数据库系统概论

An Introduction to Database System

第九章 关系查询处理和查询优化

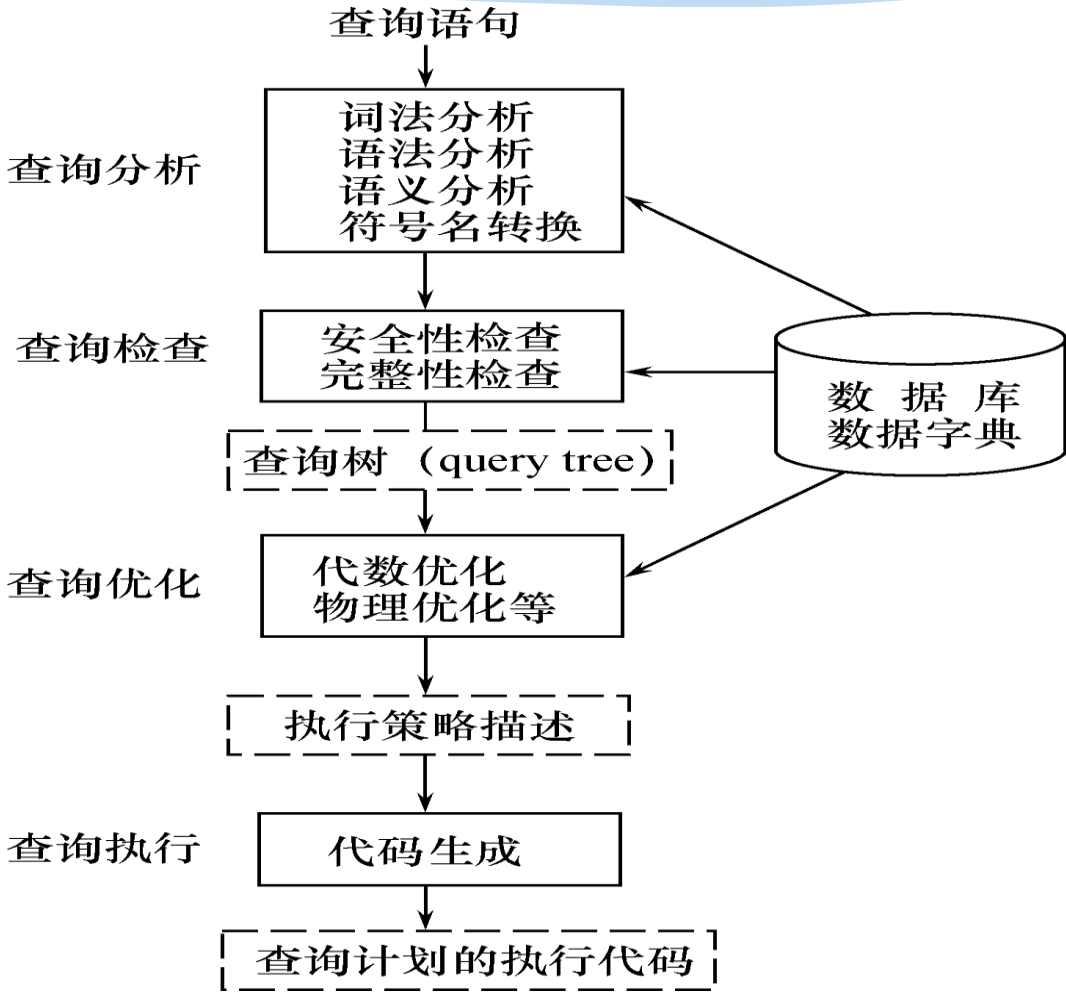
第九章 关系系统及其查询优化

9.1 关系数据库系统的查询处理

- 9.1.1 查询处理步骤
- 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



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

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：指关系代数表达式的优化
  - 物理优化：指存取路径和底层操作算法的选择
- 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)

9.1 关系数据库系统的查询处理

- 9.1.1 查询处理步骤
- 9.1.2 实现查询操作的算法示例

9.1.2 实现查询操作的算法示例

- 一、 选择操作的实现
- 二、 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；

选择操作的实现（续）

- **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**
    - 适合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

选择操作的实现（续）

- ［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。

选择操作的实现（续）

- ［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,得到计算机系年龄大于20的学生
  - 算法二：找到Sdept＝ ‘CS’的一组元组指针，
    - 通过这些元组指针到student表中检索
    - 对得到的元组检查另一些选择条件(如Sage>20)是否满足
    - 把满足条件的元组作为结果输出。

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；

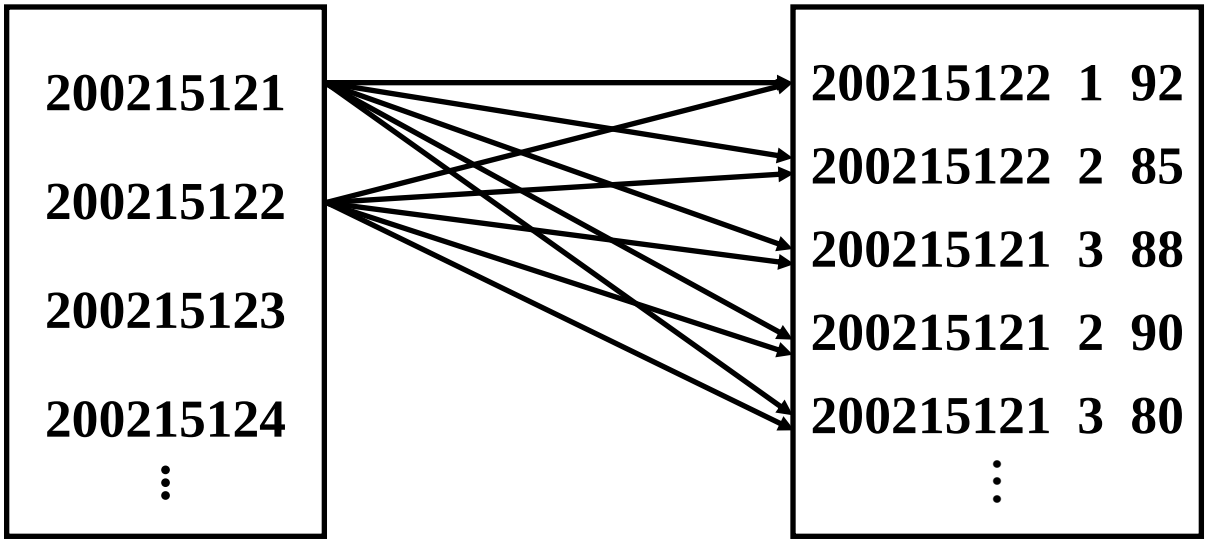
连接操作的实现（续）

- 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

连接操作的实现（续）

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（续）



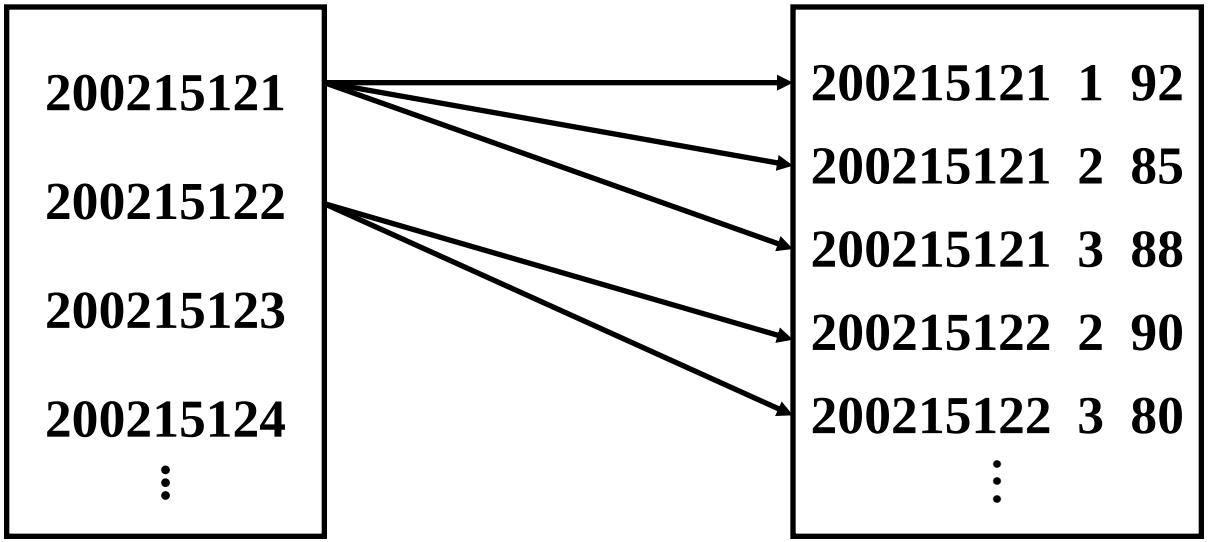
排序-合并连接方法示意图

连接操作的实现（续）

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

- 适合连接的诸表已经排好序的情况
- 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

连接操作的实现（续）



排序-合并连接方法示意图

连接操作的实现（续）

- 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

连接操作的实现（续）

3. 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

第九章 关系系统及其查询优化

9.1 关系数据库系统的查询处理

9.2 关系数据库系统的查询优化

9.3 代 数 优 化

9.4 物 理 优 化

9.5 小　结

9.2 关系数据库系统的查询优化

- 9.2.1 查询优化概述
- 9.2.2 一个实例

查询优化概述（续）

- 查询优化的优点不仅在于用户不必考虑如何最好地表达查询以获得较好的效率，而且在于系统可以比用户程序的“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。

  (3)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。

查询优化概述（续）

- RDBMS通过某种代价模型计算出各种查询执行策略的执行代价，然后选取代价最小的执行方案
  - 集中式数据库
    - 执行开销主要包括：
      - 磁盘存取块数(I/O代价)
      - 处理机时间(CPU代价)
      - 查询的内存开销
    - I/O代价是最主要的
  - 分布式数据库
    - 总代价=I/O代价+CPU代价+内存代价＋通信代价

查询优化概述（续）

- 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 关系数据库系统的查询优化

- 9.2.1 查询优化概述
- 9.2.2 一个实例

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  Student.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

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

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

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

一个实例（续）

- 一、第一种情况

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

1. 计算广义笛卡尔积

- 把Student和SC的每个元组连接起来的做法：
  - 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。
  - 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
  - 从SC中读入一块和内存中的Student元组连接，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

一个实例（续）

- 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$10^6/20=5\times 10^4$s（大概14小时）

一个实例（续）

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5×10^4s
- 满足条件的元组假设仅50个，均可放在内存

一个实例（续）

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≈105+2×5×10^4≈10^5s
- 所有内存处理时间均忽略不计
- 约28小时

一个实例（续）

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105 s
   - 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≈105+50+50≈205s （分钟级）

一个实例（续）

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≈5+5≈10s （秒级）

一个实例（续）

- 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 （个位数）

一个实例（续）

- 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

第九章 关系系统及其查询优化

9.1 关系数据库系统的查询处理

9.2 关系数据库系统的查询优化

9.3 代数优化

9.4 物理优化

9.5 小　结

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

❖ **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

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

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

$E_1 \underset{F}{\bowtie} E_2 \equiv E_2 \underset{F}{\bowtie} E_1$

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

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

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

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

关系代数表达式等价变换规则（续）

3. 投影的串接定律

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

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

5. 选择与投影操作的交换律

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

选择条件F只涉及属性A_1，…，A_n。

若F中有不属于A_1，…，A_n的属性B_1，…，B_m，则：

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

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：

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

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，…，A_n是E_1的属性，B_1，…，B_m是E_2的属性，则

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

11. 投影与并的分配律

设E_1和E_2有相同的属性名，则

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

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

9.3.2 查询树的启发式优化

- **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

查询树的启发式优化（续）

3. 把投影同其前或其后的双目运算结合起来

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

5. 找出公共子表达式

- 如果这种重复出现的子表达式的结果不是很大的关系并且从外存中读入这个关系比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合算的
- 当查询的是视图时，定义视图的表达式就是公共子表达式的情况

查询树的启发式优化（续）

- 遵循这些启发式规则，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

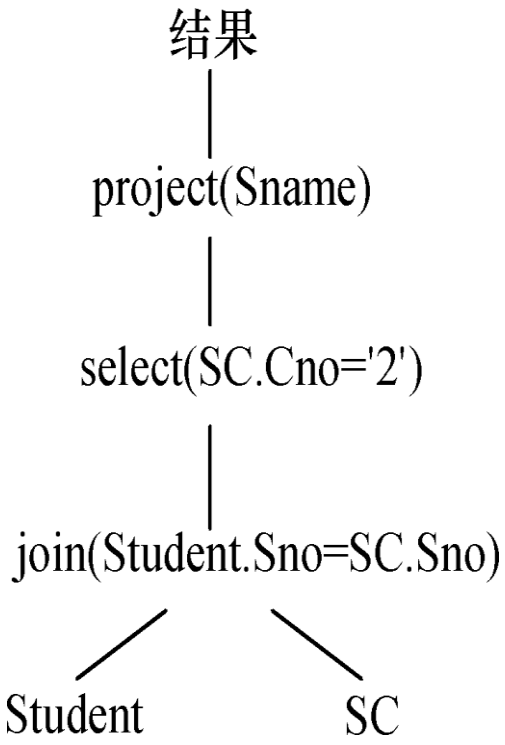
输入：一个关系表达式的查询树

输出：优化的查询树

方法：

(1) 利用等价变换规则4把形如$\sigma_{F1\wedge F2\wedge\ldots\wedge Fn}(E)$变换为$\sigma_{F1}(\sigma_{F2}(\ldots(\sigma_{Fn}(E))\ldots))$。

(2) 对每一个选择，利用等价变换规则4～9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3，5，10，11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
  - 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

(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）

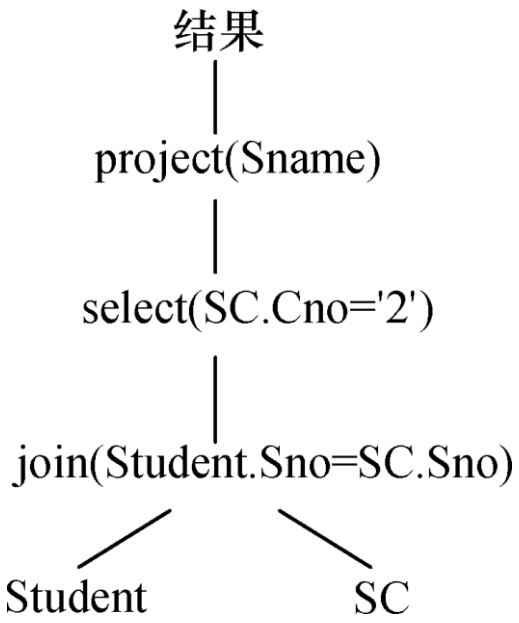
(5) 把上述得到的语法树的内节点分组。每一双目运算(×,⋈，∪，-)和它所有的直接祖先为一组(这些直接祖先是(σ，π运算)。

- 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(×)，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

查询树的启发式优化（例1）

［例4］ 下面给出［例3］中 SQL语句的代数优化示例。

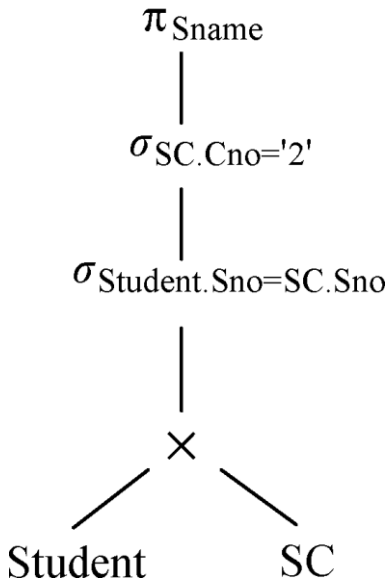
(1) 把SQL语句转换成查询树，如下图所示



查询树

查询树的启发式优化（例1）

为了使用关系代数表达式的优化法，假设内部表示是关系代数语法树，则上面的查询树如下图所示。

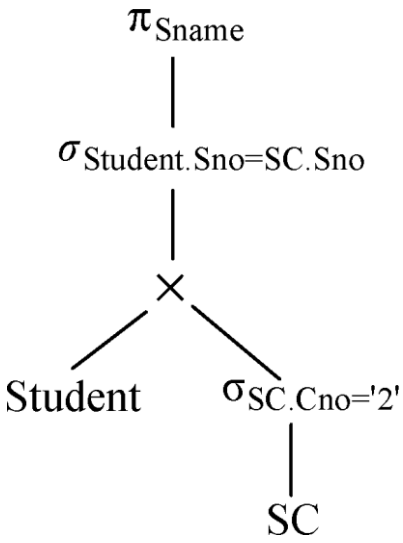


关系代数语法树

查询树的启发式优化（例1）

(2) 对查询树进行优化

利用规则4、6把选择$\sigma_{SC.Cno}$='2'移到叶端，查询树便转换成下图所示的优化的查询树。这就是9.2.2节中Q_3的查询树表示



优化后的查询树

查询树的启发式优化（例2）

设有三个关系 A $(a_1, a_2, a_3, \ldots)$ 、
B $(b_1, b_2, b_3, \ldots)$ 、C $(a_1, b_1, c_1, c_2, \ldots)$

现在其上有一个查询请求：

SELECT $A.a_1$
FROM A，B，C
WHERE A. a_1 =C. a_1
AND B. b_1 =C. b_1
AND $f(c_1)$

查询树的启发式优化（例2）

首先，将查询语言转换成语法树：

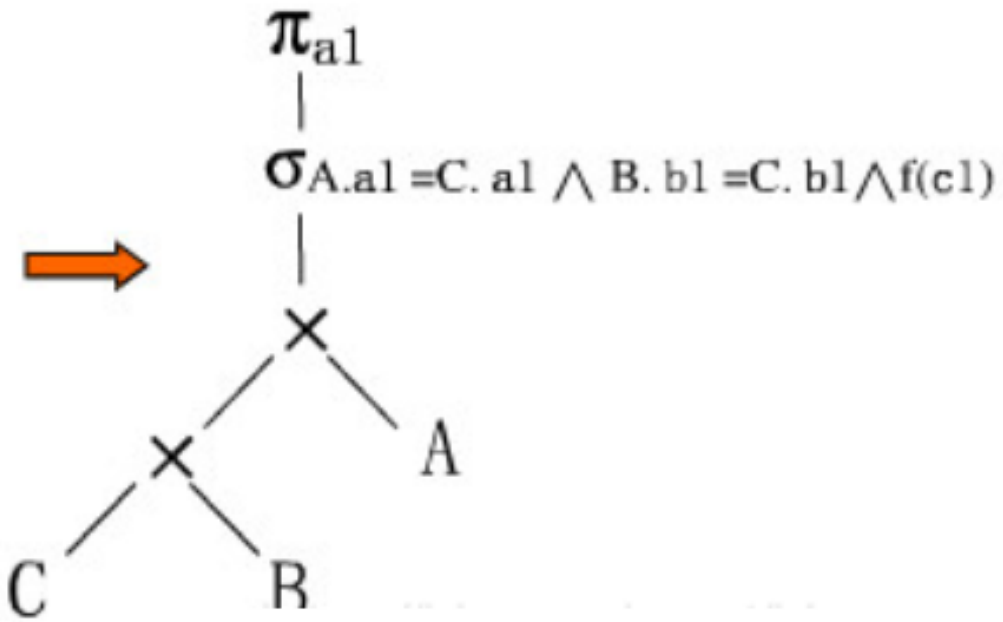
SELECT $A.a_1$

FROM A, B, C

WHERE $A.a_1 = C.a_1$

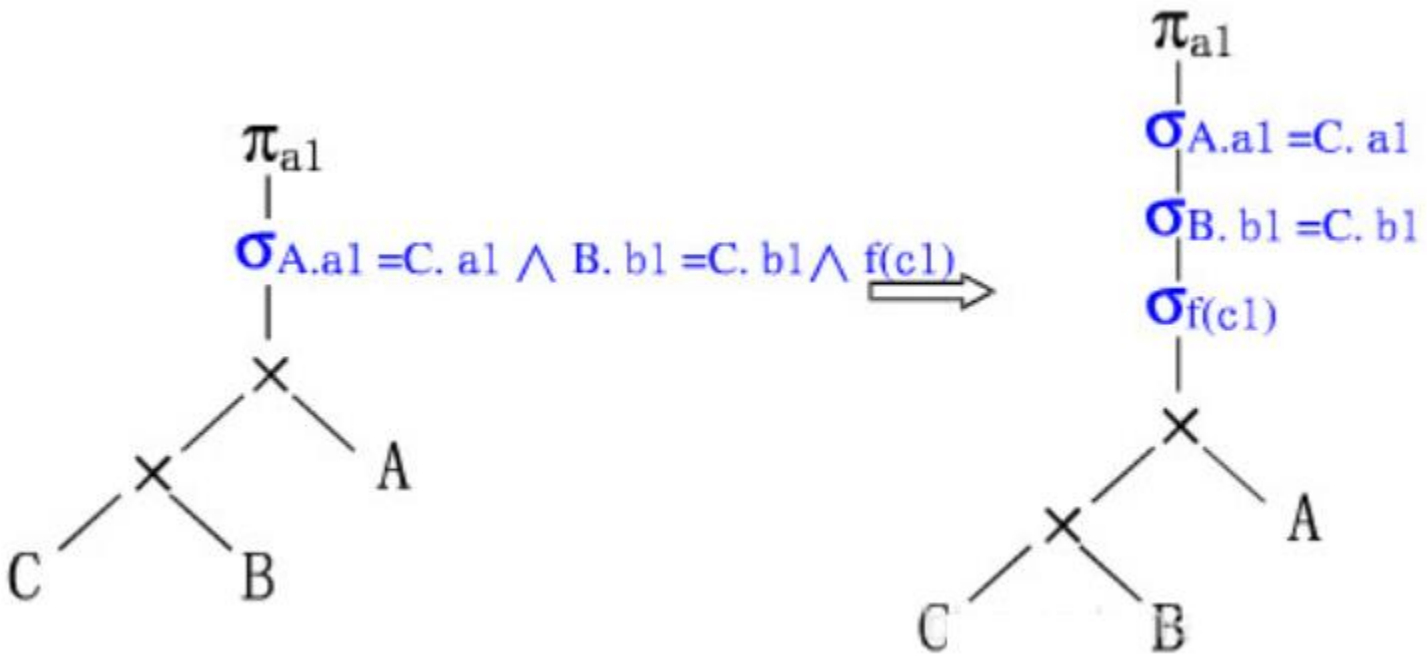
AND $B.b_1 = C.b_1$

AND $f(c_1)$



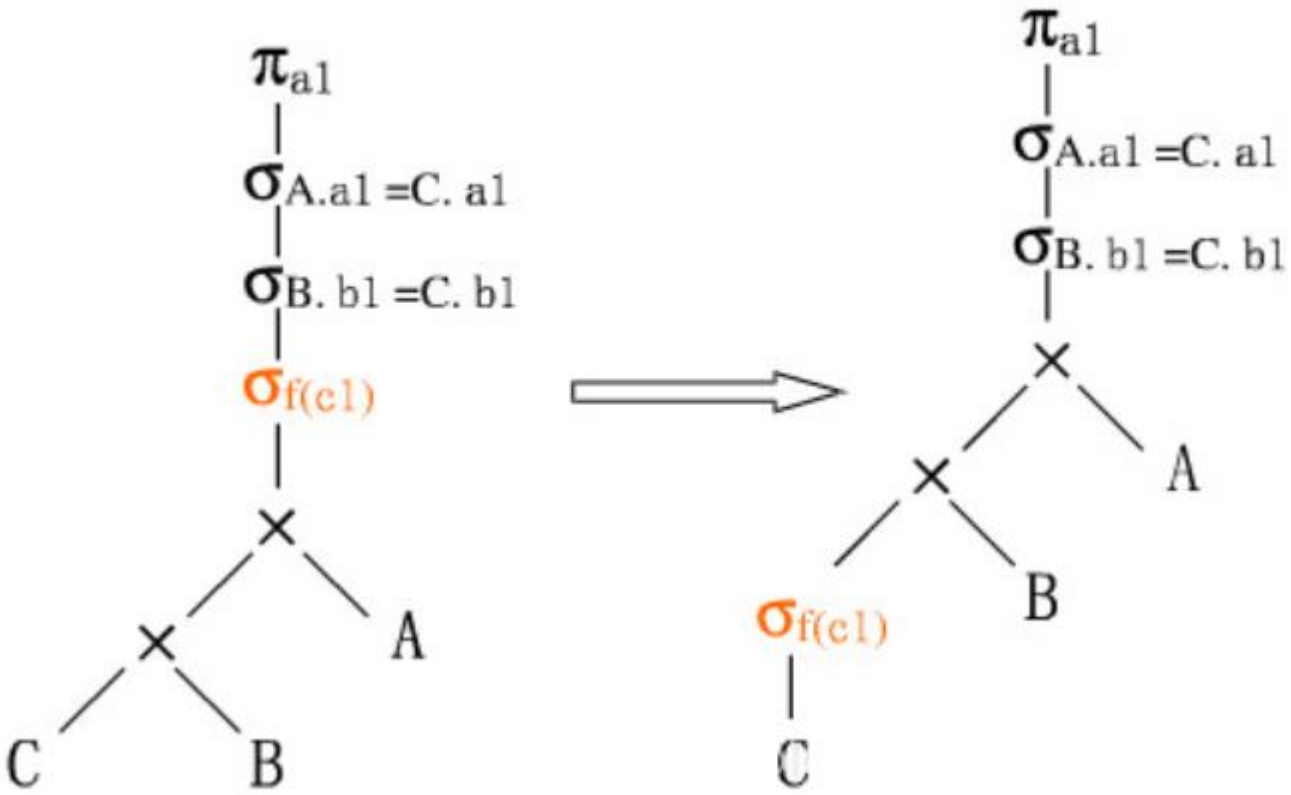
查询树的启发式优化（例2）

选择条件分解：



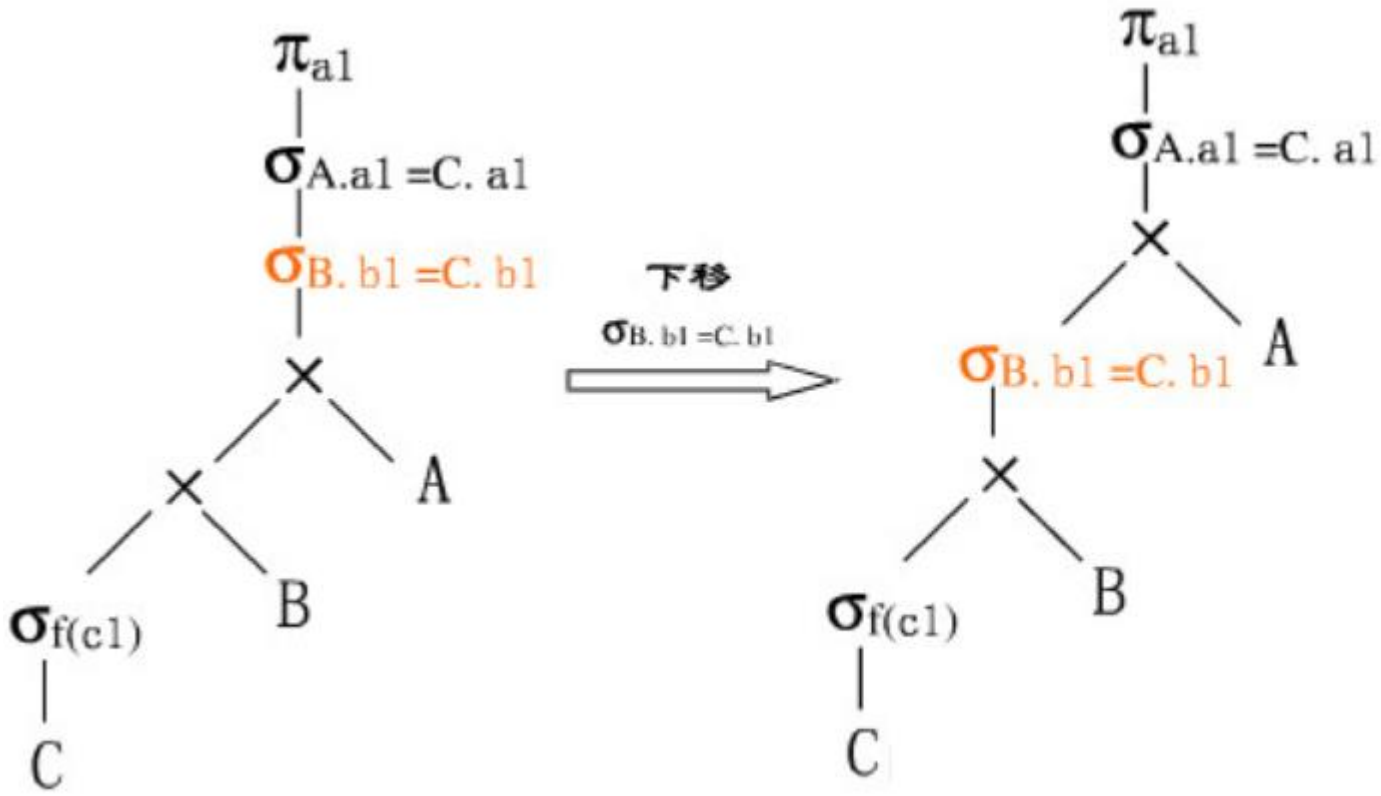
查询树的启发式优化（例2）

选择操作下移：



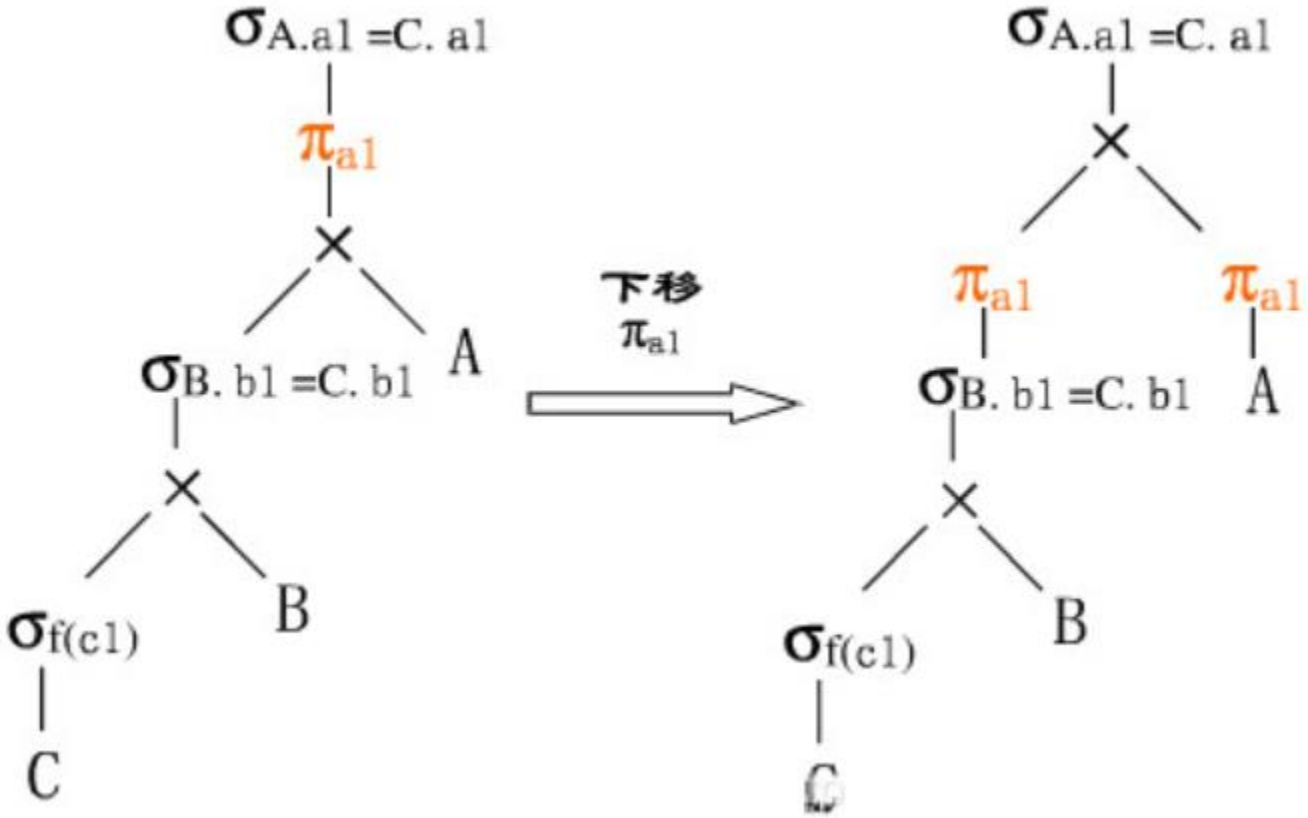
查询树的启发式优化（例2）

选择操作下移：



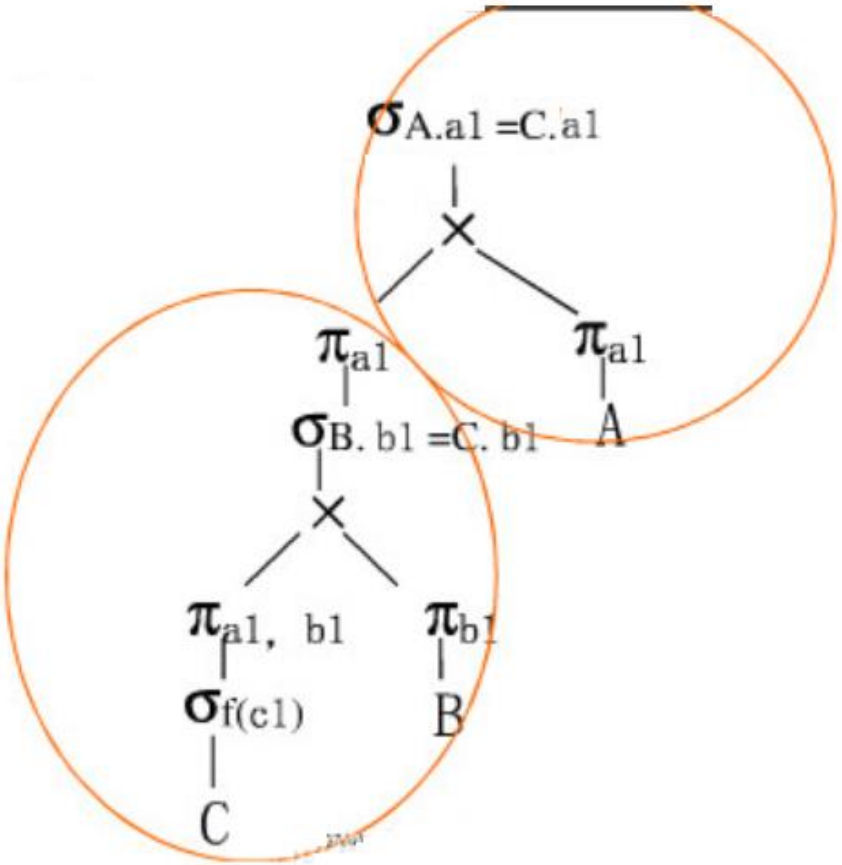
查询树的启发式优化（例2）

投影操作下移：



查询树的启发式优化（例2）

内节点分组：



第九章 关系系统及其查询优化

9.5 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
- 本章的目的：希望读者掌握查询优化方法的概念和技术
- 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

下课了。。。

休息一会儿。。。