4. Kyselyjen käsittely ja optimointi

(E&N, Ch. 18)
- taustana mm. relaatioalgebra ja hakemistorakenteet

Kyselyn käsittelyn vaiheet:
- käyttöliittymästä tai jostakin ohjelmasta tulee SQL-kysely Q tkhj:lle
- kysely Q selataan ja jäsennetään; tarkistetaan sen oikeellisuus (kaaviotiedot: relaatio- ja sarakenimet jne)
- jäsennetty kysely muunnetaan relaatiolausekkeeksi ja tallennetaan sisäisessä esitysmuodossa, kaavapuuna (kyselypuuna tai -graafina)
- muodostetaan kyselyn kyselysuunnitelma (query plan, execution plan);
  - suunnitelman tekoon liittyy 'optimointia': valitaan vaihtoehtojen välillä (esim. mitä hakemistoja käytetään)
- kyselysuunnitelma suoritetaan (koodingenerointi + suoritus tai tulkinta)
- käyttäjä tai ohjelma saa kyselyn tuloksen

Muunnoksen (optimoinnin) perusteet:
- SQL on kielenä deklaratiivinen ('mitä', ei 'miten'), relaatioalgebra kertoo operaatioiden järjestyksen
- yleiset säännöt, periaatteet ('heuristics')
- suoritusaikaiset tiedot taulujen ominaisuuksista (jopa attribuuttiarvojen jakaumat)

Todellisen (matemaattisen) optimoinnin sijasta kysymys on suorituksen parantamisesta, 'riittävän hyvän' suoritustavan valinnasta: 'reasonably efficient'

- todellinen optimointi olisi laskennallisesti raskasta
- taustatiedot puutteelliset
  tallennusrakenteiden yksityiskohdat,
  taulujen sisältö

Kyselyn optimointi liittyy nimenomaan relaatiomallin ideaan ja SQL:n deklaratiivisuuteen. Oliotietokannoissa ja perinteisissä verkkotietokannoissa kyselyt esitetään 'tarkemmin': olioiden t. tietueiden yhteydet on määritelty, kyselyssä navigointi niiden välillä.

Deklaratiivisuus on kuitenkin suhteellinen asia:
esimerkiksi kyselyn kirjoitustavalla (osien järjestyksellä) voi käytännössä olla merkitystä
- käyttäjä optimoi
- yleensä järjestelmäkohtaista, epävarmaa
- tavallinen käyttäjä tuntee harvoin perusteita

Kyselyn optimoinnin pääperiaatteet:

1. Heuristinen optimointi: käytetään yleisiä sääntöjä, joilla yleensä pyritään pienentämään käsittelyyn liittyviä välituloksia (vähentämään levyoperaatioita)
   - järjestetään operaatiot sopivasti, esim. valinnat ennen liitoksia,
   - käytetään hakemistoa aina kun sellainen on
   - yleisyys: ei tarvita tietoja taulujen sisällöistä (eikä järjestelmäkohtaisista asioista)

   heuristinen: kokeileva, ei-teoreettinen
   - pätee yleensä hyvin
   - ei takaa välttämättä optimaalista toimintaa
   - 'nyrkkisääntö', enemmänkin

2. Kustannuslaskentaoptimointi:
- generoidaan kyselylle vaihtoehtoisia kyselysuunnitelmia
- lasketaan vaihtoehtojen kustannukset (levyhaut, muisti)
- valitaan edullisin
  tilastotiedot (esim. arvojakaumat) lasketaan aika ajoin; arvioiden tarkkuus vaihtelee

Käytännössä tkhj:n kyselyn optimoija on yhdistelmä kummankin periaatteen mukaisia toimia.

4.1 Yleisiä periaatteita

Relaatioalgebran operaatiot ja niiden tuloksen koko (relaatiot r ja s, |r| ja |s| riviä):

valinta $\sigma_F(r)$: ehdon F täyttävät rivit	<= |r|
projektio $\pi_X(r)$: sarakkeet X	<= |r|
yhdiste $r \cup s$: jommankumman rivit	<= |r| + |s|
leikkaus $r \cap s$: yhteiset rivit	min(|r| , |s|)
erotus r - s: vain r:ssä olevat	<= |r|
karteesinen tulo r x s: kaikki attribuuttiarvojen yhdelmät	|r| · |s|
liitos $r \bowtie_F s$: karteesisen tulon ehdon F täyttävä osa	<= |r| · |s|
	(yleensä << |r| · |s|)

SQL-kyselyn käännös relaatioalgebran operaatioiksi: select-, from- ja where- osien yhdistelmä muodostaa peruskokonaisuuden, ns. kyselylohkon (query block). Sisäkyselyjen tapauksessa kyselylohkot voidaan erottaa (jos osat riippumattomia):

Esim.
```
select lname, fname
from employee
where salary >
      (select max(salary)
       from employee
       where dno=5);
```

sisältää kaksi kyselylohkoa, joiden suoritus voidaan suunnitella (optimoida) erikseen.

Vastaavat relaatiolausekkeet:

$\pi_{lname,fname}(\sigma_{salary>C}(employee))$,

$F_{max\ salary}(\sigma_{dno=5}(employee))$

(*F* on laajennetun relaatioalgebran funktio-operaatio)

Relaatioalgebran operaatioiden suoritus:

- Erillisille operaatioille voidaan johtaa monia suoritusvaihtoehtoja, joiden tehokkuus vaihtelee.
  valinta, projektio, liitos

- Tehokkuuden ensisijainen kriteeri:
  tarvittavien levyoperaatioiden määrä
  - luettaessa operandirelaation osia levyltä, ja
  - kirjoitettaessa operaation tulosta (koko lausekkeen kannalta välitulosta) levylle.

  - Välituloksen levylle kirjoitus voidaan usein jättää huomiotta: tulosta käytetään 'putkittaen' (pipelining) seuraavan operaation syötteenä.

- Levyoperaation koon arviointi: taulun tai välituloksen rivimäärä tai tavumäärä; näistä jaksojen määrä

Lajittelu (järjestäminen):

- yleinen 'hyvin määritelty' operaatio, jolla on monta käyttötilannetta:
  - tuloksen järjestäminen (order by -kysely)
  - keino parantaa operaation tehokkuutta, ellei ole sopivaa hakemistoa (jonka merkitys usein on juuri järjestyksen ylläpitäminen)

Levylajittelu = ulkoinen lajittelu; standardimenetelmä on lomituslajittelu (merge sort):

1° luetaan puskurinkokoon sopiva määrä rivejä levyltä ja lajitellaan ne sisäisellä lajittelulla nousevaan järjestykseen - saadaan joukko järjestettyjä rivijonoja (run), jotka viedään peräkkäin levylle

2° lomitetaan jonot yhdeksi järjestetyksi jonoksi peräkkäisissä vaiheissa:
- yhdessä vaiheessa m (m>=2) jonoa lomitetaan m kertaa yhden syötejonon pituiseksi järjestetyksi jonoksi (vrt. luku 2, s. 25)
- viimeisessä vaiheessa tuloksena on yksi järjestetty jono (yksi levytiedosto)

Lomituksen aikavaativuus on maksimissaan **$O(n \log_m n)$**, missä n = vaiheen 1 tuloksena oleva jonojen määrä.

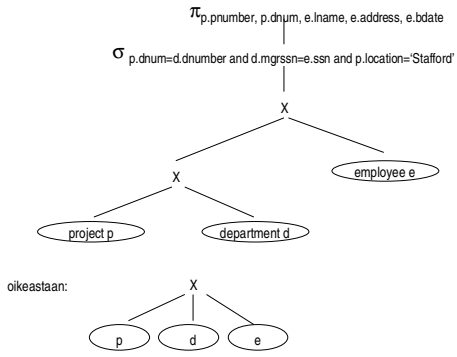
4.2 Heuristinen optimointi

(Kyselylohkon) operaatioiden suoritusjärjestys kuvataan tyypillisesti kyselypuun (kaavapuun) avulla:
puun juuri antaa tuloksen, jota muodostetaan aloittamalla puun lehtisolmujen välisistä operaatioista.

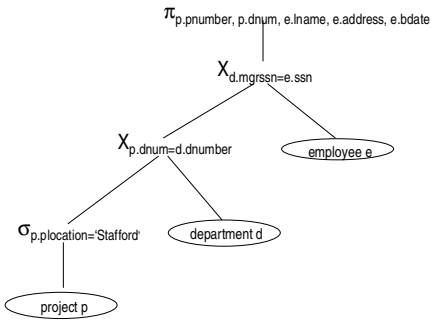
Esim.
```
select pnumber, dnum, lname, address, bdate
from project, department, employee
where dnum = dnumber and mgrssn = ssn
   and plocation = 'Stafford';
```

(Staffordin projektit ja vastaavien osastojen johtajat)

Standardimuotoista relaatiolauseketta (projektio-valinta-tulo) vastaava kyselypuu:



Samaan tulokseen johtava optimoitu kyselypuu:



Tässä
1° valinnat suoritetaan mahdollisimman aikaisin
2° karteesinen tulo ja sitä seuraava yhtäläisyysvalinta on yhdistetty yhtäläisyysliitokseksi.

Kumpikin muutos pienentää välituloksia.
Alkuperäinen muoto on karteesisen tulon muodostamisen takia hyvin tehoton!

Projektiot kannattaa myös yleensä suorittaa aikaisin!

Yleisiä heuristisen optimoinnin muunnoksia:

1. Moniehtoinen valinta peräkkäisiksi:

$\sigma_{c1 \text{ and } c2 \text{ and } \ldots \text{ cn}}(r) = \sigma_{c1}(\sigma_{c2}(\ldots (\sigma_{cn}(r))\ldots)$

2. Vain viimeinen projektio peräkkäisistä tarvitaan.

Vaihdannaisia operaatioita:

3. Peräkkäiset valinnat
4. Valinta ja projektio keskenään (kun projektion attribuutit riittävät valintaan).
5. Karteesinen tulo (X); liitos (tulon, liitoksen osat)
6. Valinta ja liitos (kun valinta kohdistuu vain toisen relaation attribuutteihin) (samoin X)
7. Projektio ja liitos (kunhan projektiossa ei hävitetä liitosattribuutteja!) (X: vaihto sopii aina)
8. Yhdiste, leikkaus (erotus: ei)
9. Valinta ja joukko-operaatiot
10. Projektio ja yhdiste (leikkaus, erotus: ei)

11. Assosiatiivisuus: yhdiste, leikkaus, liitos, karteesinen tulo

12. Karteesista tuloa seuraava valinta voidaan muuntaa liitokseksi (edell. esimerkki).

13. Moniosainen valinta- tai liitosehto voidaan muuntaa DeMorganin lakien mukaan:
not (c1 and c2) = (not c1) or (not c2)
not (c1 or c2) = (not c1) and (not c2)

Heuristisen optimoinnin algoritmi:

1. Puretaan konjunktiiviset valinnat säännön 1 mukaan peräkkäisiksi valinnoiksi.

2. Painetaan valinnat niin alas kyselypuussa kuin mahdollista; valinnan vaihdannaisuus: säännöt 3, 4, 6 ja 9.

3. Järjestetään lehtisolmut sääntöihin 5 ja 11 perustuen.
   - Suoritetaan ensin mahdollisimman rajoittavat valinnat:
     - tulos pienin (rivejä tai tavuja)
     - pienin valitsevuus (selektiivisyys)
   - Vältetään karteesisen tulon muodostusta (yleensä). (Karteesinen tulo ei ole suuri, jos toisessa relaatiossa on jopa vain yksi rivi – esimerkiksi edeltävän avainvalinnan takia.)

4. Yhdistetään karteesinen tulo ja seuraava valinta liitokseksi (12).

5. Painetaan projektio-operaatiot niin alas puussa kuin mahdollista (säännöt 2, 4, 7).
   Huom. Operaatioiden tarvitsemat attribuutit on kuitenkin säilytettävä.

6. Yhdistetään operaatiot (alipuu), jotka voidaan suorittaa yhdellä algoritmilla (esim. liitos, syötteiden luku, tuloksen kirjoitus)

Valitsevuus (selectivity):

Valitsevuus = tuloksen rivien lukumäärän suhde relaation kaikkien rivien lukumäärään (arvo välillä [0..1]).

Avaimeen kohdistuva valintaehto on kaikkein valitsevin; muista ominaisuuksista (attribuuttien arvojakaumista) saattaa olla tietoa tietohakemistossa.
Kyselytilanteessa käyttäjällä saattaa olla tarkempaa tietoa valitsevuudesta; sitä on vaikea käyttää yleisesti.

Valitsevuuden arvioita (relaatiossa r monikkoa):
- yhtäsuuruuskyselyssä avaimelle 1/r
- yhtäsuuruuskyselyssä attribuutille, jolla on i eri arvoa, 1/i (oletus tasaisesta jakaumasta)

Tuloksessa on vastaavasti 1 tai r/i riviä.

Esim.

$\sigma_{\text{lname='Smith' and dno=5}}(\text{employee})$:

Attribuutin lname valitsevuus varmaan pienempi, siis:

$\sigma_{\text{dno=5}}(\sigma_{\text{lname='Smith'}}(\text{employee}))$

(hakemistojen osuus myöhemmin)

4.3 Valintaoperaation toteutus

- useita vaihtoehtoisia tapoja riippuen
  - saantipoluista (hakemistoista),
  - valintaehdoista (F)

1° tiedoston läpikäynti eli lineaarinen haku:
luetaan tiedoston kaikki sivut ja testataan valintaehto joka tietueelle
(perusvaihto: soveltuu aina, mutta on hidas)
esim. $\sigma_{fname = 'Max'}$(employee)

2° binäärihaku: soveltuu attribuutin A mukaan järjestetylle tiedostolle, kun valintaehto on muotoa
A = v tai v1 <= A <= v2 (v1 ja v2 vakioita)
esim. $\sigma_{ssn='123456789'}$(employee), jos monikot ssn-järjestyksessä

3° hakemiston käyttö: mikä tahansa hakemisto (ISAM, hajautus, B+ -puu) soveltuu täsmällisen valintaehdon A = v toteutukseen

4° järjestykseen perustuva hakemisto (ISAM, B+ -puu)
attribuutille A tai attribuuttiyhdistelmälle (A, B, …)
soveltuu täsmällisen ehdon lisäksi
- osaväliehdolle v1 <= A <= v2
- likimääräiselle ehdolle like v, kun v sisältää attribuuttiarvon alkuosan

Yleistys: Valintaehdon rinnalla voi olla konjunktiivinen lisäehto: esim. A = v and G (**riippumatta G:stä**). Ehdon G voimassaolo testataan jokaiselle valitulle tietueelle.

Jos on hakemistoja, on valittava valitsevuudeltaan paras:

Esim. employee: ssn-, lname- ja dno-hakemistot:
$\sigma_{ssn='123456789' \text{ and } dno=5}$(employee) ssn-hakemistolla

$\sigma_{lname='Smith' \text{ and } dno=5}$(employee) lname-hakemistolla

Jos ei ole lname-hakemistoa, dno-hakemistolla.

Tietueosoitteiden käyttö: oletetaan, että
- valintaehdossa on konjunktiivisesti yhdistetyt attribuutit A ja B,
- kummallekin attribuutille on erillinen oheishakemisto,
- hakemistossa on tietueosoitteet (eikä vain jakso-osoitteita).

Tällöin voidaan muodostaa hakemistojen avulla tietueosoitinlistojen leikkaus ja vasta tässä (pienessä?) leikkausjoukossa olevat tietueet haetaan käsittelyyn:
- muihin attribuutteihin kohdistuvat ehdot testataan ja muodostetaan tulos

Disjunktiivisesti yhdistetyt valintaehdot, esim.
$\sigma_{dno=5 \text{ or } salary>30000}$(employee) :
tulos on erillisillä ehdoilla saatavien tulosten yhdiste. Optimointimahdollisuuksia vähän; yksikin ehdossa esiintyvä hakemistoton attribuutti pakottaa selaamaan relaation läpi. (Disjunktiiviset ehdot eivät ole yhtä yleisiä kuin konjunktiiviset.)

Hakemiston valintaan vaikuttaa myös, onko se ryvästävä (järjestävä).
Jos esim. on ryvästävä dno-hakemisto ja (ei-ryvästävä) lname-hakemisto, kannattaa valitsevuudesta huolimatta ehkä käyttää dno-hakemistoa.
- voi olla esim. 5 sivullista osaston 5 työntekijöitä, mutta 10 erikseen haettavaa Smith-nimistä

Jopa koko tiedoston läpikäynti ryvästysjärjestyksessä peräkkäin voi olla tehokkaampaa kuin ei-ryvästävän hakemiston käyttö, jos valintaehdon täyttäviä monikkoja on paljon.

Funktion käyttö kyselyssä saattaa rajoittaa hakemiston käyttöä:

Esim.
```
select * from employee
where upper(lname) = 'SMITH'
```
ei käytä lname-hakemistoa,

```
select * from employee
where lname = upper('Smith')
```
käyttää.

4.4 Projektio - operaation toteutus

Tulokseen kuuluvat kaikki monikot, paitsi jos projektiossa syntyisi duplikaatteja. Luonnollinen toteutustapa on koko tiedoston läpikäynti ja projektioehdon täyttävien rivien tulostaminen.

Jos projektiosarakkeet sisältävät taulun avaimen, duplikaatteja ei synny.
SQL-kyselyssä duplikaatteja ei välttämättä haluta poistaa:
vrt. select x from r vs. select distinct x from r

Duplikaattien poisto on epätriviaali toimenpide:
- naiivi ratkaisu on verrata jokaista tulosriviä jokaiseen jo tulokseen kirjoitettuun ($O(n^2)$!)
- normaali tapa on lajitella tulosrivit: duplikaatit tulevat peräkkäin ja muut paitsi ensimmäinen voidaan helposti poistaa ($O(n \log n)$)
- myös hajautus käyttökelpoinen: duplikaatit osuvat välttämättä samaan kotisoluun, joten vertailtavaa on vähän

Projektio voidaan usein yhdistää edeltävän operaation, esim. liitoksen, tuloksen muodostamiseen.

4.5 Liitosoperaation toteutus

- tuloksen ('neliöllinen') koko ja operaation yleisyys
  => liitos on tehokkuuden kannalta tärkein operaatio

Yleisin liitostyyppi on viiteavaimeen perustuva rivien yhdistäminen, esimerkiksi työntekijän osaston nimi:

select lname, dname from employee, department
where lname='Smith' and dno=dnumber;

Tarkastellaan yleisesti kahden relaation liitosta (two-way join).

Neljä perusmenetelmää:
1) sisäkkäiset silmukat (nested-loop join),
2) hakemistoliitos (indexed join, single-loop join),
3) järjestämisliitos(lomitusliitos; sort-merge join),
4) hajautusliitos (hash join).

Tarkastellaan vain yhtäläisyysliitosta ja oletetaan seuraavassa:
- liitossarakkeet ovat A ja B: $r \bowtie_{A=B} s$
- puskuritilaa on käytettävissä M+1 sivulle

1° Sisäkkäiset silmukat

Jokaista riviä verrataan jokaiseen muuhun ja muodostetaan tulosrivi, jos liitosehto on voimassa.

Jaksojen lukeminen voidaan minimoida, kun toisen relaation rivit luetaan vain kerran (ulommassa silmukassa) ja toisen relaation rivejä verrataan samalla kertaa kaikkiin puskureissa oleviin riveihin. Puskuritilan määrä jakaa ulomman silmukan relaation (r) lukemisen (yleensä) useaan erään; erän koko on M-1 sivua, ja erien lukumäärä $\lceil m/(M-1) \rceil$.
Jokaista r:n erää kohti luetaan läpi koko relaatio s.

Yksi puskurisivu varataan toiselle relaatiolle (sisempi silmukka), yksi tulosrelaation kirjoittamiseen.

```
for jokainen r:n erä <P1, ..., PM-1> do
    Br,i := bufferfix(Pi), i = 1, ..., M-1;
    for jokainen s:n sivu Q do
        Bs := bufferfix(Q);
        muodosta kaikki liitosmonikot tu, missä
        t ∈ Br,1 ∪ ... ∪ Br,M-1, u ∈ Bs ja t(A) = u(B);
        bufferunfix(Bs);
    bufferunfix(Br,i), i = 1, ... , M-1;   % erä valmis
end.
```

Levyhakuja kertyy relaatioiden lukemisesta
$m + n \cdot \lceil m/(M-1) \rceil$, jos $|r| = m$ ja $|s| = n$ (jaksoa).

Pienempi relaatioista (jaksojen määrässä) kannattaa valita ulompaan silmukkaan.

Esim. employee 2000 jaksoa
department 10 jaksoa
puskuritila: M+1 = 7 jaksoa

- joko $2000 + 10 \lceil 2000/5 \rceil = 2000 + 10 \cdot 400 = 6000$
  tai $10 + 2000 \lceil 10/5 \rceil = 10 + 2000 \cdot 2 = 4010$
  jakson lukua

Valitsevuudella ei ole merkitystä, kun ei ole hakemistoja.

Jos tulos voidaan putkittaa seuraavaan operaatioon, levylle kirjoitusta ei erikseen tarvita.

Jos puskuritilaa on riittävästi (ulompi relaatio kokonan puskurissa), levylukuja on m + n ("one-pass join"); yleensä enemmän.

Sisäkkäiset silmukat on aina periaatteessa sopiva menetelmä, mutta voi olla tehoton.

2° Hakemistoliitos

Jos edes toiselle relaatioista (esim. s) on liitosattribuuttiin perustuva hakemisto, operaatio voidaan suorittaa edellistä tehokkaammin:

- toinen relaatio (esim. r) käydään läpi sivu sivulta (ja rivi riviltä)
- toisen relaation (s) vastinrivit haetaan hakemiston avulla

($r \bowtie_{A=B} s$)

```
for jokainen r:n sivu P do              % operoi levyllä
    Br := bufferfix(P);
    for jokainen Br:n monikko t do      % puskurissa
        for jokainen s:n sivu Q, jolla on  % hakemistosta
                ehdon t.A = B täyttäviä monikoita do
                Bs := bufferfix(Q);
                muodosta kaikki liitosmonikot tu, missä
                    u ∈ Bs ja t.A = u.B;
                bufferunfix(Bs);
    bufferunfix(Br);
end.
```

Algoritmissa on vain yksi levyhakuihin liittyvä silmukka (uloin; 'single-loop join'). Toinen silmukka kohdistuu sivun läpikäyntiin (ei uusia levyhakuja) ja sisin relaation s B-hakemiston käyttöön (levyhakuja likimain vakiomäärä, esim. ylivuotoketjuista riippuen).

Hakemiston valinta hakemistoliitoksessa?

Esim. employee 10000 riviä, 2000 jaksoa;
ssn-hakemisto, tasoja 4
department 50 riviä, 10 jaksoa
mgrssn-hakemisto, tasoja 2

1° haetaan jokainen employee-sivu ja käytetään mgrssn-hakemistoa

$2000 + 10000 \cdot (2+1) = 32000$ levyhakua

2° haetaan jokainen department-sivu ja käytetään ssn-hakemistoa

$10 + 50 \cdot (4+1) = 260$ levyhakua

Silmukassa kokonaan käsiteltäväksi valitaan relaatio, jossa on vähemmän jaksoja.
Toinen tekijä: liitososallistuvuus (join selection factor) = liitokseen osallistuvien rivien osuus relaatiossa.
Tässä jokainen department-rivi osallistuu liitokseen eli relaation department liitososallistuvuus on 1; employee-relaatiolle vastaavasti 50/10000= 0.005.
Suuri liitososallistuvuus: hakemiston teho huono eli tällainen relaatio uloimmaksi.

Yleisesti tarvitaan siis
$m + n_r \cdot d$ levyhakua, missä
m = läpikäytävän relaation jaksojen määrä,
n_r = saman relaation rivien määrä ja
d = ”hakemistopolun” pituus (tarvittaessa myös hakemiston perustaso ja mahdolliset ylivuotoketjut).

3° Järjestämisliitos (lomitusliitos)

Lomitusalgoritmi sopii hyvin liitoksessa tarvittavaan rivien väliseen vertailuun, mikäli kumpikin relaatio on järjestyksessä liitosattribuutin mukaan:

- luetaan kumpikin relaatio läpi attribuuttiarvojen mukaan tahdistetusti ja muodostetaan tulosrivit

Perusalgoritmi:
(merk. r(i) on relaation r i:s tietue jne)

```
i:=j:=1;
while i<=m and j<=n do
    if r(i).A > s(j).B then j:=j+1
    else if r(i).A < s(j).B then i:=i+1
    else
        muodosta tulosrivi <r(i),s(j)>;
        i:=i+1; j:=j+1
end;
```

Välttämätön laajennos:
· samaan A- tai B-arvoon voi liittyä useita vastinrivejä

Jos r tai s ei ole aluksi järjestyksessä, se täytyy järjestää.

Järjestämisen kustannus:
$2m\lceil \log_M m \rceil + 2n\lceil \log_M n \rceil$ jaksohakua

Lomituksen kustannus:
m + n jaksohakua (+ mahdollisesti tuloksen kirjoitus)

Esim. employee, department

- lomitus 2000 + 10 = 2010 jaksohakua
- järjestäminen (M=6):
$2000\lceil \log_6 2000 \rceil + 10\lceil \log_6 10 \rceil$
- yhteensä
10000 + 20 + 2000 + 10 = 12030 jaksohakua

Lomituksen m + n vaatii, että puskuritila (M) riittää kaikkien tietyllä liitosattribuutin arvolla varustettujen tietueiden pitämiseen samanaikaisesti puskurissa (ainakin toisessa relaatiossa).

Usein liitosattribuutti on toisen relaation avain (esimerkiksi viiteavaimeen perustuva liitos). Käyttämällä tätä hyväksi lomitus vaatii vain 3 jakson puskuritilan.

Lomituksen perusalgoritmi on tiedostojen luvun tahdistuksen osalta sopiva myös järjestämiseen (lajitteluun), kun avainvertailujen yhteydessä suoritettavia toimenpiteitä muutetaan:

```
if r(i).A > s(j).A then vie s(j) tulokseen ja aseta j:=j+1
if r(i).A <= s(j).A then vie r(i) tulokseen ja aseta i:=i+1
```

- vastaavasti duplikaattien poisto
(ja peräkkäistiedoston päivitys ja …)

Myös ulkoliitos (outer join) voidaan laskea lomitusalgoritmia hieman muuntamalla.
Esim. vasen ulkoliitos
$r \,]\!><\!|_{A=B}\, S$

```
if r(i).A > s(j).B then j:=j+1
else if r(i).A < s(j).B then
    muodosta tulosrivi <r(i), null, null, …>
        ja aseta i:=i+1
else … (liitoksen normaali tulosrivi)
```

Ulkoliitos voidaan laskea myös muilla kuin lomitusliitoksella. Kun toisen relaation kaikki monikot tulevat tulokseen, tämän relaation läpikäynti valitaan ulompaan silmukkaan menetelmässä 1° ja ainoaksi silmukaksi menetelmässä 2°.

Ulkoliitos voidaan laskea myös hajautusliitoksella (menetelmä 4°) tai peräkkäisillä relaatioalgebran operaatioilla:
· lasketaan tavallinen liitos, esim. $t1 \leftarrow r \,|><|\, s$
· lasketaan $t2 \leftarrow \pi_X(r) - \pi_X(t1)$
(liitokseen kuulumattomat monikot)
· jatketaan t2:n monikkoja null-arvoilla
· vasen ulkoliitos saadaan: $t1 \cup t2$

- tässä yhdisteessä ei ole duplikaatteja
(ei tarvitse tarkistaa)

4° hajautusliitos (hash join)

Jompikumpi tai molemmat liitosrelaatioista hajautetaan liitosattribuutin perusteella -> helpotetaan vastinrivien löytämistä.

Useita variaatioita, esim. seuraavasti:

1. hajautetaan relaation r rivit
   (eli ositetaan relaatio r kotisolujen määrän ilmaisemiin osiin $r_0, r_1, r_2, \ldots, r_{B-1}$)
2. käydään läpi relaatio s:
   lasketaan jokaiselle riville s(i) samalla hajauttimella sen kotiosoite hi (= r_k jollakin k:n arvolla)
   kaikki rivin s(i) vastinrivit saadaan kotisolusta r_k

Menetelmä on sitä tehokkaampi, mitä suurempi osa vaiheessa 1 hajautetuista riveistä voidaan pitää puskureissa koko vaiheen 2 ajan.

→ kannattaa valita vaiheessa 1 pienempi relaatio, joka ehkä mahtuu jopa kokonaan puskuriin

Em. hajautusliitoksen idea on lähellä hakemistoliitosta: vaiheen 2 silmukka vastaa ainoaa relaation läpikäyntiä, vaiheessa 1 muodostettu hajautusrakenne tavallaan hakemistoa.

Arvio esimerkkitapaukselle:
10 + 2000 jaksonlukua, jos puskuritila riittää

4.6 Muut operaatiot

Karteesinen tulo: koko |r| · |s| riviä
eli vähintään m · n jaksoa
- pyritään välttämään

Joukko-operaatiot (yhdiste, leikkaus, erotus):

- voidaan toteuttaa esim. lomitusalgoritmilla, jos relaatiot järjestyksessä jonkin saman attribuutin mukaan (samat arvot)

Esim. yhdiste: tulokseen vain yksi rivi, jolle
r(i).A = s(j).B,
muuten kaikki läpikäydyt

- vastaavasti hajautus: haluttujen rivien valinta ja duplikaattien poisto voidaan tehdä hash-join- algoritmin toisessa vaiheessa

- leikkaus: tulokseen vain ne, joille r(i).A = s(j).B

- erotus: vertailu
r(i).A < s(j).B tulokseen
r(i).A = s(j).B ei tulokseen
r(i).A > s(j).B ei tulokseen

Koostefunktiot COUNT, SUM, MIN, MAX, AVG:

- relaation läpikäynti, tai
- koosteattribuuttiin liittyvän hakemiston käyttö

Esim. select max(salary) from employee;

Jos on tiheä salary-hakemisto, funktion arvo voidaan laskea hakemistosta (käymättä perustietueissa).
MIN ja MAX voidaan (ehkä) laskea myös harvasta hakemistosta, ja ainakin selvittämällä hakemiston avulla se ainoa perustiedoston jakso, jossa pienin tai suurin arvo on.

COUNT, AVG, SUM: hakemistossa on ehkä jokaista hakemistoavaimen arvoa vastaavien tietueiden määrä, joten voidaan selvitä ilman perustietueita

Jos MIN, MAX –kyselyjä paljon, saattaa olla kannattavaa ylläpitää hakemistotietueissa myös vastaavan alipuun minimi- ja maksimiarvoja (menee lisätilaa ...).

SQL:n ryhmittely (group by A) vaatii

- relaation järjestämistä attribuutin A mukaan, tai
- hakemistoa A:lle (ryvästävä hakemisto paras)

(Lineaarinen läpikäynti (file scan) on tietysti myös mahdollinen, mutta vaatii kaikkien laskurien ylläpitoa koko läpikäynnin ajan, kaikkien A-arvojen tallennusta ja tuloksen muodostamista vasta läpikäynnin jälkeen.)

Yleisemmässä tapauksessa

```
select r.A, s.D, max(E) from r,s
where r.B = s.C
group by r.A, s.D
```

joudutaan järjestämään r:n ja s:n liitoksen tulos attribuuttiparin (r.A, s.D) mukaan.

4.7 Kustannuslaskentaan perustuva optimointi

Aliluvuissa 4.4 - 4.5 on jo johdattelua kustannuslaskentaoptimointiin (erityisesti luvun 4.5 liitokselle tehdyt esimerkkilaskelmat):

- vaihtoehtoiset kyselysuunnitelmat (koko kyselylle)
- vaihtoehtojen kustannusten arviointi
- edullisimman (tai riittävän edullisen) valinta

Vaihtoehtoja on yleensä paljon:
- erilaiset kyselypuut,
- yksittäisen operaation suoritusvaihtoehdot,
- hakemistoja käytettäessä joskus monia mahdollisia hakemistoja jne).
  - esim. (kurssi, ryhmä), (kurssi, opiskelija) antavat mahdollisuuden hakea kurssin tunnuksella

→ yleensä ei voida arvioida kaikkia

Arviointi voidaan suorittaa käännösvaiheessa
- arvioinnin kustannus jakaantuu monille kyselyn toteutuskerroille
- tarkkuus vähenee, tarvitaan parametreja

Kyselyä ajonaikaisesti tulkittaessa optimointi voisi hidastaa liiaksi vasteaikaa.

Periaatteessa kustannuslaskenta voidaan (pitäisi) ulottaa kaikkiin kustannustekijöihin:
- levyhaut (perustiedosto, hakemistot)
- välitulosten kustannukset (levyoperaatiot, tila)
- laskentakustannukset (keskusmuistissa)
- keskusmuistitila (puskurien määrä)
- tietoliikennekustannukset

Yleensä rajoitutaan levyhakuihin
- yksinkertaisuus (riittävyys)
- kustannustekijöiden välinen painottaminen vaikeaa
- pieni keskusmuistitietokanta: laskentakustannukset tärkein
- hajautettu tietokanta: tietoliikennekustannukset mukaan

Tyypilliset perustiedot (tietohakemistossa):
- tiedoston (taulun) koko: tietueina, jaksoina; tietueen pituus (keskiarvo, vaihtelu), jaksotuskerroin
- tiedostorakenteen tiedot:
  - perussaantipolku (järjestys, perushakemisto)
  - oheishakemistot
  - hakemistoista ainakin tasojen lukumäärä (melko pysyvä tieto), usein myös alimman tason jaksojen määrä
- attribuuttien tiedot:
  - eri arvojen lukumäärä
  - valitsevuus (keskiarvona)
  - ehkä arvojakaumat

Yksityiskohtaiset tiedot muuttuvat usein …

Esimerkkejä tietohakemiston tiedoista (E&N, s. 623):

a) saraketietoja

taulu	sarake	arvojen_lkm	alin_arvo	ylin_arvo
project	plocation	200	1	200
project	pnumber	2000	1	2000
project	dnum	50	1	50
employee	ssn	10000	1	10000
employee	dno	50	1	50
employee	salary	500	1	500

b) taulutietoja

taulu	rivi_lkm	sivu_lkm
project	2000	100
department	50	5
employee	10000	2000

c) hakemistotietoja

hakemisto	unique?	tasoja	lehtisivuja	avain_lkm
proj_ploc	no	1	4	200
emp_ssn	yes	1	50	10000
emp_sal	no	1	50	500

(tasot ilman lehtitasoa)

E&N (18.4.3 - 18.4.4): yksityiskohtaisia arvioita valinnan ja liitoksen eri vaihtoehdoille

- edelleen: 18.4.6: esimerkki, joka jää suurelta osin 'harjoitustehtäväksi'

Liitosoperaatioiden järjestys?

Kyselyssä on usein ainakin kolme relaatiota, jotka yhdistetään liitoksella; esim. 'Staffordin projektit ja vastaavien osastojen johtajat' (s. 8). Yleisemmässä tapauksessa (vähintään 4 relaatiota) on useita mahdollisia liitosvaihtoehtoja eikä kaikkien tarkempi evaluointi ole järkevää.

Liitokset voidaan kuvata puurakenteena; yleensä rajoitutaan toispuoleisiin puihin, esim. left-deep-puuhun, jossa vasen haara sisältää tavallaan perusrelaation (alun jälkeen edellisen tason tuloksen) ja jokaisella tasolla tulee mukaan yksi uusi relaatio. Jälkimmäinen ehto antaa mahdollisuuden käyttää jokaisessa liitoksessa 'uuden' relaation (mahdollista) saantipolkua.

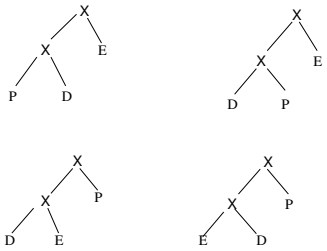
Välitulokset voidaan joko putkittaa seuraavaan operaatioon tai tallentaa levylle ('materialization').

Esimerkkitapauksessa

```
select pnumber, dnum, lname, address, bdate
   from project, department, employee
   where dnum = dnumber and mgrssn = ssn
      and plocation = 'Stafford';
```

mahdollisia left-deep-järjestyksiä on neljä (liitos tässä yksinkertaisesti x):

1. (project x department) x employee
2. (department x project) x employee
3. (department x employee) x project
4. (employee x department) x project



Kunkin liitoksen kahdella relaatiolla voi olla useitakin hakemistoja, liitokselle 4 perusvaihtoehtoa jne. Käytännössä myös edelliset ja seuraavat operaatiot vaikuttavat.

4.8 Semanttinen kyselynoptimointi

Tietokantaan voi olla määriteltynä muitakin eheysrajoitteita kuin avain- ja viite-eheysrajoitteet.

Esim.
```
create assertion salary_constraint
   check (not exists(
      select * from employee e, employee s
      where e.salary > s.salary
         and e.superssn = s.ssn));
```

"työntekijän palkka ei voi olla korkeampi kuin hänen esimiehensä palkka"

Rajoite tallennetaan kaaviotietoihin ja sen voimassaoloa valvotaan aina tietokannan tilan muuttuessa.

Jos nyt halutaan selvittää työntekijät, jotka ansaitsevat enemmän kuin esimiehensä, kyselyllä

```
select e.lname, m.lname
from employee e, employee m
where e.superssn = m.ssn
      and e.salary > m.salary,
```

kyselyn vastaus selviää kaaviosta suorittamatta kyselyä ollenkaan.

- rajoitteiden ja kyselyjen yhdistäminen lienee vaikeaa
- rajoitteita voi olla paljon, jo sopivan rajoitteen löytäminen voi olla vaikeaa
- kehityksen suunta (?) - aktiivitietokannat jne

4.9 Kyselyn optimointi Oraclessa

(E&N, 18.5 & Oracle-manuaalit)

- rule-based (≈heuristic) ja cost-based vaihtoehdot
- lisäksi käyttäjän vihjeet ('hints') kyselyssä

- kustannuslaskenta on tullut vallitsevaksi (v8 …)

Heuristinen optimointi:

15 saantipolkutyyppiä on järjestetty (heuristisesti) edullisuusjärjestykseen:

1° ainoan tulosrivin tunniste ROWID tunnetaan annetaan kyselyssä, upotetun SQL-lauseen kursori

2°-4° yksi tulosrivi avaimen arvolla, rypäästä jne

5°-7° rypään hyväksikäyttöä

8° moniosaiseen avaimeen perustuva haku: hakemiston avulla saadaan rivitunnisteet

9° yhtäläisyyskysely monen hakemiston avulla (rivitunnisteiden leikkaus)

10°-11° arvovälikysely tai erisuuruuskysely monen hakemiston avulla

12° lomitusliitos

13° indeksoidun sarakkeen max tai min (hakemistosta)

14° order by -kysely indeksoidulle sarakkeelle

15° taulun lineaarinen läpikäynti

Pääsääntö on, että valitaan mahdollisista suoritustavoista se, joka on luettelossa mahdollisimman alussa. Tämä ei johda aina tehokkaimpaan vaihtoehtoon (ei oteta huomioon attribuuttien arvoja jne).

Käyttäjän antamat vihjeet:

Kohde voi olla:
- käytetäänkö heuristiikkaa vai kustannuslaskentaa
- kustannuslaskennan tavoite
  koko tulos: ALL_ROWS
  alku nopeasti: FIRST_ROWS
- saantipolku
- liitosten järjestys, saantipolut

Käyttö: kyselyn tekijällä voi olla tietoa, jota optimoijalla ei ole.

Esim.
- tiedetään, että taulussa on hyvin vähän miehiä:

```
SELECT /*+ INDEX (patients sex_index) */
    name, height, weight
  FROM patients
  WHERE sex = 'M';
```

Jos miehiä olisi perusoletuksen mukaisesti noin puolet, hakemiston käyttö tuskin kannattaisi.

Vastaavasti SELECT /*+ FULL (patients) */ … pakottaisi lineaariseen läpikäyntiin.

Liitosten järjestys: käyttäjällä voi olla tietoa liitososallistuvuudesta t. tuloksen koosta:

```
SELECT /*+ ORDERED */ …
FROM A, B, C WHERE …
```

- liitokset järjestyksessä (A |><| B) |><| C

Kustannuslaskentaoptimointi:

1° optimoija muodostaa mahdolliset kyselysuunnitelmat, taustana käytettävissä olevat saantipolut ja kyselyissä mahdollisesti annetut vihjeet

2° optimoija laskee kunkin suunnitelman kustannukset, taustana tietohakemistossa olevat tilastotiedot

3° optimoija valitsee tehokkaimman ('halvimman') vaihtoehdon

- oletustavoite on läpimenoajan eikä vasteajan minimointi (ALL_ROWS)

- kriteereinä siirräntäaika, cpu-aika, muistin käyttö

Tilastotiedot:

- lasketaan SQL-lauseella ANALYZE,
  esim.
  ANALYZE TABLE emp COMPUTE STATISTICS
  FOR COLUMNS addr, street;

- monenlaisia kohteesta riippuen,
  kohde voi olla taulu, hakemisto, attribuutti
  (tai näiden joukko, jopa ALL TABLES)

Laskentaa kevyempi muoto on tietojen arviointi otantaan perustuen; ANALYZE-lauseessa ilmoitetaan otannan parametrit.

ANALYZE TABLE emp ESTIMATE STATISTICS
SAMPLE 10 PERCENT

Esim. taulusta tilastoitavat tiedot:

- rivien määrä
- taulun jaksojen määrä
- taulun (käyttämättömät) varatilat
- keskimääräinen rivinpituus
- ketjutettujen rivien määrä

• vastaavasti hakemistolle:

- hakemiston syvyys
- lehtitason jaksojen määrä
- erillisten hakemistoavainten lukumäärä
- lehtijaksojen keskimäärä avainta kohti
- perustiedoston jaksojen keskimäärä avainta kohti
- ryvästystieto (rivien järjestys suhteessa avainarvojen järjestykseen)

• attribuuttikohtaisesti:

- eri arvojen lukumäärä
- maksimi- ja minimiarvo
- jakaumatiedot (histogramma)
  tavoitteena tasainen osiinjako ('height-balanced')

Kyselysuunnitelmasta voi saada tietoja:
explain plan for select . . .

Muuta kyselyjen toteuttamisesta:

Tietoisuus kyselyn toteutustavasta voi ohjata käyttäjää kirjoittamaan tehokkaita kyselyjä (vaikka logiikka olisi sama).

- Vakiolauseke evaluoidaan vain käännösaikana; lauseke voi estää hakemiston käytön.

salary > 24000/12
salary > 2000
salary*12 > 24000 (ei evaluoida)

- disjunktiivinen ehto → kysely1 UNION ALL kysely2
  kumpikin erikseen, ei duplikaattien poistoa
  (riippuu hakemistojen olemassaolosta)

- sisäkysely pyritään muuttamaan liitokseksi (joka on helpompi optimoida)

esim. select * from accounts
where custno in
(select custno from customers)

= (millä ehdolla ?)

select accounts.* from accounts, customers
where accounts.custno = customers.custno;