Optimización de Consultas CDBE

Objetivo General=Minimizar el t de respuesta de una consulta

Pero también hay otras métricas y costos en DBE, objetivos mutuamente excluyentes:

Maximizar Paralelismo

Maximizar Rendimiento

Minimizar uso de Recursos (memoria,etc)

Otros objetivos

Optimización de Consultas CDBE

Elemento central QP (query processor)=DD (data dictionary, catalogo BD)

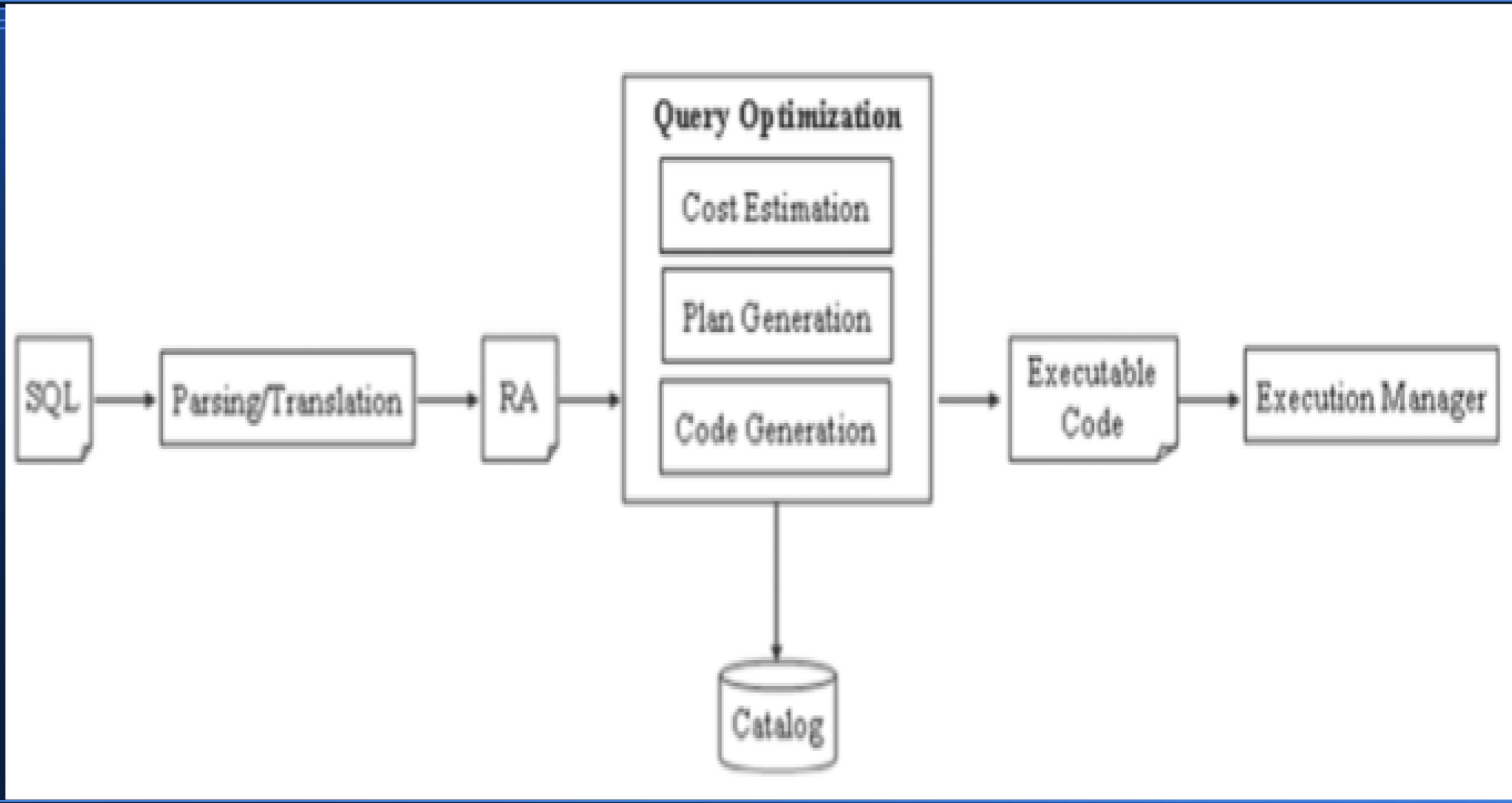
DD=catalogo+información estadística+páginas asociadas a <> objetos del sistema
DD DDBE=DD+info de distribución y fragmentación de datos, velocidad de los enlaces de comunicación, etc.

Query parsing & translation

parsing=chequeo de sintaxis, eliminación de comentarios, etc.

translation=traducción del SQL a un lenguaje interno del sistema, por lo general, basado en algebra relacional.

Query parsing & translation



Ejemplo parsing & translation

Dada la siguiente base de datos:

CUSTOMER (CID, CNAME, STREET, CCITY);
BRANCH (BNAME, ASSETS, BCITY);
ACCOUNT (A#, CID, BNAME, BAL);
LOAN (L#, CID, BNAME, AMT);
TRANSACTION (TID, CID, A#, Date, AMOUNT);

Ejemplo parsing & translation

Select c.Cname
From Customer c, Branch b, Account a
Where c.CID = a.CID AND a.Bname = b.Bname
AND b.Bcity = 'Edina';
==>
PJ cname (SL Bcity = 'Edina' (Customer CP (Account CP Branch)))

debe mejorarse la expresión! el producto cartesiano de 3 relaciones generará una enorme relación intermedia para resolver el query!

Ejemplo parsing & translation

Select c.Cname
From Customer c, Branch b, Account a
Where c.CID = a.CID AND a.Bname = b.Bname
AND b.Bcity = 'Edina';
==>
PJ cname (SL Bcity = 'Edina' (Customer CP (Account CP Branch)))

debe mejorarse la expresión! el producto cartesiano de 3 relaciones generará una enorme relación intermedia para resolver el query!

Ejemplo parsing & translation

PJ cname (SL Bcity = ‘Edina’ (Customer CP (Account CP Branch)))
==>
PJ cname (Customer NJN Account)NJN (Account NJN (SL Bcity = ‘Edina’ (Branch)))
==>
PJ cname (Customer NJN (Account NJN (SL Bcity=‘Edina’ (Branch))))

Estimación de costo

query → N operadores RA → Z queries equivalentes
Obtengo Z alternativas aplicando las propiedades: asociativa, conmutativa, idempotent, distributiva, factorización sobre operadores RA

Propiedades Operadores RA Conmutativa (operador unario)

Uop1(Uop2(R)) ≡ Uop2(Uop1(R))

Ejemplo:

SL Bname = ‘Main’ (SL Assets > 12000000 (Branch) ≡ SL Assets > 12000000 (SL Bname = ‘Main’ ((Branch))

Propiedades Operadores RA Idempotent

Uop((R)) ≡ Uop1(Uop2((R))

Ejemplo:

SL Bname = ‘Main’ AND Assets > 12000000 (Branch) ≡ SL Bname = ‘Main’ (SL Assets > 12000000 (Branch))

Propiedades Operadores RA
Conmutativa (operador binario)

excepto para la resta:

R Bop1 S ≡ S Bop1 R

Ejemplo:

Customer NJN Account ≡ Account NJN Customer

Propiedades Operadores RA Asociativa

R Bop1 (S Bop2 T) ≡ (R Bop1 S) Bop2 T

Ejemplo:

Customer NJN (Account NJN Branch) ≡
(Customer NJN Account) NJN Branch

Propiedades Operadores RA Distributiva

Uop(R Bop S) ≡ (Uop(R)) Bop (Uop(S))

Ejemplo:

SL sal > 50000 (PJ Cname, sal (Customer)
UN PJ Ename, sal (Employee)) ≡
(SL sal > 50000 (PJ Cname, sal (Customer))
UN ((SL sal > 50000 (PJ Ename, sal (Employee)))

Propiedades Operadores RA Factorización

(Uop(R)) Bop (Uop(S)) ≡ Uop(R Bop S)

Ejemplo:

SL sal > 50000 (PJ Cname, sal (Customer))
UN (SL sal > 50000 (PJ Ename, sal (Employee))) ≡
SL sal > 50000 (PJ Cname, sal (Customer)) UN (PJ Ename, sal (Employee))

Queries Equivalentes Alternativas

Volviendo al query original:

```
Select c.Cname
From Customer c, Branch b, Account a
Where c.CID = a.CID  AND a.Bname = b.Bname
AND b.Bcity = 'Edina';
```

y aplicando las propiedades anteriores, tenemos 8 alternativas de queries equivalentes. El optimizador de query debe elegir la mas optima.

Queries Equivalentes Alternativas

De las 8 alternativas para el query:

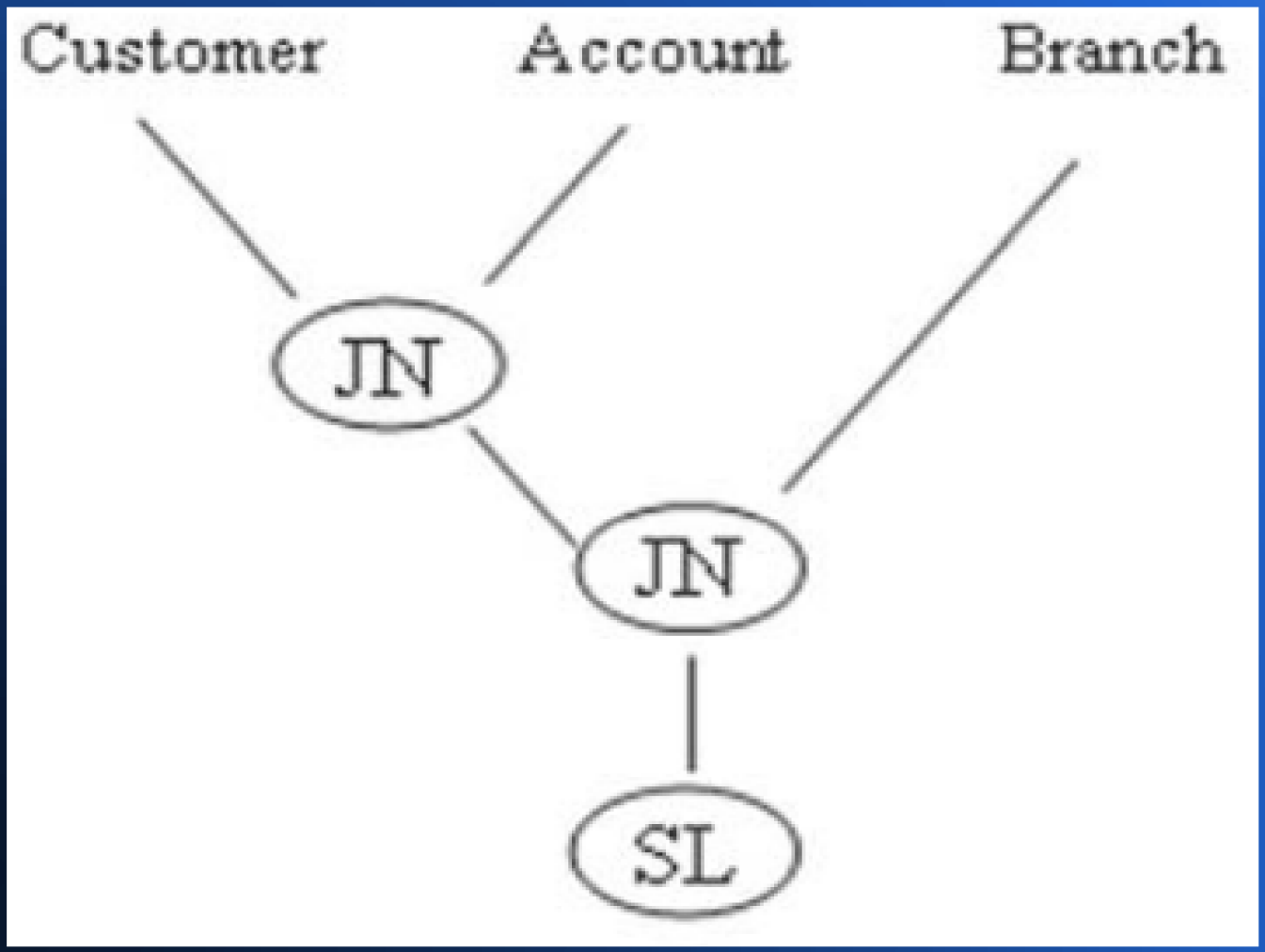
```
Select c.Cname
From Customer c, Branch b, Account a
Where c.CID = a.CID  AND a.Bname = b.Bname
AND b.Bcity = 'Edina';
```

eliminamos las alternativas que proponen productos cartesianos, el espacio de solución queda reducido a 5 alternativas

Queries Equivalentes
Arbol de Alternativas

Las alternativas pueden representarse en forma de arbol, donde las hojas representan RELACIONES y los nodos representan OPERADORES RA.
Los operadores **unarios** tienen como input una relación y devuelven una relación.
Los operadores **binarios** tienen como input dos relaciones y devuelven una relación.
Los **resultados fluyen** de un nivel a otro del arbol hasta llegar **a la raiz** del mismo.

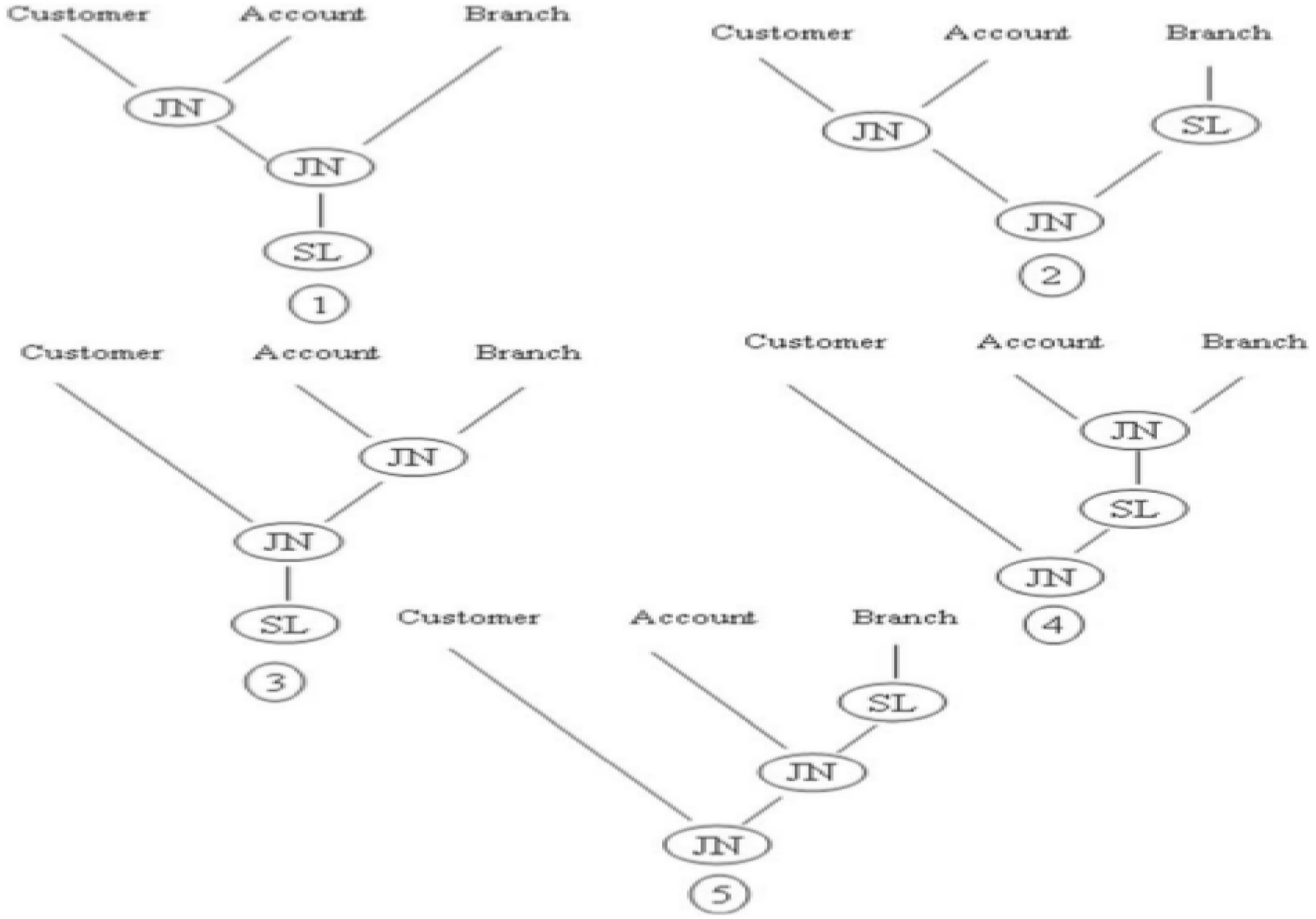
Queries Equivalentes
Ejemplo Arbol



Implementación Arbol

Cada operador RA se implementa como un **iterador** que funciona como **productor** para el iterador del siguiente nivel y como **consumidor** del nivel previo.
Ejemplo: para resolver SL iterador.**open()** accede a la relación del SL, asigna los buffers de memoria requeridos para procesar la tabla; iterador.**get_next()** es llamado repetidas veces para procesar las tuplas del buffer de input y las que califican las pone en el buffer de output; cuando ya no hay mas tuplas a procesar, se ejecuta iterador.**close()** para cerrar la relación y liberar los buffers de memoria.

Arboles de las 5 alternativas de Solución



Espacio de Solución

Optimizador aplica reglas tales como:
“antes de hacer join de dos relaciones, las relaciones deben reducirse en tamaño aplicando operaciones SL,PJ”
aplicando esto, elije Alt-2 y Alt-5 y corre un análisis de costo para ambos.
Para el análisis se requiere de información estadística:
* Hay 500 clientes (CUSTOMER)
*En promedio cada cliente tiene 2 cuentas (ACCOUNTS)
*Hay 100 sucursales (BRANCH) en el Banco
*Hay 10 sucursales en la ciudad de 'Edina'
*El 10% de los clientes tiene cuenta en las sucursales de 'Edina'
Esto permite analizar costo en función de la cantidad de tuplas que cada alternativa debe procesar.

Análisis Alt-2

Operación	Costo (acceso a tuplas)	tuplas resultantes
CUSTOMER NJN ACCOUNT → R1	500 * 100 tuplas	1000 tuplas
SL bcity='Edina' (BRANCH) → R2	100 tuplas	10 tuplas
R1 NJN R2 → RESULTADO	1000 * 10 tuplas	100 tuplas
Costo Total	**510.100 tuplas**	

Análisis Alt-5

Operación	Costo (acceso a tuplas)	tuplas resultantes
SL bcity='Edina' (BRANCH) → R1	100 tuplas	10 tuplas
R1 NJN ACCOUNT → R2	1000 * 10 tuplas	100 tuplas
R2 NJN CUSTOMER → RESULTADO	500 * 100 tuplas	100 tuplas
Costo Total	**60.100 tuplas**	

Alt-5 es la mejor opción, tiene el menor numero de tuplas para accesar

Algunas Conclusiones

Factores que intervien en la Optimización de queries	
CDBE	**DDBE**
numero de selecciones	detalles de fragmentación
numero de predicados	localización de la fragmentación
numero de operaciones	tablas / fragmentos en el sistema
tamaño de cada relación	velocidad de comunicación entre sitios
orden de las operaciones	
existencia de índices	
nro de alternativas para cada operación individual	

Tiempos de ejecución de queries

Tiempos de Ejecución de un query en DDBE	
t para comunicar query local a cada DBE local +	
t para correr query local +	
t para ensamblar datos y generar resultado final +	
t para mostrar resultado final al usuario	
Optimización local (basada en análisis de RA + estadística)	Optimización Global

Tiempos de ejecución de queries

Dada una operación	
N Alternativas → N trayectorias a datos o caminos de acceso	T = t de acceder cada tupla en memoria + t de traer tuplas de disco a memoria
SELECCION	
JOIN	

Selección S predicado (R)

Sin Indices, sin orden
Scan de todas las páginas de R en disco. Trae pagina a memoria y se examinan las tuplas en memoria vs predicado (p)

Selección S predicado (R)

B+Arbol
sobre atributo usando en predicado (p) → el uso o no del indice depende de la complejidad del predicado (p)
predicado simple → Atributo Op Value → atravesar indice desde raiz hasta 1 hoja → guarda rowid → se lee bloque que contiene la tupla → tupla objetivo El costo depende del tipo de indice: unique o not unique, clustered no denso (las tuplas se recuperan en grupo y pueden estar contiguas en disco → 1 solo acceso I/O para recuperar bloque en disco con tuplas objetivo) o no clustered denso (las tuplas estan desparramadas en disco y requiere N accesos I/O para recuperar N bloques)
predicado complejo → conjunción (AND) → uso indice si: indice por 1 atributo de predicado o ambos o todos. En el caso de la disyunción (OR) se suele utilizar scan de R
hashing en R → sobre atributo usado en predicado. Indice de un solo nivel, función hash(atributo) → posición → rowid → bloque I/O → tupla . Manejo de colisiones puede requerir de accesos adicionales.

Join

La operación mas costosa en RA

R join S → comparar cada tupla de R con S, si condición Ok → concatenar tuplas

Distintos enfoques para resolver join → loops anidados → basados en tuplas

Ejemplo: R join S donde R.a = S.b

```
for each r in R do
   for each s in S do
     if r.a = s.b then  add r || s
   next
next
```

Join

M = 1000 paginas en disco para R
N = 500 paginas en disco para S
R = 100000 tuplas → cardinalidad K = 100000
S = 40000 tuplas → cardinalidad L = 40000
Usamos 3 buffers para procesar tuplas en memoria, en cada buffer entra 1 pagina:
buffer1 → procesa paginas de R
buffer2 → procesa paginas de S
buffer3 → procesa paginas resultado
Cuando el buffer3 se llena, se graba en disco
Todas las tuplas ocupan menos que una pagina
Cantidad I/O en disco=M+K*N = 1000 + (100000 * 500) = 50.001.000 accesos a disco → si cada acceso tarda 9 ms → 125 horas de proceso para join !!!
Se podria hacer un join anidado orientado a bloques (en vez de tuplas) y el costo sería: 1000 + (1000 * 500) = 501.000 → 75 minutos
Si aumentamos el numero de buffers para R a 3, el costo sería 1000 + 500 = 1500 accesos a disco → 0.225 minutos
Si usamos 202 buffers: 200 para R, 1 para S, 1 para resultado → 1000+(1000/200)*500 = 3500 = menos de 1 minuto
Los DBMS actuales utilizan gran cantidad de buffers para almacenar relaciones

Bibliografía

- [1] Saeed K. Rahimi, Frank S. Haug, "Distributed Database Managment Systems: A Practical Approach", Wiley-IEEE Computer Society Press., 2010, Chapter 4 Query Optimization. Se omitió la generación del plan de ejecución y la generación de código (luego de haber realizado la optimización). Se omitieron detalles sobre RA que el alumno ya conoce de 11077 – BD I.