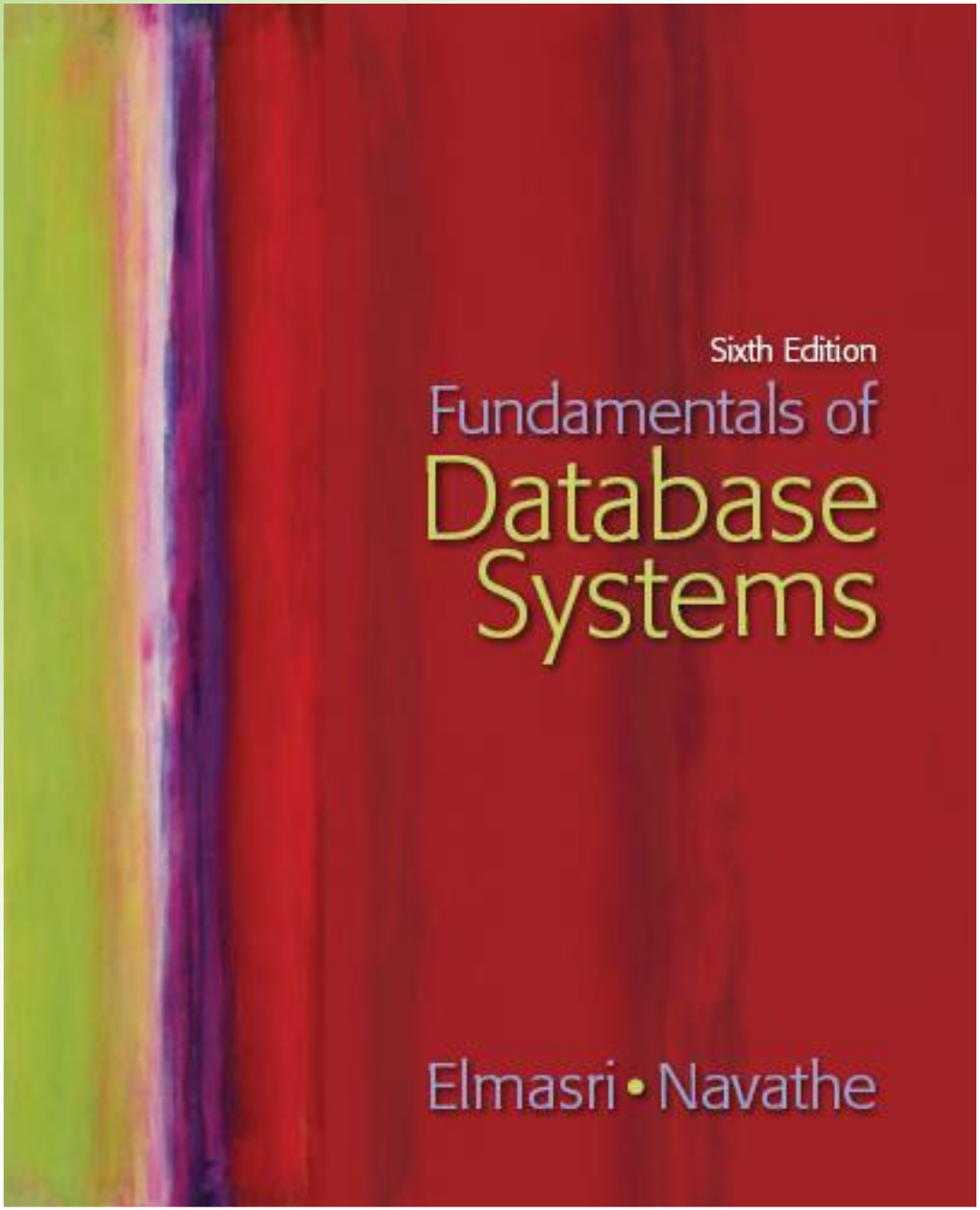
Chapter 19

Algorithms for Query Processing and Optimization

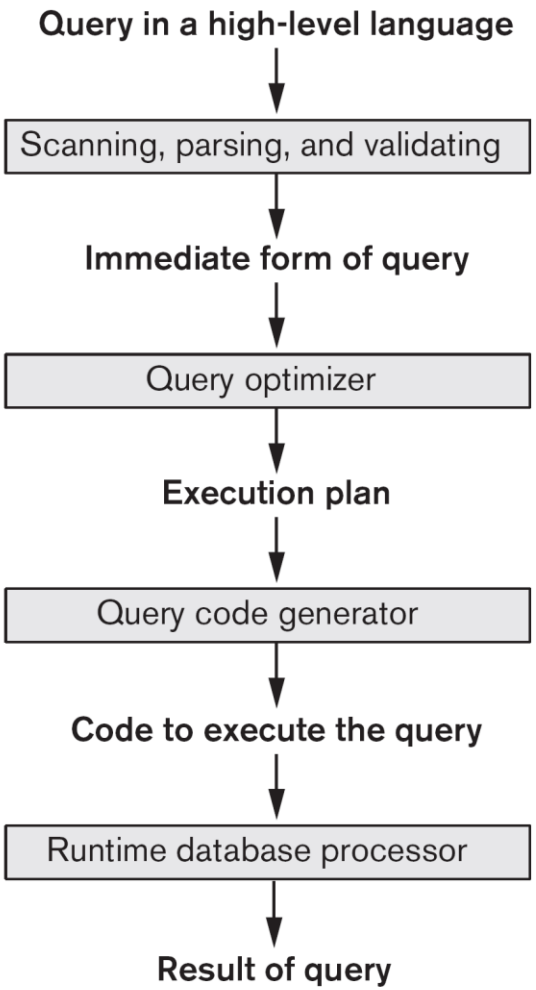


Addison-Wesley
is an imprint of
PEARSON

0. Introduction to Query Processing (1)

- **Query optimization**: الاستعلام الأمثل
  - The process of choosing a suitable execution strategy for processing a query. عملية اختيار استراتيجية تنفيذ مناسبة لمعالجة استعلام
- Two internal representations of a query: عملية اختيار استراتيجية تنفيذ مناسبة لمعالجة استعلام
  - **Query Tree** شجرة الاستعلام
  - **Query Graph** رسم استعلام

Introduction to Query Processing (2)



Code can be:

Executed directly (interpreted mode)

Stored and executed later whenever needed (compiled mode)

Figure 19.1
Typical steps when processing a high-level query.

1. Translating SQL Queries into Relational Algebra (1)

- **Query block**: كتلة الاستعلام
  - The basic unit that can be translated into the algebraic operators and optimized. الوحدة الأساسية التي يمكن ترجمتها إلى عوامل جبرية وتحسينها.
- A query block contains a single SELECT-FROM-WHERE expression, as well as GROUP BY and HAVING clause if these are part of the block.
- **Nested queries** استعلامات متداخلة within a query are identified as separate query blocks. داخل الاستعلام يتم تحديد كتل استعلام منفصلة
- Aggregate operators in SQL must be included in the extended algebra.

Translating SQL Queries into Relational Algebra (2)

```
SELECT    LNAME, FNAME
FROM      EMPLOYEE
WHERE     SALARY > (   SELECT    MAX (SALARY)
                       FROM      EMPLOYEE
                       WHERE     DNO = 5);
```

```
SELECT    LNAME, FNAME
FROM      EMPLOYEE
WHERE     SALARY > C
```

```
SELECT    MAX (SALARY)
FROM      EMPLOYEE
WHERE     DNO = 5
```

$\pi_{\text{LNAME, FNAME}} (\sigma_{\text{SALARY>C}}(\text{EMPLOYEE}))$

$\mathcal{F}_{\text{MAX SALARY}} (\sigma_{\text{DNO=5}} (\text{EMPLOYEE}))$

2. Algorithms for External Sorting (1)

- **External sorting**: الفرز الخارجي
  - Refers to sorting algorithms that are suitable for large files of records stored on disk that do not fit entirely in main memory, such as most database files. يشير إلى خوارزميات الفرز المناسبة لملفات السجلات الكبيرة المخزنة على القرص والتي لا تتناسب تماماً مع الذاكرة الرئيسية ، مثل معظم ملفات قاعدة البيانات
- **Sort-Merge strategy**:استراتيجية الفرز والدمج
  - Starts by sorting small subfiles (**runs**) of the main file and then merges the sorted runs, creating larger sorted subfiles that are merged in turn. يبدأ بفرز ملفات فرعية صغيرة (أشواط) من الملف الرئيسي ثم يدمج عمليات الفرز ، مما يؤدي إلى إنشاء ملفات فرعية مرتبة بشكل أكبر يتم دمجها بدورها
  - Sorting phase:مرحلة الفرز $n_R = \lceil (b/n_B) \rceil$
  - Merging phase: مرحلة الدمج$d_M = Min\ (n_B-1, n_R)$; $n_P = \lceil (\log_{dM}(n_R)) \rceil$
  - n_R: number of initial runs; b:عدد الأشواط الأولية number of file blocks; عدد مجموعات الملفات
  - n_B: available buffer space; ساحة المخزن المؤقت المتاحةd_M: degree of merging;درجة الدمج
  - n_P: number of passes. عدد من يمر

Algorithms for External Sorting (2)

```
set     i ← 1;
        j ← b;          {size of the file in blocks}
        k ← n_B;        {size of buffer in blocks}
        m ← ⌈(j/k)⌉;

{Sorting Phase}
while (i ≤ m)
do {
        read next k blocks of the file into the buffer or if there are less than k blocks
           remaining, then read in the remaining blocks;
        sort the records in the buffer and write as a temporary subfile;
        i ← i + 1;
}

{Merging Phase: merge subfiles until only 1 remains}
set     i ← 1;
        p ← ⌈log_{k−1} m⌉   {p is the number of passes for the merging phase}
        j ← m;
while (i ≤ p)
do {
        n ← 1;
        q ← ⌈j/(k−1)⌉;  {number of subfiles to write in this pass}
        while (n ≤ q)
        do {
           read next k−1 subfiles or remaining subfiles (from previous pass)
                one block at a time;
           merge and write as new subfile one block at a time;
           n ← n + 1;
        }
        j ← q;
        i ← i + 1;
}
```

Figure 19.2
Outline of the sort-merge algorithm for external sorting.

3. Algorithms for SELECT and JOIN Operations (1)

- Implementing the SELECT Operation

- Examples:
  - (OP1): $\sigma_{SSN='123456789'}(EMPLOYEE)$
  - (OP2): $\sigma_{DNUMBER>5}(DEPARTMENT)$
  - (OP3): $\sigma_{DNO=5}(EMPLOYEE)$
  - (OP4): $\sigma_{DNO=5\ AND\ SALARY>30000\ AND\ SEX=F}(EMPLOYEE)$
  - (OP5): $\sigma_{ESSN=123456789\ AND\ PNO=10}(WORKS\_ON)$

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (2)

- Implementing the SELECT Operation (contd.): تنفيذ عملية التحديد
- Search Methods for Simple Selection: طرق البحث للاختيار البسيط
  - S1 **Linear search** (brute force): بحث الخطي(القوة الغاشمة)
    - Retrieve every record in the file, and test whether its attribute values satisfy the selection condition. استرجع كل سجل في الملف ، واختبر ما إذا كانت قيم البيانات الجدولية تفي بشرط التحديد.
  - S2 **Binary search**: بحث ثنائي
    - If the selection condition involves an equality comparison on a key attribute on which the file is ordered, binary search (which is more efficient than linear search) can be used. (See OP1). إذا كان شرط التحديد يتضمن مقارنة مساواة على سمة أساسية يتم ترتيب الملف بناءً عليها ، فيمكن استخدام البحث الثنائي (وهو أكثر كفاءة من البحث الخطي)
  - S3 **Using a primary index or hash key to retrieve a single record**: استخدام فهرس أساسي أو مفتاح تجزئة لاسترداد سجل واحد
    - If the selection condition involves an equality comparison on a key attribute with a primary index (or a hash key), use the primary index (or the hash key) to retrieve the record. إذا كان شرط التحديد يتضمن مقارنة مساواة على سمة رئيسية مع فهرس أساسي(أو مفتاح تجزئة) ، فاستخدم الفهرس الأساسي (أو مفتاح التجزئة) لاسترداد السجل

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (3)

- Implementing the SELECT Operation (contd.):
- Search Methods for Simple Selection:
  - S4 **Using a primary index to retrieve multiple records**: استخدام فهرس أساسي لاسترداد سجلات متعددة
    - If the comparison condition is >, ≥, <, or ≤ on a key field with a primary index, use the index to find the record satisfying the corresponding equality condition, then retrieve all subsequent records in the (ordered) file. إذ اكان شرط المقارنة هو في حقل مفتاح به فهرس أساسي ، فاستخدم الفهرس للعثور على السجل الذي يفي بشرط المساواة المقابل ، ثم استرجع جميع السجلات اللاحقة في الملف (المرتب)
  - S5 **Using a clustering index to retrieve multiple records**: استخدام فهرس التجميع لاسترداد سجلات متعددة
    - If the selection condition involves an equality comparison on a non-key attribute with a clustering index, use the clustering index to retrieve all the records satisfying the selection condition. إذا كان شرط التحديد يتضمن مقارنة مساواة على سمة غير رئيسية مع فهرس تجميع ،فاستخدم فهرس المجموعات لاسترداد جميع السجلات التي تفي بشرط التحديد
  - S6 **Using a secondary (B+-tree) index**:باستخدام فهرس ثانوي
    - On an equality comparison, this search method can be used to retrieve a single record if the indexing field has unique values (is a key) or to retrieve multiple records if the indexing field is not a key. في مقارنة المساواة ، يمكن استخدام طريقة البحث هذه لاسترداد سجل واحد إذا كان حقل الفهرسة يحتوي على قيم فريدة (مفتاح) أو لاسترداد سجلات متعددة إذا لميكن حقل الفهرسة مفتاحا
    - In addition, it can be used to retrieve records on conditions involving >,>=, <, or <=. (FOR RANGE QUERIES) الإضافة إلى ذلك ، يمكن استخدامه لاسترداد السجلات المتعلقة بالظروف التي تنطوي على

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (4)

- Implementing the SELECT Operation (contd.):
- Search Methods for Simple Selection:
  - S7 **Conjunctive selection**:
    - If an attribute involved in any single simple condition in the conjunctive condition has an access path that permits the use of one of the methods S2 to S6, use that condition to retrieve the records and then check whether each retrieved record satisfies the remaining simple conditions in the conjunctive condition.

      الاختيار المربوط: إذا كانت السمة المتضمنة في أي شرط واحد بسيط في الشرط المقترن بها مسار وصول يسمح ، فاستخدم هذا الشرط لاسترداد السجلات ثم تحقق مما إذا كان كل سجل S6إلى S2باستخدام إحدى الطرق من مسترجع يفي بالشروط البسيطة المتبقية في الشرط الموصوف
  - S8 **Conjunctive selection using a composite index** **التحديد المقترن باستخدام فهرس مركب**
    - If two or more attributes are involved in equality conditions in the conjunctive condition and a composite index (or hash structure) exists on the combined field, we can use the index directly.
    - **إذا تم تضمين سمتين أو أكثر في شروط المساواة في حالة الارتباط وكان هناك فهرس مركب (أو بنية تجزئة) في الحقل المدمج ، فيمكننا استخدام الفهرس مباشرة**

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (5)

- Implementing the SELECT Operation (contd.):
- Search Methods for Complex Selection:
  - S9 **Conjunctive selection by intersection of record pointers**: التحديد المقترن عن طريق تقاطع مؤشرات السجل
    - This method is possible if secondary indexes are available on all (or some of) the fields involved in equality comparison conditions in the conjunctive condition and if the indexes include record pointers (rather than block pointers). هذه الطريقة ممكنة إذا كانت الفهارس الثانوية متاحة في جميع (أو بعض) الحقول المشاركة في شروط مقارنة المساواة في حالة الربط وإذا كانت الفهارس تتضمن مؤشرات سجل (بدلاً من مؤشرات الكتلة)
    - Each index can be used to retrieve the record pointers that satisfy the individual condition. يمكن استخدام كل فهرس لاسترداد مؤشرات السجل التي تفي بالشرط الفردي
    - The intersection of these sets of record pointers gives the record pointers that satisfy the conjunctive condition, which are then used to retrieve those records directly. يعطي تقاطع هذه المجموعات من مؤشرات السجل مؤشرات السجل التي تفي بشرط الربط ، والتي تستُخدم بعد ذلك لاسترداد تلك السجلات مباشرة.
    - If only some of the conditions have secondary indexes, each retrieved record is further tested to determine whether it satisfies the remaining conditions. إذا كان لبعض الشروط فهارس ثانوية فقط ، يتم اختبار كل سجل مسترجع بشك لأكبر لتحديد ما إذا كان يفي بالشروط المتبقية

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (7)

- Implementing the SELECT Operation (contd.):
  - Whenever a **single condition** specifies the selection, we can only check whether an access path exists on the attribute involved in that condition. متى أشرط واحد يحدد التحديد ، يمكننا فقط التحقق مما إذا كان مسار الوصول موجوداً على السمة المتضمنة في هذا الشرط
    - If an access path exists, the method corresponding to that access path is used; otherwise, the "brute force" linear search approach of method S1 is used. (See OP1, OP2 and OP3)
  - For **conjunctive selection conditions**, whenever *more than one* of the attributes involved in the conditions have an access path, query optimization should be done to choose the access path that *retrieves the fewest records* in the most efficient way. لشروط الاختيار المرتبطة، كلما كالأكثر من واحدمن السمات المتضمنة في الشروط لها مسار وصول ، يجب إجراء تحسين الاستعلام لاختيار مسار الوصول الذي يسترجع أقل عدد من السجلات بأكثر الطرق فعالية
  - **Disjunctive selection conditions** شروط الاختيار المنفصلة

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (8)

- Implementing the JOIN Operation:
  - Join انضمام(EQUIJOIN, NATURAL JOIN)
    - two–way join: a join on two files انضمام ثنائي الاتجاه: صلة في ملفين
    - e.g. $R \underset{A=B}{\bowtie} S$
    - multi-way joins: joins involving more than two files.
      الصلات متعددة الاتجاهات: الصلات التي تتضمن أكثر من ملفين.
    - e.g. $R \underset{A=B}{\bowtie} S \underset{C=D}{\bowtie} T$
- Examples
  - (OP6): $EMPLOYEE \underset{DNO=DNUMBER}{\bowtie} DEPARTMENT$
  - (OP7): $DEPARTMENT \underset{MGRSSN=SSN}{\bowtie} EMPLOYEE$

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (9)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):تنفيذ عملية
- Methods for implementing joins: طرق تنفيذ الصلات
  - J1 **Nested-loop join** (brute force):ربط حلقة متداخلة(القوة الغاشمة)
    - For each record t in R (outer loop), retrieve every record s from S (inner loop) and test whether the two records satisfy the join condition t[A] = s[B].
  - J2 **Single-loop join** (Using an access structure to retrieve the matching records):ربط حلقة واحدة(استخدام بنية الوصول لاسترداد السجلات المطابقة)
    - If an index (or hash key) exists for one of the two join attributes — say, B of S — retrieve each record t in R, one at a time, and then use the access structure to retrieve directly all matching records s from S that satisfy s[B] = t[A].

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (10)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):
- Methods for implementing joins:
  - J3 **Sort-merge join**:فرز-دمج الانضمام
    - If the records of R and S are *physically sorted* (*ordered*) by value of the join attributes A and B, respectively, we can implement the join in the most efficient way possible.
    - Both files are scanned in order of the join attributes, matching the records that have the same values for A and B يتم فحص كلا الملفين بترتيب سمات الصلة ، ومطابقة السجلات التي لها نفس القيم
    - In this method, the records of each file are scanned only once each for matching with the other file—unless both A and B are non-key attributes, in which case the method needs to be modified slightly. فيهذه الطريقة ، يتم فحص سجلات كل ملف مرة واحدة فقط للمطابقة مع الملف الآخر - ما لم تكن كل من
    - سمات غير رئيسية ، وفي هذه الحالة تحتاج الطريقة إلى تعديل طفيف.

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (11)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):
- Methods for implementing joins:
  - J4 **Hash-join**: **تجزئة الانضمام:**
    - The records of files R and S are both hashed to the *same hash file*, using the *same hashing function* on the join attributes A of R and B of S as hash keys. **يتم تجزئة سجلات الملفات إلى ملف نفس ملف التجزئة، باستخدام نفس وظيفة التجزئة على سمات الصلة كمفاتيح تجزئة.**
    - A single pass through the file with fewer records (say, R) hashes its records to the hash file buckets. **يؤدي مرور واحد عبر الملف مع عدد أقل من السجلات (على سبيل**
    - **إلى تجزئة سجلاته إلى مجموعات ملفات التجزئة) المثال ،**
    - A single pass through the other file (S) then hashes each of its records to the appropriate bucket, where the record is combined with all matching records from R.

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (12)

Figure 19.3
Implementing JOIN, PROJECT, UNION, INTERSECTION, and SET DIFFERENCE by using sort-merge, where R has n tuples and S has m tuples. (a) Implementing the operation $T \leftarrow R \bowtie_{A=B} S$. (b) Implementing the operation $T \leftarrow \pi_{<\text{attribute list}>}(R)$.

(a)

```
sort the tuples in R on attribute A;                    (* assume R has n tuples (records) *)
sort the tuples in S on attribute B;                    (* assume S has m tuples (records) *)
set i ← 1, j ← 1;
while (i ≤ n) and (j ≤ m)
do {  if R(i) [A] > S(j) [B]
        then  set j ← j + 1
      elseif R(i) [A] < S(j) [B]
        then  set i ← i + 1
      else  {  (* R(i) [A] = S(j) [B], so we output a matched tuple *)
               output the combined tuple <R(i), S(j)> to T;

               (* output other tuples that match R(i), if any *)
               set l ← j + 1;
               while (l ≤ m) and (R(i) [A] = S(l) [B])
               do {  output the combined tuple <R(i), S(l)> to T;
                     set l ← l + 1
               }

            (* output other tuples that match S(j), if any *)
            set k ← i + 1;
            while (k ≤ n) and (R(k) [A] = S(j) [B])
            do {  output the combined tuple <R(k), S(j)> to T;
                  set k ← k + 1
            }
            set i ← k, j ← l
      }
}
```

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (13)

```
(b)  create a tuple t[<attribute list>] in T' for each tuple t in R;
       (* T' contains the projection results before duplicate elimination *)
     if <attribute list> includes a key of R
       then T ← T'
     else { sort the tuples in T';
            set i ← 1, j ← 2;
            while i ≤ n
            do { output the tuple T'[i] to T;
                 while T'[i] = T'[j] and j ≤ n do j ← j + 1;        (* eliminate duplicates *)
                 i ← j; j ← i + 1
               }
     }
     (* T contains the projection result after duplicate elimination *)
```

```
(c)  sort the tuples in R and S using the same unique sort attributes;
     set i ← 1, j ← 1;
     while (i ≤ n) and (j ≤ m)
     do { if R(i) > S(j)
            then { output S(j) to T;
                   set j ← j + 1
                 }
          elseif R(i) < S(j)
            then { output R(i) to T;
                   set i ← i + 1
                 }
          else set j ← j + 1                  (* R(i)=S(j), so we skip one of the duplicate tuples *)
     }
     if (i ≤ n) then add tuples R(i) to R(n) to T;
     if (j ≤ m) then add tuples S(j) to S(m) to T;
```

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (cont.)

(d) sort the tuples in R and S using the same unique sort attributes;
set $i \leftarrow 1$, $j \leftarrow 1$;
while $(i \leq n)$ and $(j \leq m)$
do { if $R(i) > S(j)$
then set $j \leftarrow j + 1$
elseif $R(i) < S(j)$
then set $i \leftarrow i + 1$
else { output $R(j)$ to T; (* $R(i)=S(j)$, so we output the tuple *)
set $i \leftarrow i + 1$, $j \leftarrow j + 1$
}
}

(e) sort the tuples in R and S using the same unique sort attributes;
set $i \leftarrow 1$, $j \leftarrow 1$;
while $(i \leq n)$ and $(j \leq m)$
do { if $R(i) > S(j)$
then set $j \leftarrow j + 1$
elseif $R(i) < S(j)$
then { output $R(i)$ to T; (* $R(i)$ has no matching $S(j)$, so output $R(i)$ *)
set $i \leftarrow i + 1$
}
else set $i \leftarrow i + 1$, $j \leftarrow j + 1$
}
if $(i \leq n)$ then add tuples $R(i)$ to $R(n)$ to T;

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (14)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):تنفيذ عملية
- Factors affecting JOIN performanceالعوامل التي تؤثر على أداء
  - Available buffer space مساحة المخزن المؤقت المتاحة
  - Join selection factor انضمام عامل الاختيار
  - Choice of inner VS outer relation اختيار العلاقة الداخلية الخارجية

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (15)

- Implementing the JOIN Operation (contd.): تنفيذ عملية
- Other types of JOIN algorithms نواع أخرى من خوارزميات
- Partition hash joinقسم تجزئة الانضمام
  - Partitioning phase:مرحلة التقسيم
    - Each file (R and S) is first partitioned into M partitions using a partitioning hash function on the join attributes:
      - R1 , R2 , R3 , ... Rm and S1 , S2 , S3 , ... Sm
    - Minimum number of in-memory buffers needed for the partitioning phase: M+1. الحد الأدنى لعدد المخازن المؤقتة في الذاكرة اللازمة لمرحلة التقسم
    - A disk sub-file is created per partition to store the tuples for that partition. يتم إنشاء ملف قرص فرعي لكل قسم لتخزين المجموعات لهذا التقسيم
  - Joining or probing phase:مرحلة الانضمام أو التحقيق
    - Involves M iterations, one per partitioned file.يتضمن تكرارات، واحد لكل ملف مقسم
    - Iteration i involves joining partitions Ri and Si. يتضمن التكرار الأول الانضمام إلى الأقسام

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (16)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):
- Partitioned Hash Join Procedure: جراء ضم تجزئة مقسم
  - Assume Ri is smaller than Si. افترض أن أصغر من
    1. Copy records from Ri into memory buffers.نسخ السجلات من إلى مخازن الذاكرة.
    2. Read all blocks from Si, one at a time and each record from Si is used to *probe* for a matching record(s) from partition Si.
    3. اقرأ كل الكتل من ، واحدة تلو الأخرى وكل سجل من مستخدم لمسبار للحصول على سجل (سجلات) مطابق من القسم
    4. Write matching record from Ri after joining to the record from Si into the result file. .كتب سجل مطابق من بعد الانضمام إلى التسجيلة من في ملف النتيجة

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (17)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):
- Cost analysis of partition hash join: تحليل تكلفة ربط تجزئة التقسيم
  1. Reading and writing each record from R and S during the partitioning phase: قراءة وكتابة كل سجل من و أثناء مرحلة التقسيم

     $(b_R + b_S), (b_R + b_S)$
  2. Reading each record during the joining phase: قراءة كل سجل أثناء مرحلة الانضمام

     $(b_R + b_S)$
  3. Writing the result of join: كتابة نتيجة الانضمام

     b_{RES}
- Total Cost: التكلفة الإجمالية
  - $3^* (b_R + b_S) + b_{RES}$

Algorithms for SELECT and JOIN Operations (18)

- Implementing the JOIN Operation (contd.):
- **Hybrid hash join:** صلة تجزئة مختلطة
  - Same as partitioned hash join except: مثل صلة التجزئة المقسمة باستثناء
    - Joining phase of one of the partitions is included during the partitioning phase. يتم تضمين مرحلة الانضمام لأحد الأقسام أثناء مرحلة التقسيم
  - **Partitioning phase:** مرحلة التقسيم
    - Allocate buffers for smaller relation- one block for each of the M-1 partitions, remaining blocks to partition 1.
    - Repeat for the larger relation in the pass through S.)
    - قم بتخصيص المخازن المؤقتة لعلاقة أصغر - كتلة واحدة لكل قسم من أقسام ، والكتل المتبقية للقسم كرر للعلاقة الأكبر في التمرير عبر
    - **Joining phase:** مرحلة الانضمام
    - M-1 iterations are needed for the partitions R2 , R3 , R4 , ...Rm and S2 , S3 , S4 , ...Sm. R1 and S1 are joined during the partitioning of S1, and results of joining R1 and S1 are already written to the disk by the end of partitioning phase.
    - هناك حاجة لتكرار للأقسام و .إلى القرص بنهاية مرحلة التقسيم ويتم بالفعل كتابة نتائج ضم يتم تقسيم أثناء، الانضمام

4. Algorithms for PROJECT and SET Operations (1)

- Algorithm for PROJECT operations (Figure 15.3b) خوارزمية لعمليات المشروع

  π <attribute list>(R)

  1. If <attribute list> has a key of relation R, extract all tuples from R with only the values for the attributes in <attribute list>.
  2. إذا كانت قائمة السمات تحتوي على مفتاح للعلاقة ، فاستخرج كل المجموعات من بقيم السمات الموجودة في فقط.
  3. If <attribute list> does NOT include a key of relation R, duplicated tuples must be removed from the results.
  4. إذا لم تتضمن قائمة السمات مفتاحاً للعلاقة ، فيجب إزالة المجموعات المكررة من النتائج.

- Methods to remove duplicate tuples طرق لإزالة المجموعات المكررة
  1. Sorting فرز
  2. Hashing تجزئة

Algorithms for PROJECT and SET Operations (2)

- **Algorithm for SET operations** خوارزمية لعمليات
- **Set operations**: تعيين العمليات
  - UNION, INTERSECTION, SET DIFFERENCE and CARTESIAN PRODUCT الاتحاد ،التقاطع ، ضبط الاختلاف والمنتج الكارتيزي
- **CARTESIAN PRODUCT** منتج كارتيزي of relations R and S include all possible combinations of records from R and S. The attribute of the result include all attributes of R and S.
- **Cost analysis** of CARTESIAN PRODUCT تحليل التكلفة المنتج الكارتوني
  - If R has n records and j attributes and S has m records and k attributes, the result relation will have n*m records and j+k attributes.
  - ذاكان لدى سجلات وسمات وكان يحتوي على سجلات وسمات، فستحتوي علاقة النتيجة على سجلات وسمات .
- CARTESIAN PRODUCT operation is **very expensive** and should be avoided if possible. عملية المنتج الكارتوني هي غالي جدا ويجب تجنبه إن أمكن

Algorithms for PROJECT and SET Operations (3)

- **Algorithm for SET operations (contd.)** خوارزمية لعمليات
- **UNION** اتحاد (See Figure 19.3c)
  - Sort the two relations on the same attributes. افرز العلاقتين على نفس السمات
  - Scan and merge both sorted files concurrently, whenever the same tuple exists in both relations, only one is kept in the merged results. قم بمسح ودمج كلا الملفين اللذين تم فرزهما بشكل متزامن ، كلما وجدت نفس المجموعة في كلتا العلاقات ، يتم الاحتفاظ بمجموعة واحدة فقط في النتائج المدمجة
- **INTERSECTION** تداخل (See Figure 19.3d)
  - Sort the two relations on the same attributes. افرز العلاقتين على نفس السمات
  - Scan and merge both sorted files concurrently, keep in the merged results only those tuples that appear in both relations. قم بمسح ودمج كلا الملفين الفرز في نفس الوقت ، واحتفظ في النتائج المدمجة فقط بتلك المجموعات التي تظهر في كلا العلاقات
- **SET DIFFERENCE** ضبط الاختلاف **R-S** (See Figure 19.3e)
  - Keep in the merged results only those tuples that appear in relation R but not in relation S. احتفظ بالنتائج المدمجة فقط تلك المجموعات التي تظهر فيما يتعلق بـ ولكن ليس فيما يتعلق بـ

5. Implementing Aggregate Operations and Outer Joins (1)

- Implementing Aggregate Operations: نفـيذ العمليات الإجمالية
- **Aggregate operators**:عوامل التشغيل المجمعة
  - **MIN, MAX, SUM, COUNT** and **AVG**
- Options to implement aggregate operators: خيارات لتنفيذ عوامل التشغيل المجمعة
  - **Table Scan** مسح الجدول
  - **Index** فهرس
- Example
  - SELECT MAX (SALARY)
  - FROM EMPLOYEE;
- If an (ascending) index on SALARY exists for the employee relation, then the optimizer could decide on traversing the index for the largest value, which would entail following the right most pointer in each index node from the root to a leaf.

Implementing Aggregate Operations and Outer Joins (2)

- Implementing Aggregate Operations (contd.):
- **SUM, COUNT and AVG**
- For a **dense index** مؤشر كثيف(each record has one index entry): كل سجل له إدخال فهرس واحد
  - Apply the associated computation to the values in the index. قم بتطبيق الحساب المرتبط على القيم الموجودة في الفهرس
- For a **non-dense index**: مؤشر غير كثيف
  - Actual number of records associated with each index entry must be accounted for يجب حساب العدد الفعلي للسجلات المرتبطة بكل مدخل فهرس
- With **GROUP BY**: the aggregate operator must be applied separately to each group of tuples. مع مجموعة من: يجب تطبيق عامل التشغيل التجميعي بشكل منفصل على كل مجموعة من المجموعات
  - Use sorting or hashing on the group attributes to partition the file into the appropriate groups; استخدم الفرز أو التجزئة على سمات المجموعة لتقسيم الملف إلى المجموعات المناسبة
  - Computes the aggregate function for the tuples in each group. تحسب دالة التجميع للمجموعات في كل مجموعة
- What if we have **Clustering index** on the grouping attributes? ماذا لو كان لدينا مؤشر التجميع على سمات التجمع؟

Implementing Aggregate Operations and Outer Joins (3)

- Implementing Outer Join:
- **Outer Join Operators**: عوامل الانضمام الخارجية
  - **LEFT OUTER JOIN** ترك صلة خارجية
  - **RIGHT OUTER JOIN** ترك صلة خارجي
  - **FULL OUTER JOIN**. لانضمام الخارجي الكامل.
- The full outer join produces a result which is equivalent to the union of the results of the left and right outer joins. نتج الصلة الخارجية الكاملة نتيجة مكافئة لاتحاد نتائج الصلات الخارجية اليمنى واليسرى
- Example:

```
SELECT    FNAME, DNAME
FROM      (EMPLOYEE LEFT OUTER JOIN DEPARTMENT
          ON DNO = DNUMBER);
```

- Note: The result of this query is a table of employee names and their associated departments. It is similar to a regular join result, with the exception that if an employee does not have an associated department, the employee's name will still appear in the resulting table, although the department name would be indicated as null.

Implementing Aggregate Operations and Outer Joins (4)

- Implementing Outer Join (contd.):
- **Modifying Join Algorithms**: تعديل خوارزميات الانضمام
  - Nested Loop or Sort-Merge joins can be modified to implement outer join. E.g., يمكن تعديل الصلات المتداخلة لتنفيذ الصلة الخارجية، على سبيل المثال
    - For left outer join, use the left relation as outer relation and construct result from every tuple in the left relation. لصلة الخارجية اليسرى ، استخدم العلاقة اليسرى كعلاقة خارجية وبناء نتيجة من كل مجموعة في العلاقة اليسرى
    - If there is a match, the concatenated tuple is saved in the result. ذا كان هناك تطابق ، فسيتم حفظ المجموعة المتسلسلة في النتيجة.
    - However, if an outer tuple does not match, then the tuple is still included in the result but is padded with a null value(s). مع ذلك ، إذا كانت المجموعة الخارجية غير متطابقة ، فستظل المجموعة مضمنة في النتيجة ولكنها مبطن بقيمة (قيم) فارغة.

Implementing Aggregate Operations and Outer Joins (5)

- Implementing Outer Join (contd.):
- Executing a combination of relational algebra operators.
- Implement the previous left outer join example
  - {Compute the JOIN of the EMPLOYEE and DEPARTMENT tables}
    - TEMP1 $\leftarrow \pi_{FNAME,DNAME}$(EMPLOYEE $\bowtie_{DNO=DNUMBER}$ DEPARTMENT)
  - {Find the EMPLOYEEs that do not appear in the JOIN}
    - TEMP2 $\leftarrow \pi_{FNAME}$ (EMPLOYEE) - π_{FNAME} (Temp1)
  - {Pad each tuple in TEMP2 with a null DNAME field}
    - TEMP2 $\leftarrow$ TEMP2 x 'null'
  - {UNION the temporary tables to produce the LEFT OUTER JOIN}
    - RESULT $\leftarrow$ TEMP1 $\cup$ TEMP2
- The cost of the outer join, as computed above, would include the cost of the associated steps (i.e., join, projections and union).

6. Combining Operations using Pipelining (1)

- Motivation تحفيز
  - A query is mapped into a sequence of operations. يتم تعيين الاستعلام في سلسلة من العمليات
  - Each execution of an operation produces a temporary result. ينتج عن كل تنفيذ للعملية نتيجة مؤقتة
  - Generating and saving temporary files on disk is time consuming and expensive. يستغرق إنشاء الملفات المؤقتة وحفظها على القرص وقتاً طويلاً ومكلفاً
- Alternative: لبديل
  - Avoid constructing temporary results as much as possible. تجنب بناء نتائج مؤقتة قدر الإمكان
  - Pipeline the data through multiple operations - pass the result of a previous operator to the next without waiting to complete the previous operation. قم بتوجيه البيانات من خلال عمليات متعددة - قم بتمرير نتيجة عامل تشغيل سابق إلى التالي دون انتظار إكمال العملية السابقة

Combining Operations using Pipelining (2)

- Example:
  - For a 2-way join, combine the 2 selections on the input and one projection on the output with the Join.
- Dynamic generation of code to allow for multiple operations to be pipelined.
- Results of a select operation are fed in a "Pipeline" to the join algorithm.
- Also known as stream-based processing.

7. Using Heuristics in Query Optimization (1)

- Process for heuristics optimization
  1. The parser of a high-level query generates an initial internal representation;
  2. Apply heuristics rules to optimize the internal representation.
  3. A query execution plan is generated to execute groups of operations based on the access paths available on the files involved in the query.

- The main heuristic is to apply first the operations that reduce the size of intermediate results.
  - E.g., Apply SELECT and PROJECT operations before applying the JOIN or other binary operations.

Using Heuristics in Query Optimization (2)

- **Query tree**: شجرة الاستعلام
  - A tree data structure that corresponds to a relational algebra expression. It represents the input relations of the query as **leaf nodes** of the **tree**, and represents the relational algebra operations as internal nodes.
    - هيكل بيانات شجرة يتوافق مع تعبير الجبر العلائقي. إنه يمثل علاقات الإدخال للاستعلام كالعقد الورقية التابع شجرة، ويمثل عمليات الجبر العلائقية كعقد داخلية
- An execution of the query tree consists of executing an internal node operation whenever its operands are available and then replacing that internal node by the relation that results from executing the operation.
  - يتكون تنفيذ شجرة الاستعلام من تنفيذ عملية عقدة داخلية متى توفرت معاملاتها ثم استبدال تلك العقدة الداخلية بالعلاقة الناتجة عن تنفيذ العملية
- **Query graph**: رسم بياني للاستعلام
  - A graph data structure that corresponds to a relational calculus expression. It does *not* indicate an order on which operations to perform first. There is only a *single* graph corresponding to each query.
    - هيكل بيانات الرسم البياني الذي يتوافق مع تعبير حساب التفاضل والتكامل. نعم هو كذلك ليس يشير إلى الأمر الذي يجب إجراء العمليات عليه أولاً. لا يوجد سوى ملف غير مرتبط الرسم البياني المقابل لكل استعلام

Using Heuristics in Query Optimization (3)

- Example:
  - For every project located in ‘Stafford’, retrieve the project number, the controlling department number and the department manager’s last name, address and birthdate.
- Relation algebra: جبر العلاقة

$$\pi_{\text{PNUMBER, DNUM, LNAME, ADDRESS, BDATE}}(((\sigma_{\text{PLOCATION='STAFFORD'}}(\text{PROJECT})) \bowtie_{\text{DNUM=DNUMBER}} (\text{DEPARTMENT})) \bowtie_{\text{MGRSSN=SSN}} (\text{EMPLOYEE}))$$

- SQL query: استعلام

```
Q2:   SELECT   P.NUMBER,P.DNUM,E.LNAME,
               E.ADDRESS, E.BDATE
      FROM     PROJECT AS P,DEPARTMENT AS D,
                    EMPLOYEE AS E
      WHERE    P.DNUM=D.DNUMBER AND
               D.MGRSSN=E.SSN AND
               P.PLOCATION='STAFFORD';
```

Using Heuristics in Query Optimization (4)

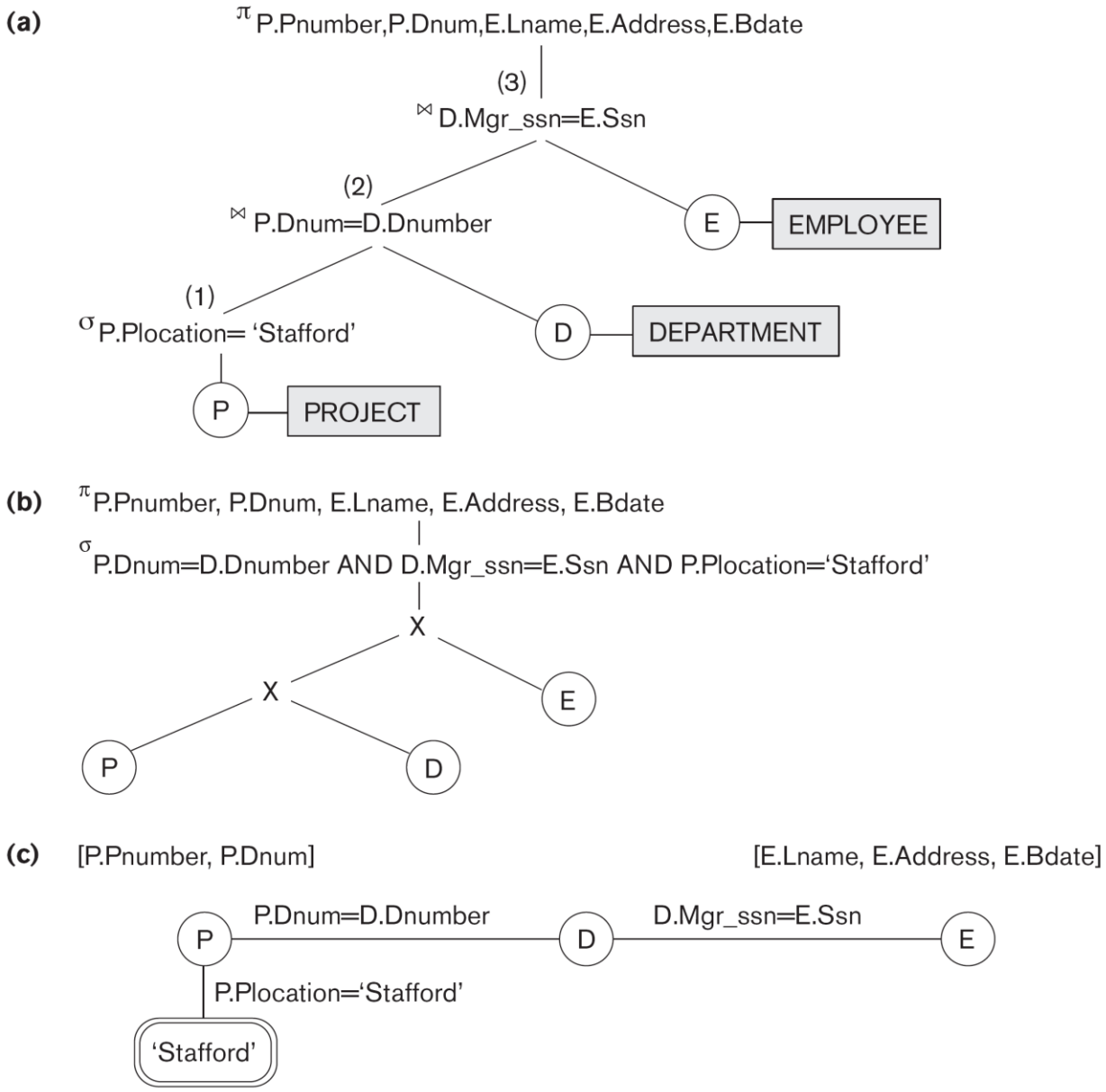


Figure 19.4
Two query trees for the query Q2. (a) Query tree corresponding to the relational algebra expression for Q2. (b) Initial (canonical) query tree for SQL query Q2. (c) Query graph for Q2.

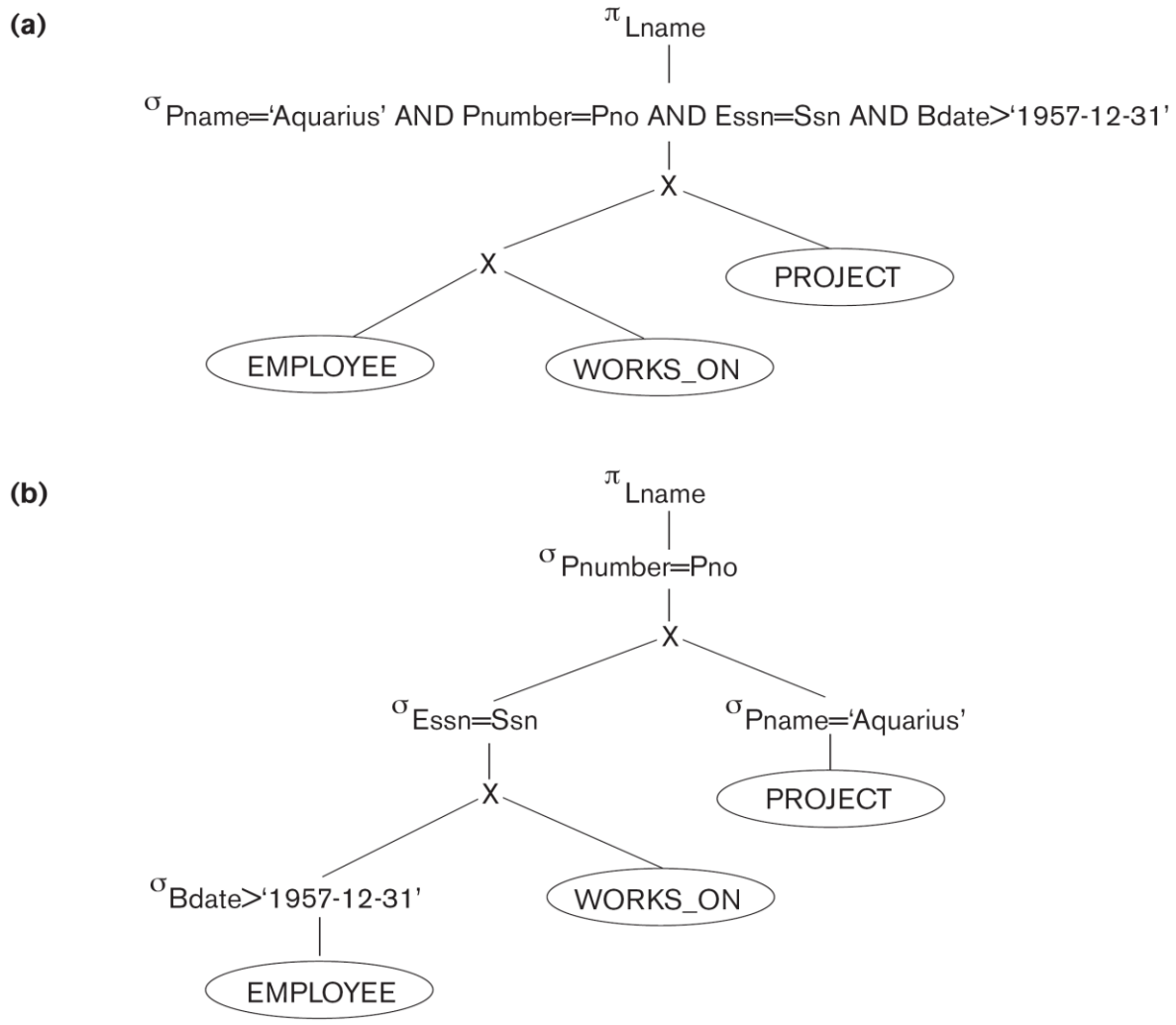
Using Heuristics in Query Optimization (5)

- Heuristic Optimization of Query Trees: التحسين الإرشادي لأشجار الاستعلام
  - The same query could correspond to many different relational algebra expressions — and hence many different query trees. - يمكن ان يتوافق الاستعلام نفسه مع العديد من التعبيرات الجبرية العلائقية المختلفة وبالتالي العديد من أشجار الاستعلام المختلفة.
  - The task of heuristic optimization of query trees is to find a **final query tree** that is efficient to execute. تتمثل مهمة التحسين الإرشادي لأشجار الاستعلام في العثور على ملف شجرة الاستعلام النهائي هذا فعال في التنفيذ
- Example:

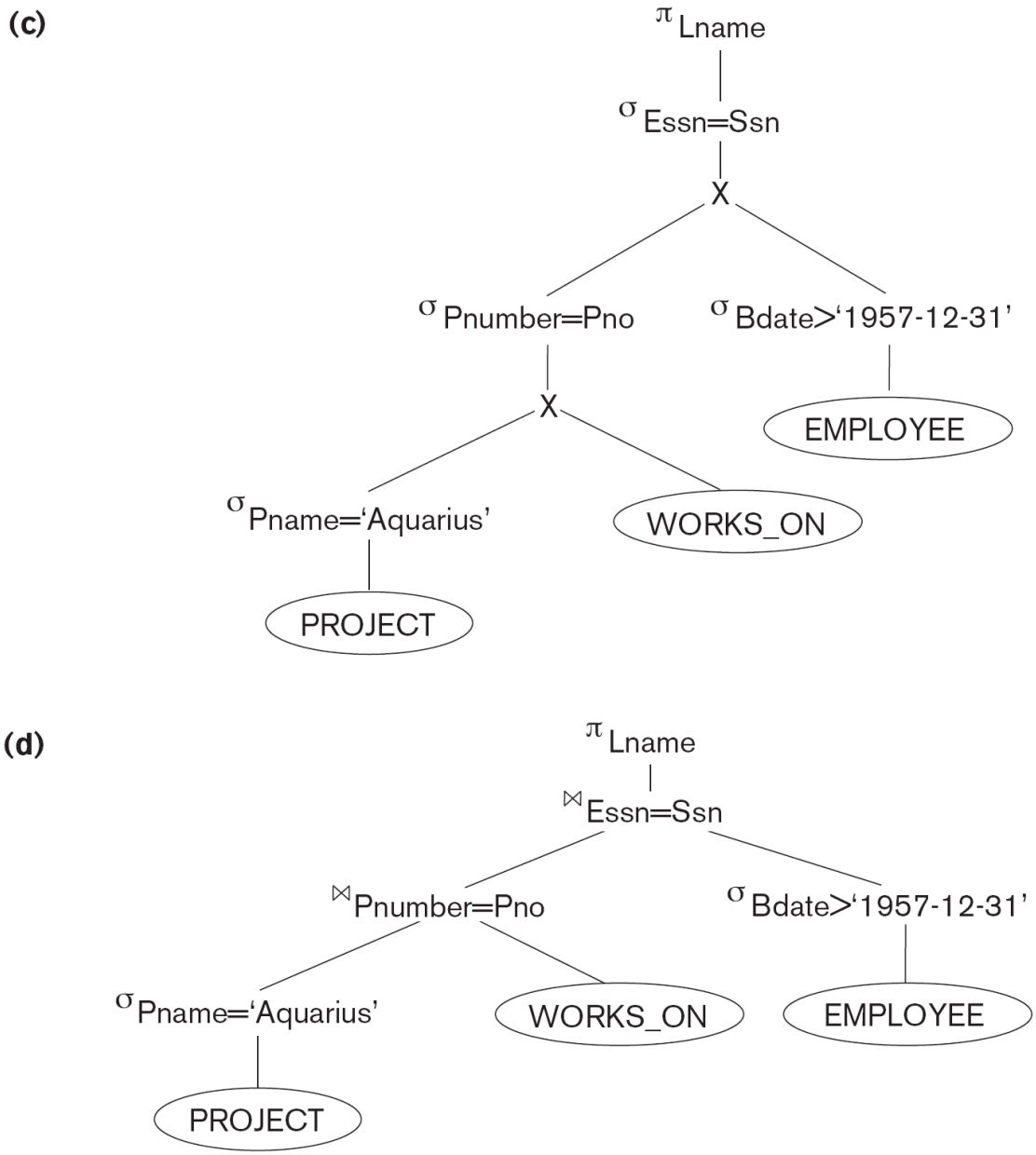
```
Q:  SELECT    LNAME
    FROM      EMPLOYEE, WORKS_ON, PROJECT
    WHERE     PNAME = 'AQUARIUS' AND
              PNMUBER=PNO AND ESSN=SSN
              AND BDATE > '1957-12-31';
```

Using Heuristics in Query Optimization (6)

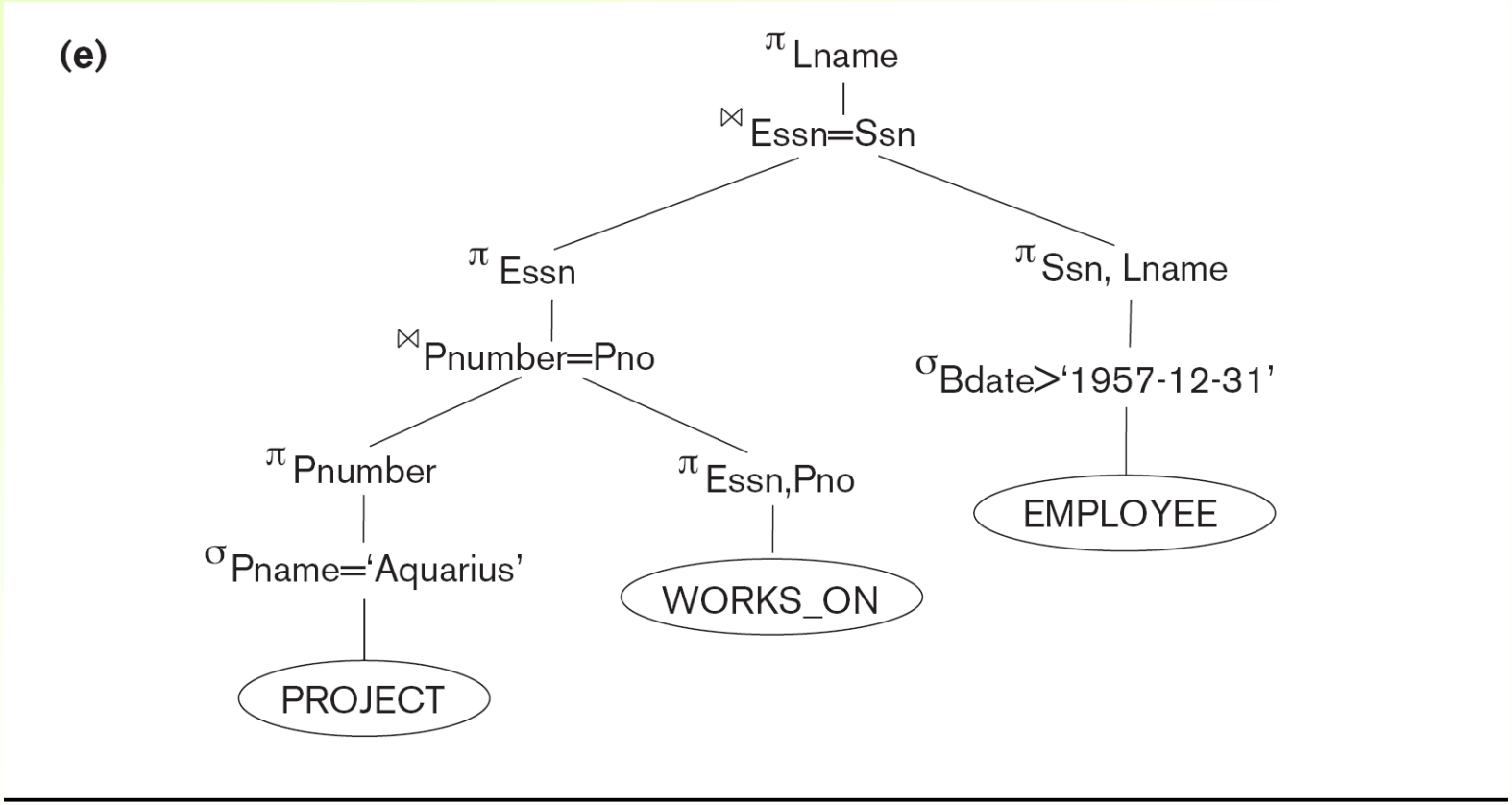
Figure 19.5
Steps in converting a query tree during heuristic optimization.
(a) Initial (canonical) query tree for SQL query Q.
(b) Moving SELECT operations down the query tree.
(c) Applying the more restrictive SELECT operation first.
(d) Replacing CARTESIAN PRODUCT and SELECT with JOIN operations.
(e) Moving PROJECT operations down the query tree.



Using Heuristics in Query Optimization (7)



Using Heuristics in Query Optimization (8)



Using Heuristics in Query Optimization (9)

- General Transformation Rules for Relational Algebra Operations:

1. Cascade of σ: A conjunctive selection condition can be broken up into a cascade (sequence) of individual σ operations:
   - $\sigma_{c1 \text{ AND } c2 \text{ AND } ... \text{ AND } cn}(R) = \sigma_{c1} (\sigma_{c2} (...(\sigma_{cn}(R))...))$
2. Commutativity of σ: The σ operation is commutative:
   - $\sigma_{c1} (\sigma_{c2}(R)) = \sigma_{c2} (\sigma_{c1}(R))$
3. Cascade of π: In a cascade (sequence) of π operations, all but the last one can be ignored:
   - $\pi_{List1} (\pi_{List2} (...(\pi_{Listn}(R))...)) = \pi_{List1}(R)$
4. Commuting σ with π: If the selection condition c involves only the attributes A1, ..., An in the projection list, the two operations can be commuted:
   - $\pi_{A1, A2, ..., An} (\sigma_c (R)) = \sigma_c (\pi_{A1, A2, ..., An} (R))$

Using Heuristics in Query Optimization (10)

- General Transformation Rules for Relational Algebra Operations (contd.):

5. Commutativity of $\bowtie$ (and x): The $\bowtie$ operation is commutative as is the x operation:
   - $R \bowtie_C S = S \bowtie_C R$; $R \times S = S \times R$

6. Commuting σ with $\bowtie$ (or x): If all the attributes in the selection condition c involve only the attributes of one of the relations being joined—say, R—the two operations can be commuted as follows:
   - $\sigma_c (R \bowtie S) = (\sigma_c (R)) \bowtie S$

- Alternatively, if the selection condition c can be written as (c1 and c2), where condition c1 involves only the attributes of R and condition c2 involves only the attributes of S, the operations commute as follows:
  - $\sigma_c (R \bowtie S) = (\sigma_{c1} (R)) \bowtie (\sigma_{c2} (S))$

Using Heuristics in Query Optimization (11)

- General Transformation Rules for Relational Algebra Operations (contd.):

7. Commuting π with $\bowtie$ (or x): Suppose that the projection list is L = {A1, ..., An, B1, ..., Bm}, where A1, ..., An are attributes of R and B1, ..., Bm are attributes of S. If the join condition c involves only attributes in L, the two operations can be commuted as follows:
   - $\pi_L (R \bowtie_C S) = (\pi_{A1, ..., An} (R)) \bowtie_C (\pi_{B1, ..., Bm} (S))$
- If the join condition C contains additional attributes not in L, these must be added to the projection list, and a final π operation is needed.

Using Heuristics in Query Optimization (12)

- General Transformation Rules for Relational Algebra Operations (contd.):

8. Commutativity of set operations: The set operations $\cup$ and $\cap$ are commutative but "–" is not.
9. Associativity of $\bowtie$, x, $\cup$, and $\cap$: These four operations are individually associative; that is, if θ stands for any one of these four operations (throughout the expression), we have
   - $(R \theta S) \theta T = R \theta (S \theta T)$
10. Commuting σ with set operations: The σ operation commutes with $\cup$, $\cap$, and –. If θ stands for any one of these three operations, we have
   - $\sigma_c (R \theta S) = (\sigma_c (R)) \theta (\sigma_c (S))$

Using Heuristics in Query Optimization (13)

- General Transformation Rules for Relational Algebra Operations (contd.):
- The π operation commutes with υ.

$$\pi_L (R \upsilon S) = (\pi_L (R)) \upsilon (\pi_L (S))$$

- Converting a (σ, x) sequence into $\bowtie$: If the condition c of a σ that follows a x Corresponds to a join condition, convert the (σ, x) sequence into a $\bowtie$ as follows:

$$(\sigma_C (R \times S)) = (R \bowtie_C S)$$

- Other transformations

Using Heuristics in Query Optimization (14)

- Outline of a Heuristic Algebraic Optimization Algorithm:

1. Using rule 1, break up any select operations with conjunctive conditions into a cascade of select operations.
2. Using rules 2, 4, 6, and 10 concerning the commutativity of select with other operations, move each select operation as far down the query tree as is permitted by the attributes involved in the select condition.
3. Using rule 9 concerning associativity of binary operations, rearrange the leaf nodes of the tree so that the leaf node relations with the most restrictive select operations are executed first in the query tree representation.
4. Using Rule 12, combine a Cartesian product operation with a subsequent select operation in the tree into a join operation.
5. Using rules 3, 4, 7, and 11 concerning the cascading of project and the commuting of project with other operations, break down and move lists of projection attributes down the tree as far as possible by creating new project operations as needed.
6. Identify subtrees that represent groups of operations that can be executed by a single algorithm.

Using Heuristics in Query Optimization (15)

- Summary of Heuristics for Algebraic Optimization: ملخص الاستدلال للتحسين الجبري

1. The main heuristic is to apply first the operations that reduce the size of intermediate results. تتمثل الطريقة الاستكشافية الرئيسية في تطبيق العمليات التي تقلل حجم النتائج الوسيطة أول
2. Perform select operations as early as possible to reduce the number of tuples and perform project operations as early as possible to reduce the number of attributes. (This is done by moving select and project operations as far down the tree as possible.) قم بإجراء عمليات التحديد في أقرب وقت ممكن لتقليل عدد المجموعات وتنفيذ عمليات المشروع في أقرب وقت ممكن لتقليل عدد السمات. (يتم ذلك عن طريق نقل عمليات التحديد والمشروع إلى أسفل الشجرة قدر الإمكان.
3. The select and join operations that are most restrictive should be executed before other similar operations. (This is done by reordering the leaf nodes of the tree among themselves and adjusting the rest of the tree appropriately.)

جب تنفيذ عمليات التحديد والانضمام الأكثر تقييداً قبل عمليات أخرى مماثلة.(يتم ذلك عن طريق إعادة ترتيب العقد الورقية للشجرة فيما بينها وتعديل بقية الشجرة

Using Heuristics in Query Optimization (16)

- Query Execution Plans خطط تنفيذ الاستعلام
  - An execution plan for a relational algebra query consists of a combination of the relational algebra query tree and information about the access methods to be used for each relation as well as the methods to be used in computing the relational operators stored in the tree.

تتكون خطة تنفيذ استعلام الجبر العلائقي من مجموعة من شجرة استعلام الجبر العلائقي ومعلومات حول طرق الوصول التي سيتم استخدامهالكل علاقة بالإضافة إلى الطرق التي سيتم استخدامها في حساب العوامل العلائقية المخزنة في الشجرة

  - **Materialized evaluation** التقييم المحقق : the result of an operation is stored as a temporary relation.يتم تخزين نتيجة العملية كعلاقة مؤقتة
  - **Pipelined evaluation** لتقييم عبر الأنابيب : as the result of an operator is produced, it is forwarded to the next operator in sequence. نتيجة لإنتاج عامل ، يتم إعادة توجيهها إلى المشغل التالي بالتسلسل

8. Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (1)

- **Cost-based query optimization**: تحسين الاستعلام على أساس التكلفة
  - Estimate and compare the costs of executing a query using different execution strategies and choose the strategy with the lowest cost estimate.

تقدير ومقارنة تكاليف تنفيذ استعلام باستخدام استراتيجيات تنفيذ مختلفة واختيار الاستراتيجية بأقل تقدير تكلفة

(Compare to heuristic query optimization) مقارنة بتحسين الاستعلام الكشف عن مجريات الأمور

- Issues مشاكل
  - Cost function دالة التكلفة
  - Number of execution strategies to be considered عدد استراتيجيات التنفيذ التي يجب مراعاتها

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (2)

- Cost Components for Query Execution مكونات التكلفة لتنفيذ الاستعلام
  1. Access cost to secondary storage تكلفة الوصول إلى التخزين الثانوي
  2. Storage cost تكلفة التخزين
  3. Computation cost تكلفة الحساب
  4. Memory usage cost تكلفة استخدام الذاكرة
  5. Communication cost تكلفة الاتصال

- Note ملاحظة: Different database systems may focus on different cost components. قد تركز أنظمة قواعد البيانات المختلفة على مكونات تكلفة مختلفة

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (3)

- Catalog Information Used in Cost Functions معلومات الكتالوج المستخدمة في وظائف التكلفة
  - Information about the size of a file معلومات حول حجم الملف
    - number of records (tuples) (r), عدد السجلات (مجموعات)
    - record size (R), حجم التسجيل
    - number of blocks (b) عدد الكتل
    - blocking factor (bfr) عامل المنع
  - Information about indexes and indexing attributes of a file معلومات حول الفهارس وسمات الفهرسة الخاصة بالملف
    - Number of levels (x) of each multilevel index عدد المستويات لكل فهرس متعدد المستويات
    - Number of first-level index blocks (bI1) عدد كتل الفهرس من المستوى الأول
    - Number of distinct values (d) of an attribute عدد القيم المميزة للسمة
    - Selectivity (sl) of an attribute انتقائية السمة
    - Selection cardinality (s) of an attribute. (s = sl * r) تحديد أصل (عناصر)سمهة سمة

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (4)

- Examples of Cost Functions for SELECT
- S1. Linear search (brute force) approach
  - $C_{S1a} = b$;
  - For an equality condition on a key, $C_{S1a} = (b/2)$ if the record is found; otherwise $C_{S1a} = b$.
- S2. Binary search:
  - $C_{S2} = \log_2 b + \lceil (s/bfr) \rceil - 1$
  - For an equality condition on a unique (key) attribute, $C_{S2} = \log_2 b$
- S3. Using a primary index (S3a) or hash key (S3b) to retrieve a single record
  - $C_{S3a} = x + 1$; $C_{S3b} = 1$ for static or linear hashing;
  - $C_{S3b} = 1$ for extendible hashing;

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (5)

- Examples of Cost Functions for SELECT (contd.)
- S4. Using an ordering index to retrieve multiple records:
  - For the comparison condition on a key field with an ordering index, $C_{S4} = x + (b/2)$
- S5. Using a clustering index to retrieve multiple records:
  - $C_{S5} = x + \lceil (s/bfr) \rceil$
- S6. Using a secondary (B+-tree) index:
  - For an equality comparison, $C_{S6a} = x + s$;
  - For an comparison condition such as >, <, >=, or <=,
  - $C_{S6a} = x + (b_{I1}/2) + (r/2)$

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (6)

- Examples of Cost Functions for SELECT (contd.)
- S7. Conjunctive selection:
  - Use either S1 or one of the methods S2 to S6 to solve.
  - For the latter case, use one condition to retrieve the records and then check in the memory buffer whether each retrieved record satisfies the remaining conditions in the conjunction.
- S8. Conjunctive selection using a composite index:
  - Same as S3a, S5 or S6a, depending on the type of index.

- Examples of using the cost functions.

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (7)

- Examples of Cost Functions for JOIN
  - Join selectivity (js)
  - js = | (R $\bowtie_C$ S) | / | R x S | = | (R $\bowtie_C$ S) | / (|R| * |S |)
    - If condition C does not exist, js = 1;
    - If no tuples from the relations satisfy condition C, js = 0;
    - Usually, 0 <= js <= 1;
- Size of the result file after join operation
  - | (R $\bowtie_C$ S) | = js * |R| * |S |

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (8)

- Examples of Cost Functions for JOIN (contd.)
- J1. Nested-loop join:
  - $C_{J1} = b_R + (b_R * b_S) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$
  - (Use R for outer loop)
- J2. Single-loop join (using an access structure to retrieve the matching record(s))
  - If an index exists for the join attribute B of S with index levels x_B, we can retrieve each record s in R and then use the index to retrieve all the matching records t from S that satisfy t[B] = s[A].
  - The cost depends on the type of index.

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (9)

- Examples of Cost Functions for JOIN (contd.)
- J2. Single-loop join (contd.)
  - For a secondary index,
    - $C_{J2a} = b_R + (|R| * (x_B + s_B)) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$;
  - For a clustering index,
    - $C_{J2b} = b_R + (|R| * (x_B + (s_B/bfr_B))) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$;
  - For a primary index,
    - $C_{J2c} = b_R + (|R| * (x_B + 1)) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$;
  - If a hash key exists for one of the two join attributes — B of S
    - $C_{J2d} = b_R + (|R| * h) + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$;
- J3. Sort-merge join:
    - $C_{J3a} = C_S + b_R + b_S + ((js * |R| * |S|)/bfr_{RS})$;
    - (CS: Cost for sorting files)

Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization (10)

- **Multiple Relation Queries and Join Ordering** استعلامات علاقات متعددة وترتيب الانضمام
  - A query joining n relations will have n-1 join operations, and hence can have a large number of different join orders when we apply the algebraic transformation rules. سيشتمل الاستعلام الذي ينضم إلى العلاقات على عمليات ربط، وبالتالي يمكن أن يحتوي على عدد كبير من أوامر الانضمام المختلفة عندما نطبق قواعد التحويل الجبري
  - Current query optimizers typically limit the structure of a (join) query tree to that of left-deep (or right-deep) trees.

عادةً ما يحد محسنون الاستعلام الحاليون من بنية شجرة الاستعلام (الانضمام) إلى تلك الخاصة بالأشجار ذات العمق الأيسر (أو العمق الأيمن)

- **Left-deep tree**: الشجرة اليسرى العميقة
  - A binary tree where the right child of each non-leaf node is always a base relation. شجرة ثنائية حيث يكون الفرع الأيمن لكل عقدة غير طرفية دائماً علاقة أساسية
    - Amenable to pipelining قابل للتوجيه
    - Could utilize any access paths on the base relation (the right child) when executing the join.

يمكن استخدام أي مسارات وصول على العلاقة الأساسية (الطفل الأيمن) عند تنفيذ الصلة

- Oracle DBMS V8
  - **Rule-based query optimization** تحسين الاستعلام على أساس القواعد: the optimizer chooses execution plans based on heuristically ranked operations. يختار المحُسنِّ خطط التنفيذ بناءً على عمليات مرتبة على أساس تجريبي
    - (Currently it is being phased out) يتم حالياً التخلص التدريجي منه
  - **Cost-based query optimization** تحسين الاستعلام على أساس التكلفة: the optimizer examines alternative access paths and operator algorithms and chooses the execution plan with lowest estimate cost. يقوم المحسن بفحص مسارات الوصول البديلة وخوارزميات المشغل ويختار خطة التنفيذ بأقل تكلفة تقديرية
    - The query cost is calculated based on the estimated usage of resources such as I/O, CPU and memory needed. يتم حساب تكلفة الاستعلام بناءً على الاستخدام المقدر للموارد مثل الإدخال / الإخراج ووحدة المعالجة المركزية والذاكرة المطلوبة
  - Application developers could specify hints to the ORACLE query optimizer. يمكن لمطوري التطبيقات تحديد تلميحات لمحسن استعلام
  - The idea is that an application developer might know more information about the data. لفكرةهي أن مطور التطبيق قد يعرف المزيد من المعلومات حول البيانات

10. Semantic Query Optimization

- **Semantic Query Optimization**: تحسين الاستعلام الدلالي
  - Uses constraints specified on the database schema in order to modify one query into another query that is more efficient to execute. يستخدم القيود المحددة في مخطط قاعدة البيانات من أجل تعديل استعلام واحد إلى استعلام آخر يكون أكثر كفاءة في التنفيذ
- Consider the following SQL query,

```
SELECT    E.LNAME, M.LNAME
FROM      EMPLOYEE E M
WHERE     E.SUPERSSN=M.SSN AND E.SALARY>M.SALARY
```

- Explanation:
  - Suppose that we had a constraint on the database schema that stated that no employee can earn more than his or her direct supervisor. If the semantic query optimizer checks for the existence of this constraint, it need not execute the query at all because it knows that the result of the query will be empty. Techniques known as theorem proving can be used for this purpose. افترض أن لدينا قيداً على مخطط قاعدة البيانات ينص على أنه لا يمكن لأي موظف أن يكسب أكثر من مشرفه المباشر. إذا كان مُحسنِ الاستعلام الدلالي يتحقق من وجود هذا القيد ، فلن يحتاج إلى تنفيذ الاستعلام على الإطلاق لأنه يعلم أن نتيجة الاستعلام ستكون فارغة. يمكن استخدام التقنيات المعروفة باسم إثبات النظرية لهذا الغرض.

Summary ملخص

0. Introduction to Query Processing مقدمة في معالجة الاستعلام
1. Translating SQL Queries into Relational Algebra ترجمة استعلامات إلى الجبر العلائقي
2. 2. Algorithms for External Sorting خوارزميات الفرز الخارجي
3. Algorithms for SELECT and JOIN Operations خوارزميات لعمليتي
4. Algorithms for PROJECT and SET Operations خوارزميات المشروع وعمليات الإعداد
5. Implementing Aggregate Operations and Outer Joins تنفيذ عمليات التجميع والصلات الخارجية
6. Combining Operations using Pipelining الجمع بين العمليات باستخدام خطوط الأنابيب
7. Using Heuristics in Query Optimization استخدام أساليب الاستدلال في تحسين الاستعلام
8. Using Selectivity and Cost Estimates in Query Optimization استخدام الانتقائية وتقديرات التكلفة في تحسين الاستعلام
9. Overview of Query Optimization in Oracle نظرة عامة على تحسين الاستعلام في
10. Semantic Query Optimization حسين الاستعلام الدلالي