都对同一个关系操作，则可以在扫描此关系的同时完成所有的这些运算以避免重复扫描关系



# 典型的启发式规则（续）

3. 把投影同其前或其后的双目运算结合起来，**减少双目（二元）运算符所涉及的数据量**
4. 把某些选择同在它前面要执行的笛卡尔积结合起来成为一个连接运算（**笛卡尔积变连接**）
5. 找出公共子表达式**一次计算保存临时结果重复利用**
  - 如果**重复出现的子表达式**的结果集规模不大但计算量大，临时写入外存中再读入所需的时间比重新计算该子表达式的时间少得多，则先计算一次公共子表达式并把结果写入中间文件是可以提高效率
  - 当视图作为查询对象时，反复出现的视图就是公共表达式，把视图实体化有利于提高速度





# 查询树的启发式优化（续）

- 遵循上述启发式规则，并应用9.3.1的等价变换公式来优化关系表达式的算法。

**算法：关系表达式的优化**

**输入：一个关系表达式的查询树**

**输出：优化的查询树**



# 查询树的启发式优化方法

## 方法:

(1) 利用等价变换规则4把形如 $\sigma_{F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_n}(E)$ 变换为 $\sigma_{F_1}(\sigma_{F_2}(\dots(\sigma_{F_n}(E))\dots))$ 。

(2) 对**每一个选择**，利用等价变换规则4 ~ 9(选择的串接定律，选择与投影操作的交换律，选择与笛卡尔积的交换律,选择与并的分配律,选择与差运算的分配律，选择对自然连接的分配律)尽可能把它移到树的叶端。



# 查询树的启发式优化 (续)

(3) 对**每一个投影**利用等价变换规则3, 5, 10(投影与笛卡尔积的分配律), 11(投影与并的分配律)中的一般形式尽可能把它移向树的叶端。

– 注意:

➤ 等价变换规则3使一些投影消失

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (\pi_{B_1, B_2, \dots, B_m} (E)) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (E)$$

➤ 规则5把一个投影分裂为两个, 其中一个有可能被移向树的叶端

$$\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (\sigma_F(E)) \equiv \pi_{A_1, A_2, \dots, A_n} (\sigma_F(\pi_{A_1, A_2, \dots, A_n, B_1, B_2, \dots, B_m} (E)))$$

(4) 利用等价变换规则3 ~ 5把选择和投影的串接合并成单个选择、单个投影或一个选择后跟一个投影。**使多个选择或投影能同时执行, 或在一次扫描中全部完成**



# 查询树的启发式优化（续）

(5) 把上述得到的语法树的**内节点分组**。每一**双目运算** ( $\times$ ,  $\bowtie$ ,  $\cup$ ,  $-$ )和**它所有的直接祖先**为一组(这些直接祖先是 $\sigma$ ,  $\pi$ 运算)。

- 如果其**后代直到叶子全是单目运算**，则也将它们**并入该组**
- 但当双目运算是笛卡尔积( $\times$ )，而且后面不是与它组成等值连接的选择时，则不能把选择与这个双目运算组成同一组，把这些单目运算单独分为一组



# 例子

**检索至少学习LIU老师所授一门课的女同学的学号和姓名，用SQL表达为：**

```
SELECT s#, sn
```

```
FROM s, sc, c
```

```
WHERE t = 'LIU' and sex = '女' and
```

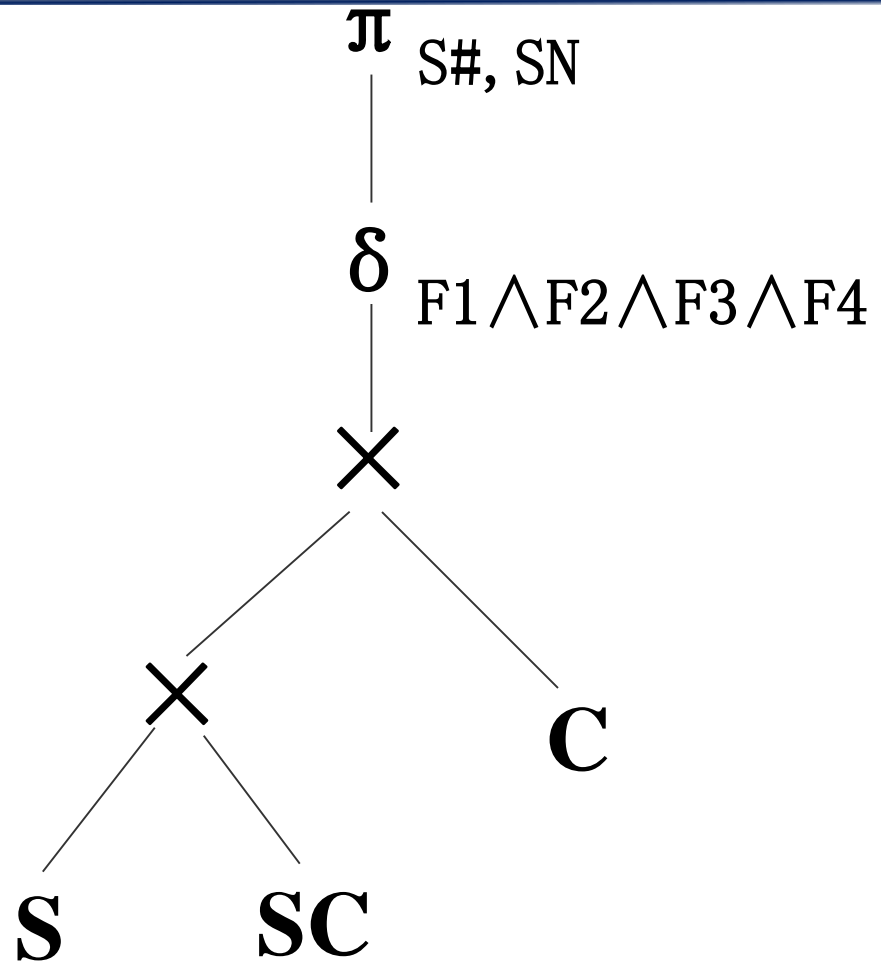
```
s.s# = sc.s# and sc.c# = c.c#
```



# 优化的过程:

## (1)画出原始的查询树

令T= 'LIU' 为条件F1  
SEX= '女' 为条件F2  
S.S#=SC.S#为条件F3  
SC.C#=C.C#为条件F4

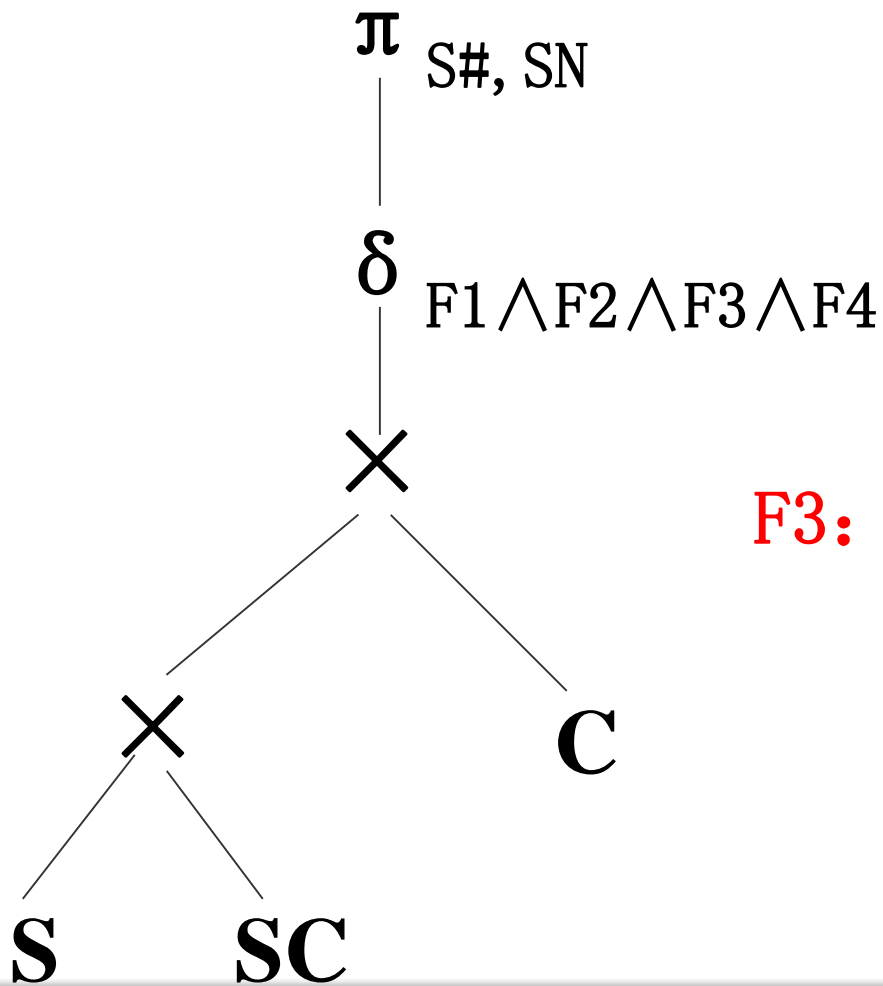


$$\pi_{S\#, SN} \left( \delta_{F1 \wedge F2 \wedge F3 \wedge F4} (S \times SC \times C) \right)$$



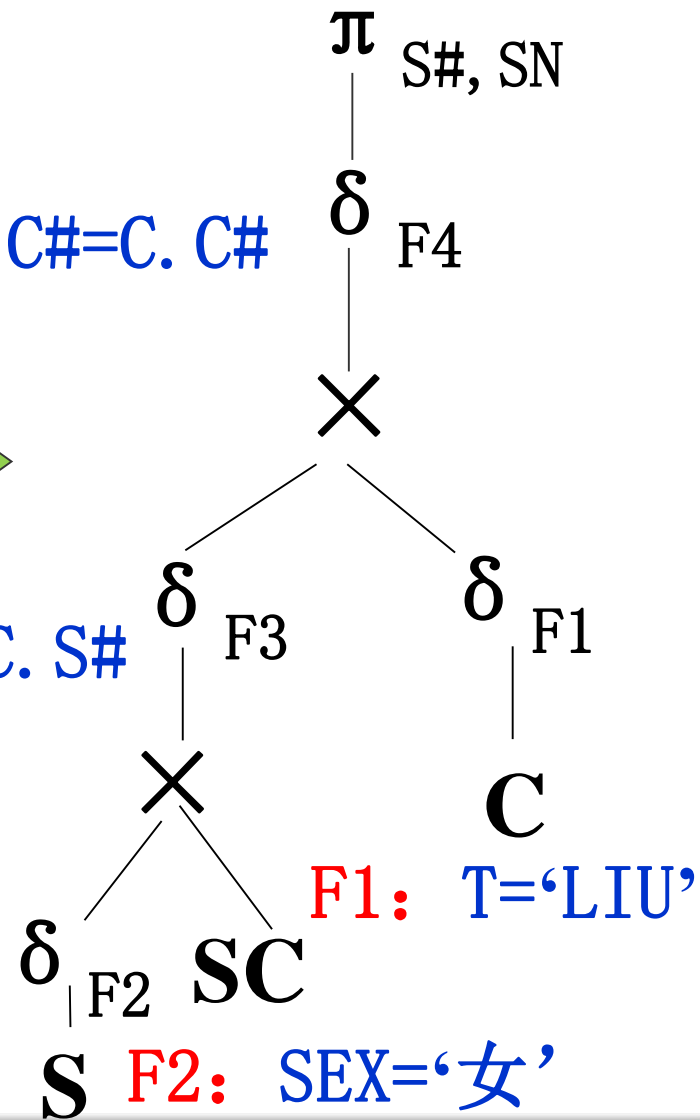
# 优化的过程:

## (2) 将选择条件移向叶子端点



**F4:**  $SC.C\#=C.C\#$

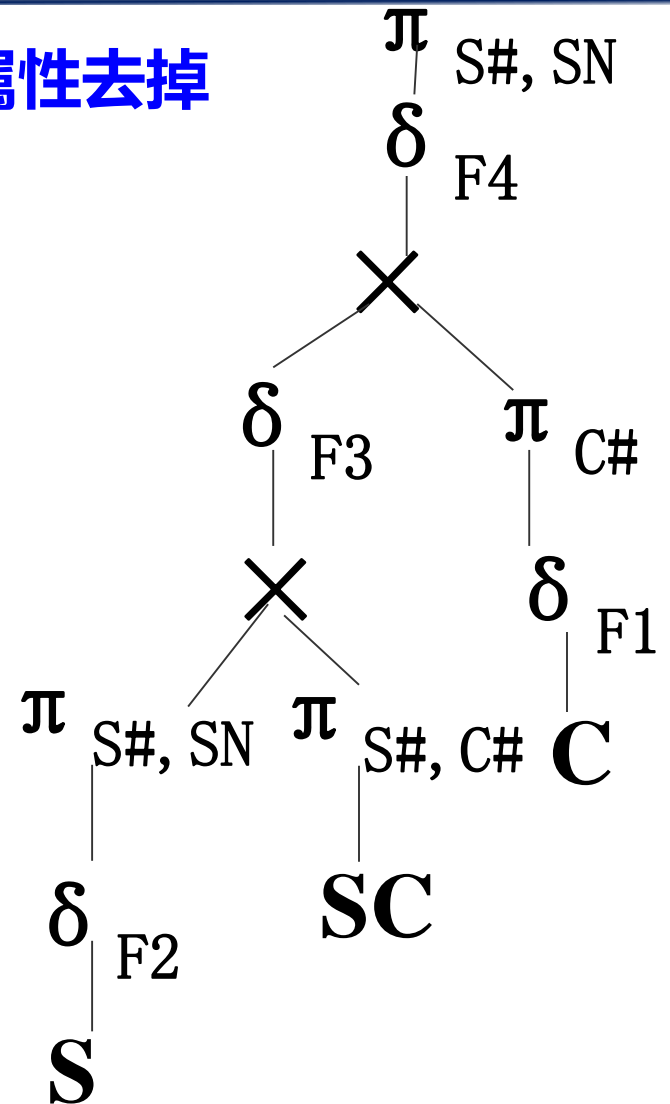
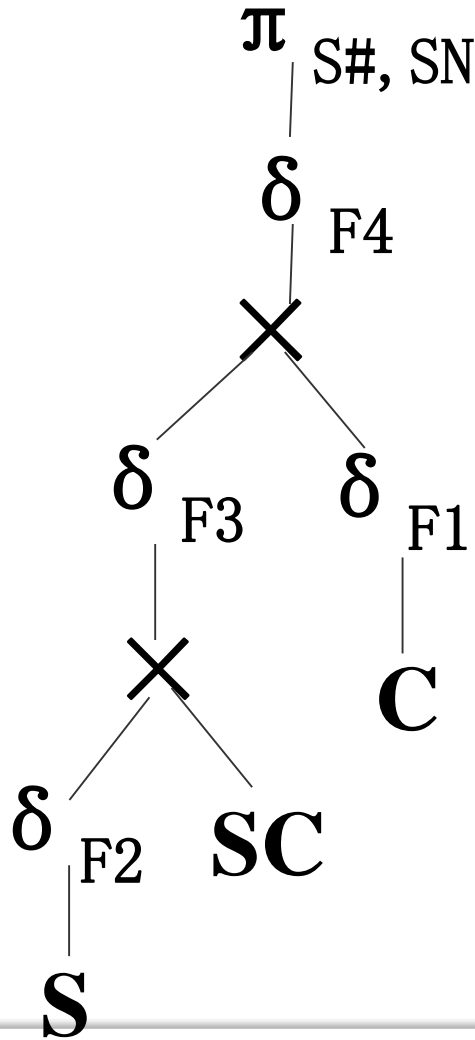
**F3:**  $S.S\#=SC.S\#$





# 优化的过程:

## (3) 在连接前先做投影操作将无关的属性去掉

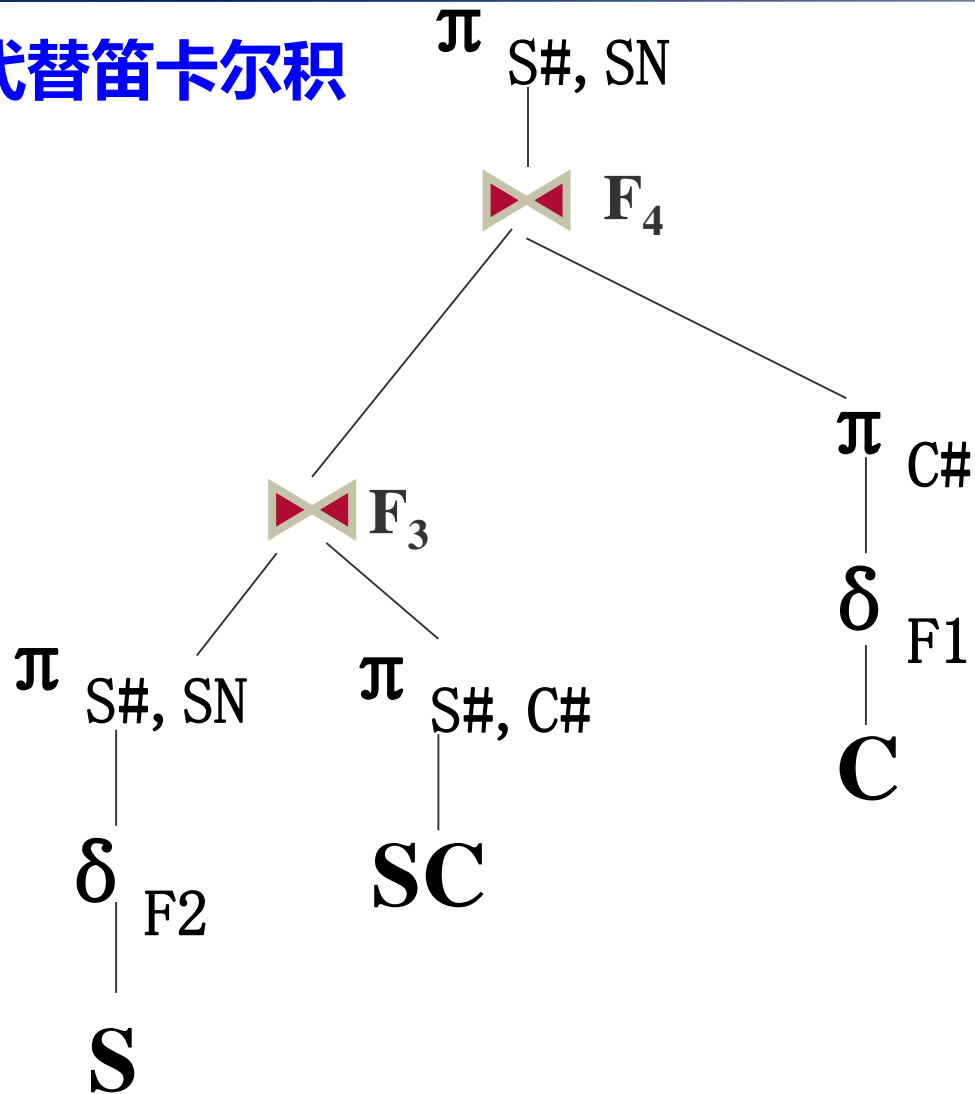






# 优化的过程:

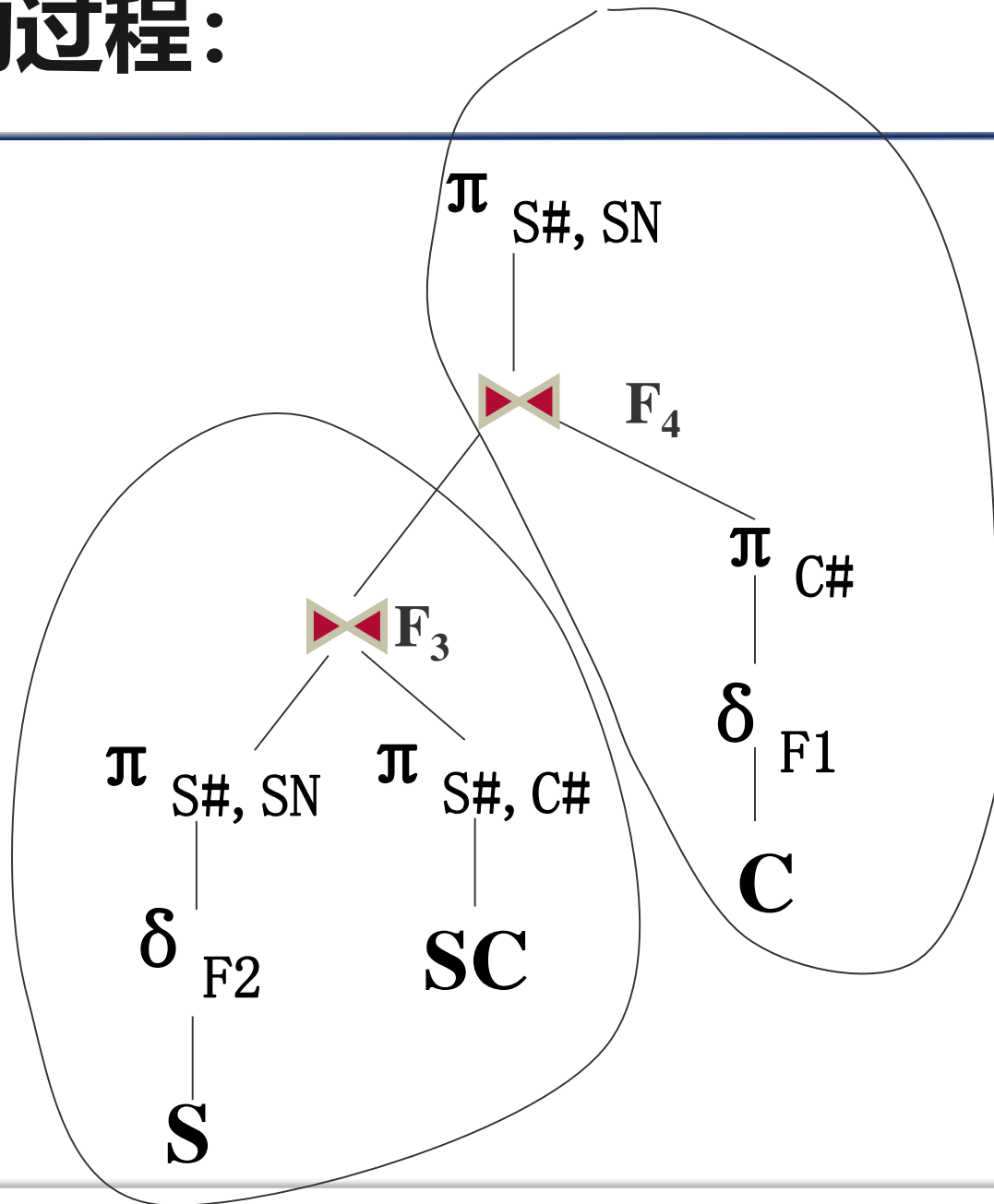
## (4) 用连接操作代替笛卡尔积





# 优化的过程:

## (5) 分组





# 优化过程

## (6) 根据查询树生成计算程序

**将每组当成一个子计算节点，子节点需要在父节点前计算。**

**可以采用后序遍历生成计算序列。**



## 9.4 物理优化

- 代数优化改变查询语句中**操作的次序和组合**，不涉及底层的存取路径
- 对于一个查询语句有许多存取方案，它们的执行效率不同，仅仅进行代数优化是不够的
- 物理优化就是要选择**高效合理的操作算法或存取路径**，求得优化的查询计划



# 物理优化（续）

- **选择的方法：**
  - **基于规则的启发式优化**
  - **基于代价估算的优化**
  - **两者结合的优化方法**



## 9.4.1 基于启发式规则的存取路径选择优化

- 一、 选择操作的启发式规则
- 二、 连接操作的启发式规则



# 一、选择操作的启发式规则

1. 对于小关系，使用全表顺序扫描，即使选择列上有索引

对于大关系，启发式规则有：

2. 对于选择条件是“主码 = 值”的查询

- 查询结果最多是一个元组，可以选择主码索引
- 一般的RDBMS会自动建立主码索引。



# 选择操作的启发式规则(续)

## 3. 对于选择条件是“非主属性 = 值”的查询，并且选择列上有索引

### ■ 要估算查询结果的元组数目

- 如果比例较小( $< 10\%$ )可以使用索引扫描方法
- 否则还是使用全表顺序扫描





# 选择操作的启发式规则(续)

4. 对于选择条件是属性上的**非等值查询或者范围查询**,  
并且选择列上有索引

- 要估算查询结果的元组数目

- 如果比例较小( $<10\%$ )可以使用索引扫描方法
- 否则还是使用全表顺序扫描



# 选择操作的启发式规则(续)

## 5. 对于用**AND**连接的合取选择条件

- 如果有涉及这些属性的**组合索引**

- 优先采用组合索引扫描方法

- 如果**某些属性上有一般**的索引

- 则可以用 [例1-C4] 中介绍的索引扫描方法

- 否则使用全表顺序扫描。

## 6. 对于用**OR**连接的析取选择条件，一般使用全表顺序扫描



## 二、 连接操作的启发式规则

1. 如果2个表都已经按照连接属性**排序**

- 选用排序-合并方法

2. 如果一个表在**连接属性**上有索引

- 选用索引连接方法

3. 如果上面2个规则都不适用，其中一个表较小

- **选用Hash join方法**



# 连接操作的启发式规则 (续)

4. 可以选用嵌套循环方法，并选择其中较小的表，确切地讲是占用的块数( $b$ )较少的表，作为外表(外循环的表)。

理由：

- 设连接表R与S分别占用的块数为 $B_r$ 与 $B_s$
- 连接操作使用的内存缓冲区块数为 $K$
- 分配 $K-1$ 块给外表
- 如果R为外表，则嵌套循环法存取的块数为 $B_r + B_r / (K-1) * B_s$
- 显然应该选块数小的表作为外表



## 9.4.2 基于代价的优化

- ▶ 启发式规则优化是定性的选择，适合**解释执行的系统**
  - 解释执行的系统，**优化开销包含在查询总开销之中**
- ▶ 编译执行的系统中**查询优化和查询执行是分开的**
  - 可以采用精细复杂一些的基于代价的优化方法



# 基于代价的优化（续）

一、 统计信息

二、 代价估算示例



# 一、统计信息

- ▶ **基于代价的优化方法要计算各种操作算法的执行代价，与数据库的状态密切相关**
- ▶ **数据字典中存储优化器需要的统计信息：**
  1. **对每个基本表**
    - **该表的元组总数(N)**
    - **元组长度(l)**
    - **占用的块数(B)**
    - **占用的溢出块数(BO)**



# 一、统计信息

## 2. 对基表的每个列

- 该列不同值的个数( $m$ )
- 选择率( $f$ )
  - + 如果不同值的分布是均匀的,  $f = 1 / m$
  - + 如果不同值的分布不均匀, 则每个值的选择率 = 具有该值的元组数/ $N$
- 该列最大值
- 该列最小值
- 该列上是否已经建立了索引
- 索引类型(B+树索引、Hash索引、聚集索引)





# 一、统计信息

## 3. 对索引(如B+树索引)

- 索引的层数(L)
- 不同索引值的个数
- 索引的选择基数S(有S个元组具有某个索引值)
- 索引的叶结点数(Y)



## 二、代价估算示例

### 1、全表扫描算法的代价估算公式

- 如果基本表大小为B块，全表扫描算法的代价  $\text{cost} = B$
- 如果选择条件是“码 = 值”，那么平均搜索代价  $\text{cost} = B/2$



## 二、代价估算示例

### 2. 索引扫描算法的代价估算公式

Sno = '200215121'

- 如果选择条件是“码 = 值”

- 如 [例1-C2]，则采用该表的主索引
- 若为B+树，层数为L，需要存取B+树中从根结点到叶结点L块，再加上基本表中该元组所在的那一块，所以 $cost = L + 1$

Sage = 20

- 如果选择条件涉及非码属性

- 如 [例1-C3]，若为B+树索引，选择条件是相等比较，S是索引的选择基数(有S个元组满足条件)
- 最坏的情况下，满足条件的元组可能会保存在不同的块上，此时， $cost = L + S$



## 二、代价估算示例

- 如果比较条件是  $>$  ,  $> =$  ,  $<$  ,  $< =$  操作
  - 假设有一半的元组满足条件就要存取一半的叶结点
  - 通过索引访问一半的表存储块  
 $\text{cost} = L + Y/2 + B/2$
  - 如果可以获得更准确的选择基数, 可以进一步修正  $Y/2$  与  $B/2$



## 二、代价估算示例

### 3. 嵌套循环连接算法的代价估算公式

- 9.4.1中已经讨论过了嵌套循环连接算法的代价 $\text{cost} = B_r + (B_s / (K - 1)) * B_r$

如果需要把连接结果写回磁盘,

$$\text{Cost} = B_r + (B_s / (K - 1)) * B_r + (F_{rs} * N_r * N_s) / M_{rs}$$

+其中 $F_{rs}$ 为连接选择性(join selectivity), 表示连接结果元组数的比例

+ $M_{rs}$ 是存放连接结果的块因子, 表示每块中可以存放的结果元组数目。



## 二、代价估算示例

### 4. 排序-合并连接算法的代价估算公式

- 如果连接表已经按照连接属性排好序，则
$$\text{cost} = B_r + B_s + (F_{rs} * N_r * N_s) / M_{rs}。$$
- 如果必须对文件排序
  - 需要在代价函数中加上排序的代价
  - 对于包含B个块的文件排序的代价大约是
$$(2 * B) + (2 * B * \log_2 B)$$



## 9.5 SQL调优

### 9.5.1 SQL调优与查询优化器

### 9.5.2 SQL调优导则



## 9.5.1 SQL调优与查询优化器

数据库性能调优一般从发现、分析和解决SQL语句执行中的问题着手，该过程统称为**SQL调优 (SQL Tuning)**

SQL语句的执行效率依赖于两个方面：

(1) 执行环境

(2) 执行计划

SQL调优是针对执行计划的。





# SQL调优与查询优化器

**SQL语句的执行计划虽然是由DBMS的查询优化器拟订，但用户仍然可以通过两个途径影响执行计划的拟订。**

- (1) 摸透查询优化器的“脾气”，“投其所好”，“避其所忌”**
- (2) 用提示语句影响查询优化器拟订执行计划**



# SQL调优与查询优化器

## 摸透查询优化器的“脾气”

- 如有些查询优化器对于连接操作，一般按连接对象在FROM子句中出现的**先后次序进行连接**
  - 将小表放在前面，大表放在后面，可以**尽快淘汰无用的中间结果**
- 又如在有些查询优化器中，**凡是查询条件用OR连接的，就一概不用索引**
  - 设法改写，使用UNION ALL

```
SELECT *  
FROM STUDENT  
  
WHERE YEAR(BDATE)=1980 OR HEIGHT > 1.80;
```



# SQL调优与查询优化器

```
SELECT *  
FROM STUDENT  
WHERE YEAR(BDATE)=1980 OR HEIGHT > 1.80;
```

改写成:

```
SELECT *  
FROM STUDENT  
WHERE YEAR(BDATE)=1980  
UNION ALL  
SELECT *  
FROM STUDENT  
WHERE HEIGHT > =1.80;
```



# SQL调优与查询优化器

- 摸透查询优化器的“脾气”并不难，可以用 **EXPLAIN PLAN语句** 获得查询优化器所拟订的执行计划，还可以用跟踪语句进一步查得计划的详细执行情况。



# 用提示语句影响查询优化器

- **提示是用户影响查询优化器决策的一种手段。**
  - **优化目标**——例如提示以响应时间或吞吐率为优化目标。
  - **查询语句变换**——例如提示将嵌套查询变换成非嵌套查询等。
  - **存取途径选择**——例如用某一索引或全表扫描等。
  - **连接次序方法**——例如提示连接的先后次序，采用嵌套循环或排序归并法等。
  - **其他提示**
- **语法规定：凡是查询优化器不能理解的内容，查询优化器就不予理采，但不影响对其他可理解部分的执行。**



# 提示举例一

**SELECT /\*+FIRST\_ROW (3)**

**优化目标是尽快返回前3行 \*/**

**SNAME, HEIGHT**

**FROM STUDENT S**

**WHERE SEX= '男' ;**



## 提示举例二

**SELECT /\*+INDEX (EMP EMP\_DeptNO\_IX)**

**采用EMP 表上的索引EMP\_DeptNO\_IX \*/**

**ENO, ENAME**

**FROM EMP**

**WHERE DeptNO=100;**



# 提示举例三

**SELECT /\*+ USE\_NL\_WITH\_INDEX (EMP\_ENO\_IX)**

**连接采用嵌套循环法，并用索引**

**EMP\_ENO\_IX寻找匹配元组 \*/**

**D.DNO, D.MNO, E.ENAME**

**FROM DEPT D, EMP E**

**WHERE D.MNO=E.ENO;**





## 9.5.2 SQL调优导则

- SQL是非过程语言，同样的功能可有多种不同的表达，这就存在一个如何表达才能提高SQL语句的执行效率问题。
- SQL语句能否有效执行，不但与语句本身有关，还和DBMS及执行环境有关。下面的一些规则在一般情况下是可用的，但**不能绝对化**。



## 9.5.2 SQL调优导则

### 1、尽可能避免排序操作。

对下列语法成分或操作，必须慎用：

- DISTINCT
- 集合操作UNION , INTERSECTION, EXCEPT (MINUS)
- GROUP BY, ORDER BY子句
- 排序归并连接法（除非参与连接的表已经按连接属性排序）



## 9.5.2 SQL调优导则

### 2、利用查询条件，尽可能早地消除无用元组，以缩小中间结果：

(1) 能用WHERE子句表示的查询条件，不要放在HAVING子句中。  
如查询计算机系所开课程的平均成绩和最高成绩

```
SELECT  C.CNO, AVG (SC.GRADE) , MAX (SC.GRADE)
FROM    SC, C
WHERE   C.CNO=SC.CNO
GROUP  BY C.CNO
HAVING  C.CNO='CS%';
```

改写成

```
SELECT  C.CNO, AVG (SC.GRADE) , MAX (SC.GRADE)
FROM    SC, C
WHERE   C.CNO='CS%' AND C.CNO=SC.CNO
GROUP  BY C.CNO
```



## 9.5.2 SQL调优导则

- (2) 当心在语句中出现**笛卡尔乘积**（即无连接条件的连接），**慎用外连接操作、非等连接**（即连接条件中出现非等号比较符）等操作。
- (3) 在多元连接时，须将**选择性高、元组少的表列在FROM子句的前两位**，其他表也要按选择性高和元组数少优先原则依次排序，以缩小中间结果。



## 9.5.2 SQL调优导则

### 3、大量加载数据时，不要用INSERT语句

- 应利用加载工具，例如Oracle中的SQL\*Loader
  - (1) 跳过DBMS的查询处理系统，直接以页为单位，传输到数据库的存储系统
  - (2) 不留前、后像
  - (3) 不更新索引
  - (4) 停止主键唯一性检查、触发子功能和数据特征统计数据的收集



## 9.5.2 SQL调优导则

### 4、EXISTS, IN的应用

- 慎用关联嵌套子查询
- 如果子查询得出的结果集记录较少，主查询中的表较大且又有索引时应该用in
- 反之如果外层的主查询记录较少，子查询中的表大，又有索引时使用exists。
- in 是把外表和内表作hash 连接，而exists是对外表作loop循环，每次loop循环再对内表进行查询。
- 如果查询语句使用了not in 那么内外表都进行全表扫描，没有用到索引；
- 而not exists 的子查询依然能用到表上的索引。所以无论那个表大，用not exists都比not in要快。



## 9.5.2 SQL调优导则

### 5、不滥用视图

- 视图是按其定义临时生成的中间结果，没有索引之类的存取路径可用。
- 虽然允许视图的定义中再引用其他视图，但就性能而言，这种多层嵌套的视图不值得采用。如果不是出于安全、保密等的考虑，可将视图定义合并到FROM子句中。

### 6、当心查询优化器选择全表扫描

- 如果查询条件中出现比较符 “< >” 或 “IS NULL” 等，则查询优化器一般选择全表扫描



## 9.5.2 SQL调优导则

**总之，在编写SQL语句时，设计者都得想一想：**

**查询优化器可能为所设计的语句选用哪样的执行计划，以免出现意外的耗费资源的“大户”，这样做是有益的。**





# 小 结

- ▶ **查询处理是RDBMS的核心，查询优化技术是查询处理的关键技术**
- ▶ **本章讲解的优化方法**
  - 启发式代数优化
  - 基于规则的存取路径优化
- ▶ **本章的目的：希望读者掌握查询优化方法的概念和技术**



# 小结 (续)

- ▶ **比较复杂的查询，尤其是涉及连接和嵌套的查询**
  - 不要把优化的任务全部放在RDBMS上
  - 应该找出RDBMS的优化规律，以写出适合RDBMS自动优化的SQL语句
- ▶ **对于RDBMS不能优化的查询需要重写查询语句，进行手工调整以优化性能**



# 作业

**第五版:**

**P.290**

**2(假设内存有k块可用),3,4,5**