

# WUOLAH



mma66

[www.wuolah.com/student/mma66](http://www.wuolah.com/student/mma66)



24845

## examenJunio2016\_resolucion.pdf

*Exámenes resueltos*



**3º Administración de Bases de Datos**



**Grado en Ingeniería Informática**



**Escuela Técnica Superior de Ingenierías Informática y de Telecomunicación  
Universidad de Granada**

**CUNEF**

**POSTGRADO EN  
DATA SCIENCE**

Excelencia, futuro, éxito.

 **Santander**

*Programa Financiación a la  
Excelencia CUNEF-Banco  
Santander e incorporación  
al banco finalizado el máster.*

# Administración de Bases de Datos

## Resolución del examen de contenidos teóricos – Junio de 2016

1. Sean las relaciones S y T con los siguientes parámetros:

S(a,b,c)	T(b,d,e)
N(S)=2000	N(T)=200
Size(a)=15	
Size(b)=20	Size(b)=20
Size(c)=50	
	Size(d)=20
	Size(e)=10
V(S,b)=25	V(T,b)=200

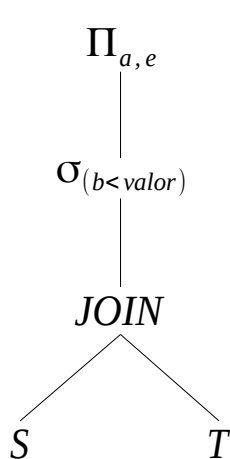
donde S.a y T.b son claves, y donde el atributo T.b es llave externa a S.b

Teniendo en cuenta que, que el tamaño de bloque es de 4KB, que la cabecera es de 20B, que se usa bloqueo fijo, que los bloques son homogéneos y que en memoria sólo cabe un bloque de cada relación o resultado de operación intermedia, determina el número de operaciones de E/S que supondría la ejecución de la consulta si el plan lógico fuera tal y como plantea la consulta:

$$\Pi_{a,e}(\sigma_{(b < valor)}(S \text{ JOIN } T))$$

Y la solución propuesta es la siguiente:

Para calcular de forma aproximada el número de bloques que es necesario transferir (lectura y escritura) durante la resolución de esta consulta, suponiendo que el plan lógico coincide exactamente con la misma, es necesario estimar el número de bloques que es necesario transferir para cada una de sus operaciones.



Empecemos por calcular el número de bloques que tiene la relación S para poder realizar la operación de reunión natural:

$$B(S) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(S)}{Bfr(S)} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{Bfr(S)} \right)$$

$$Bfr(S) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(S)} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(S)} \right)$$

$$L(S) = 15 + 20 + 50 = 85$$

de modo que:

$$Bfr(S) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{85} \right) = 47 \quad y$$

$$B(S) = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{47} \right) = 43$$

Del mismo modo, tenemos que calcular el número de bloques de T para poder realizar la operación de reunión natural:

$$B(T) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(T)}{Bfr(T)} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{200}{Bfr(T)} \right)$$

**CUNEF**

POSTGRADO EN **DATA SCIENCE**

*Lidera tu futuro y  
realiza prácticas como  
científico de datos.*

Más de 1.600 acuerdos con empresas.

amazon

**nh**  
HOTELS

MAPFRE

ferrovial

acciona

OLIVER WYMAN

Accuracy

EY

AT&T

Grant Thornton

pwc

McKinsey & Company

BCG

accenture

Goldman Sachs

KPMG

MSO  
Management Solutions

CBRE

| Excelencia, futuro, **éxito.**

[www.cunef.edu](http://www.cunef.edu)

$$Bfr(T) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(T)} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(T)} \right)$$

$$L(T) = 20 + 20 + 10 = 50$$

de modo que:

$$Bfr(T) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{50} \right) = 81 \quad y$$

$$B(T) = \text{hacia arriba} \left( \frac{200}{81} \right) = 3$$

A fin de poder realizar la operación de reunión natural de la forma más eficiente posible, ambos ficheros tienen que estar ordenados por el atributo de reunión, es decir,  $b$ . Dado que  $b$  es clave en  $T$ , existe un índice asociado por lo que no es necesario ordenarlo pero, dado que no se indica la existencia de un índice para  $b$  en  $S$  será necesario ordenar los registros de dicha relación.

El coste de esta operación se estima en  $43 \cdot \log_2(43) = 233,329384452 \approx 234$  operaciones de bloque

La operación de reunión natural requiere leer y mezclar todos los registros de la relación  $S$  con los de la relación  $T$  sin leer cada bloque más de una vez, por lo que será necesario:

$$\text{Lectura: } B(S) + B(T) = 43 + 3 = 46$$

y el resultado de la reunión natural necesita un número de bloques suficiente para almacenar los registros resultantes de esta operación, o sea:

$$B(JOIN) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(JOIN)}{Bfr(JOIN)} \right)$$

$$N(JOIN) = \frac{N(S) \cdot N(T)}{\max\{V(S, b), V(T, b)\}} = \frac{2000 \cdot 200}{200} = 2000$$

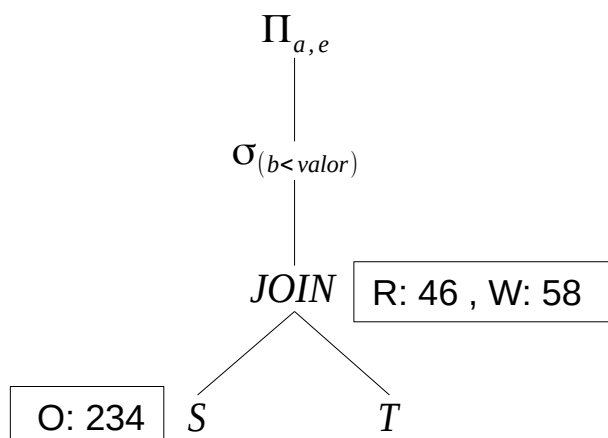
$$Bfr(JOIN) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(JOIN)} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(JOIN)} \right)$$

$$L(JOIN) = L(S) + L(T) - \text{Size}(b) = 85 + 50 - 20 = 115$$

de modo que:

$$Bfr(JOIN) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(JOIN)} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{115} \right) = 35 \quad y$$

$$\text{Escritura: } B(JOIN) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(JOIN)}{Bfr(JOIN)} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{35} \right) = 58$$



La operación de selección debe leer los bloques resultantes de la operación anterior y escribir tantos bloques como sean necesarios para almacenar los registros que resultan de seleccionar aquellos que cumplan la condición, es decir:

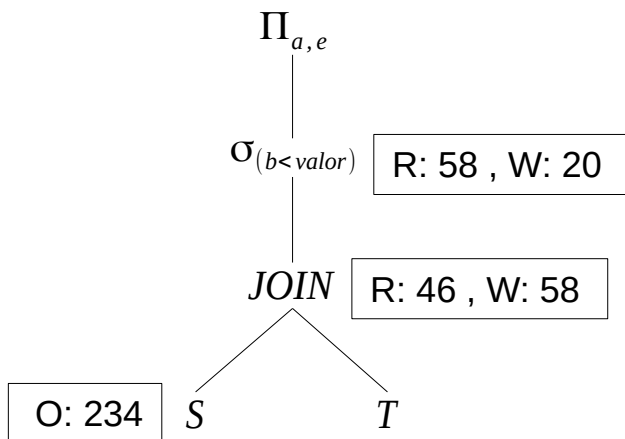
$$B(\sigma_{b < valor}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < valor})}{Bfr(\sigma_{b < valor})} \right) =$$

$$= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < \text{valor}})}{Bfr(JOIN)} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < \text{valor}})}{35} \right)$$

$$N(\sigma_{b < \text{valor}}) = N(JOIN) \cdot \frac{1}{3} = \frac{2000}{3} \approx 667$$

de modo que:

Escritura:  $B(\sigma_{b < \text{valor}}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < \text{valor}})}{35} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{35} \right) = 20$



Por último, la operación de proyección debe leer los bloques resultantes de la operación anterior y escribir tantos bloques como sean necesarios para contener los registros resultantes de la operación de proyección:

$$B(\Pi_{a,e}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\Pi_{a,e})}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) =$$

$$= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < \text{valor}})}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) =$$

$$= \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right)$$

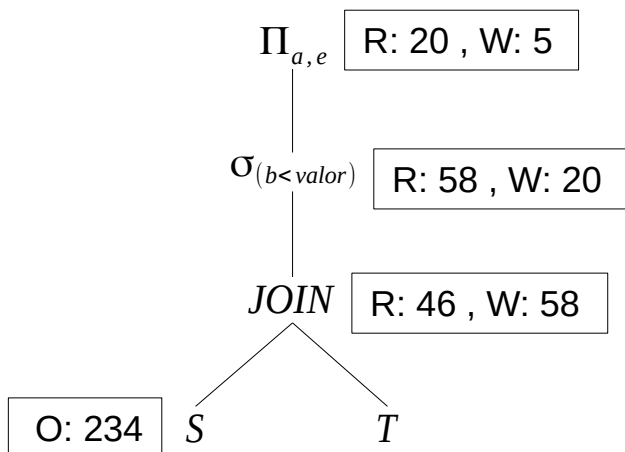
$$Bfr(\Pi_{a,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(\Pi_{a,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,e})} \right)$$

$$L(\Pi_{a,e}) = 15 + 10 = 25$$

de modo que:

$$Bfr(\Pi_{a,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{25} \right) = 163 \quad y$$

Escritura:  $B(\Pi_{a,e}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{163} \right) = 5$



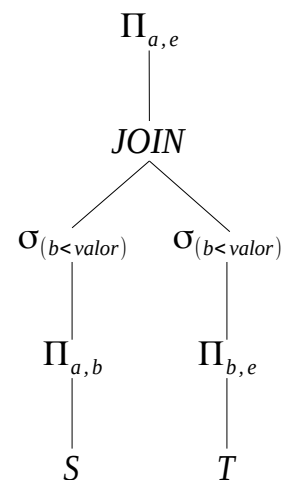
Una vez estimados el número de bloques que cada operación lee y escribe, podemos estimar que el número total de bloques leídos y escritos para la resolución del plan físico correspondiente es de:

$$234 + (43 + 3 + 58) + (58 + 20) + (20 + 5) = 441 \text{ bloques}$$

Más de 1.600  
acuerdos con  
empresas

2. Plantea una versión más eficiente de la consulta del ejercicio 1 e ilustra numéricamente por qué la consideras más eficiente.

Y la solución propuesta es la siguiente:



El plan propuesto para la mejora es el que se muestra en el árbol de expresión, aunque queda por determinar si el incremento en el número de operaciones intermedias mejora realmente el número de bloques involucrados.

Reutilizaremos tantos cálculos realizados para el ejercicio 1 como sea posible.

Empezaremos por estimar el número de bloques necesarios para las operaciones de la rama izquierda del árbol. Para ello, comenzaremos con la proyección que se realiza sobre S para eliminar el atributo c, de tamaño mucho mayor que los demás.

$$B(\Pi_{a,b}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\Pi_{a,b})}{Bfr(\Pi_{a,b})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(S)}{Bfr(\Pi_{a,b})} \right) = \\ = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{Bfr(\Pi_{a,b})} \right)$$

$$Bfr(\Pi_{a,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(\Pi_{a,b})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,b})} \right)$$

$$L(\Pi_{a,b}) = 15 + 20 = 35$$

de modo que:

$$Bfr(\Pi_{a,b}) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,b})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{35} \right) = 116 \quad y$$

$$\text{Escritura: } B(\Pi_{a,b}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{Bfr(\Pi_{a,b})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{2000}{116} \right) = 18$$

La operación de selección debe leer los bloques resultantes de la operación anterior y escribir tantos bloques como sean necesarios para almacenar los registros que resultan de seleccionar aquellos que cumplan la condición, es decir:

$$B(\sigma_{b<valor, izq}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b<valor, izq})}{Bfr(\sigma_{b<valor, izq})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b<valor, izq})}{Bfr(\Pi_{a,b})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b<valor, izq})}{116} \right)$$

$$N(\sigma_{b<valor, izq}) = N(\Pi_{a,b}) \cdot \frac{1}{3} = N(S) \cdot \frac{1}{3} = \frac{2000}{3} \approx 667$$

de modo que:

$$\text{Escritura: } B(\sigma_{b<valor, izq}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b<valor, izq})}{116} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{116} \right) = 6$$

amazon

McKinsey & Company

KPMG

accenture

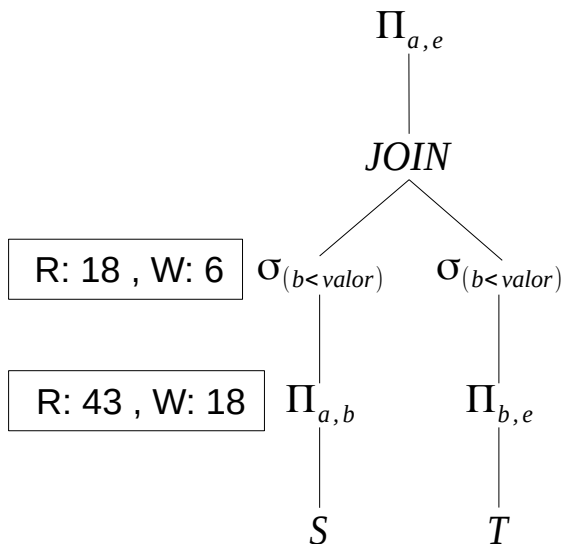
pwc

Morgan Stanley

CUNEF

Excelencia,  
futuro, éxito.

WUOLAH



Finalizada la estimación del número de bloques de la rama izquierda del árbol, podemos proceder con la rama derecha, de forma análoga.

Comenzaremos con la proyección que se realiza sobre S para eliminar el atributo c, de tamaño mucho mayor que los demás.

$$\begin{aligned}
 B(\Pi_{b,e}) &= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\Pi_{b,e})}{Bfr(\Pi_{b,e})} \right) = \\
 &= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(T)}{Bfr(\Pi_{b,e})} \right) = \\
 &= \text{hacia arriba} \left( \frac{200}{Bfr(\Pi_{b,e})} \right)
 \end{aligned}$$

$$Bfr(\Pi_{b,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(\Pi_{b,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{b,e})} \right)$$

$$L(\Pi_{b,e}) = 20 + 10 = 30$$

de modo que:

$$Bfr(\Pi_{b,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{b,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{30} \right) = 135 \quad y$$

$$\text{Escritura: } B(\Pi_{b,e}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{200}{Bfr(\Pi_{b,e})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{200}{135} \right) = 2$$

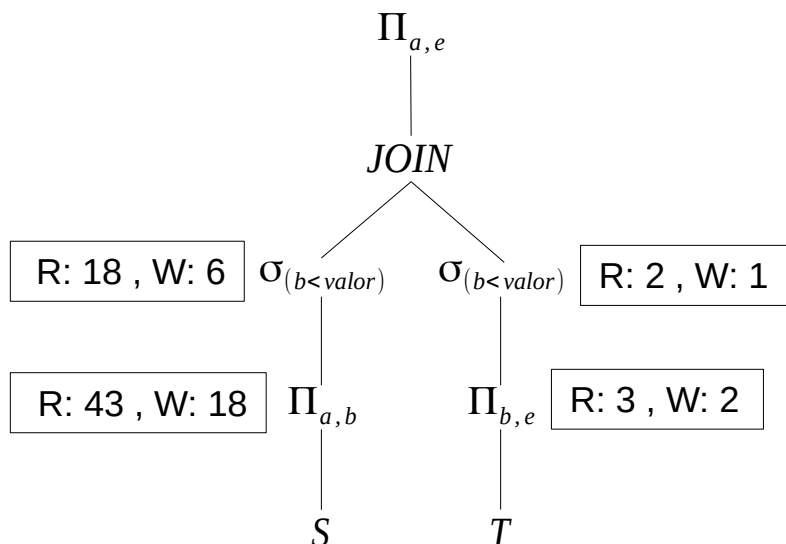
La operación de selección debe leer los bloques resultantes de la operación anterior y escribir tantos bloques como sean necesarios para almacenar los registros que resultan de seleccionar aquellos que cumplan la condición, es decir:

$$B(\sigma_{b < valor, der}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < valor, der})}{Bfr(\sigma_{b < valor, der})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < valor, der})}{Bfr(\Pi_{b,e})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < valor, der})}{135} \right)$$

$$N(\sigma_{b < valor, der}) = N(\Pi_{b,e}) \cdot \frac{1}{3} = N(T) \cdot \frac{1}{3} = \frac{200}{3} \approx 67$$

de modo que:

$$\text{Escritura: } B(\sigma_{b < valor, der}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\sigma_{b < valor, der})}{135} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{67}{135} \right) = 1$$



Estimado el número de bloques para realizar las operaciones de las ramas izquierda y derecha del árbol, podemos proceder al cálculo de bloques necesario para la operación de reunión natural.

Siendo  $b$  el atributo de reunión, y siendo  $b$  clave en  $T$ , no sería necesaria la ordenación de la relación  $T$  mediante ese atributo. Sin embargo, se realiza una operación de proyección sobre  $T$ , cuyo resultado no tiene por qué estar ordenado y, desde luego, no tiene un índice sobre  $b$ . De este modo, hará falta ordenar por el atributo  $b$  tanto la relación de la izquierda, para lo que se estima que harán falta las siguientes operaciones de entrada salida sobre bloques:

$$6 \cdot \log_2(6) = 15,51 \approx 16 \text{ operaciones de bloque}$$

como para la relación de la derecha, para lo que se estima que harán falta las siguientes 2 operaciones sobre bloques, una para leer el bloque, que se ordenará en memoria, y otra para escribir el bloque ordenado.

Dado que el número de tuplas de cada una de las relaciones a la izquierda y a la derecha de la reunión natural se han visto reducidas por la aplicación de la operación de selección, podemos asumir que las variabilidades se han visto reducidas en la misma proporción, es decir, un tercio de la variabilidad original de los atributos en las tablas de origen.

La operación de reunión natural requiere leer y mezclar todos los registros de las relaciones a la izquierda y a la derecha sin leer cada bloque más de una vez, por lo que será necesario:

$$\text{Lectura: } B(\sigma_{a,b}) + B(\sigma_{b,e}) = 6 + 1 = 7$$

y el resultado de la reunión natural necesita un número de bloques suficiente para almacenar los registros resultantes de esta operación, o sea:

$$B(\text{JOIN}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\text{JOIN})}{Bfr(\text{JOIN})} \right)$$

$$N(\text{JOIN}) = \frac{N(\sigma_{b<valor, izq}) \cdot N(\sigma_{b<valor, der})}{\max\{V(\sigma_{b<valor, izq}, b), V(\sigma_{b<valor, der}, b)\}} = \frac{667 \cdot 67}{67} = 667$$

$$Bfr(\text{JOIN}) = \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(\text{JOIN})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\text{JOIN})} \right)$$

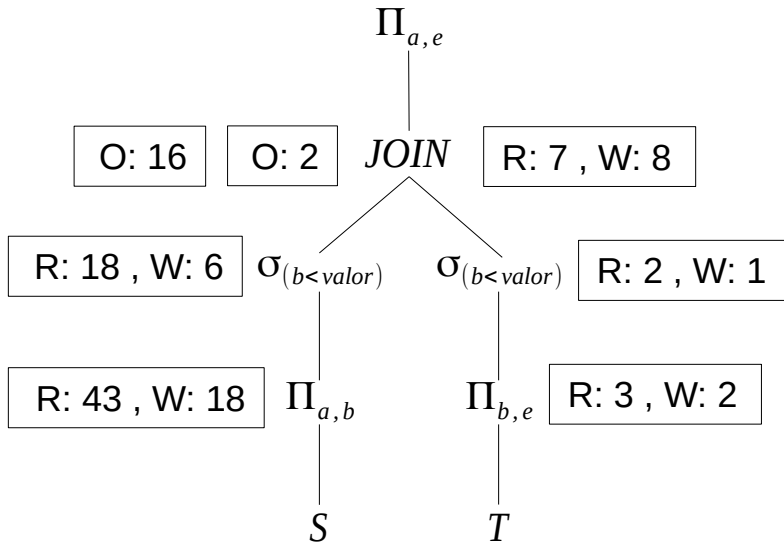
$$L(\text{JOIN}) = L(\sigma_{b<valor, izq}) + L(\sigma_{b<valor, der}) - \text{Size}(b) = L(\Pi_{a,b}) + L(\Pi_{b,e}) - \text{Size}(b) = 35 + 30 - 20 = 45$$

de modo que:

$$Bfr(\text{JOIN}) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\text{JOIN})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{45} \right) = 90 \quad y$$

$$\text{Escritura: } B(\text{JOIN}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\text{JOIN})}{Bfr(\text{JOIN})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{90} \right) = 8$$





Por último, calculamos el número de operaciones de bloques necesario para la proyección final.

$$\begin{aligned}
 B(\Pi_{a,e}) &= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(\Pi_{a,e})}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) = \\
 &= \text{hacia arriba} \left( \frac{N(JOIN)}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) = \\
 &= \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right)
 \end{aligned}$$

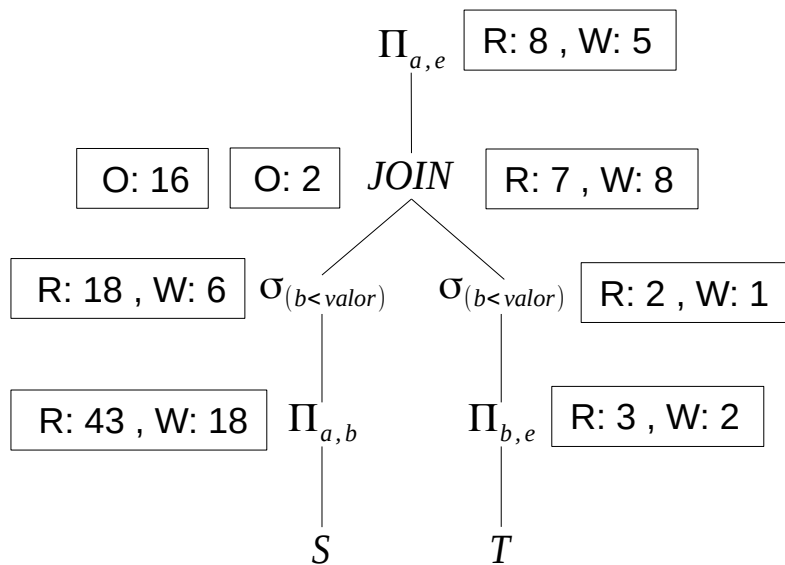
$$\begin{aligned}
 Bfr(\Pi_{a,e}) &= \text{parte entera} \left( \frac{B-C}{L(\Pi_{a,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,e})} \right) \\
 L(\Pi_{a,e}) &= 15+10=25
 \end{aligned}$$

de modo que:

$$Bfr(\Pi_{a,e}) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{L(\Pi_{a,e})} \right) = \text{parte entera} \left( \frac{4096-20}{25} \right) = 163 \quad y$$

$$\text{Escritura: } B(\Pi_{a,e}) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{Bfr(\Pi_{a,e})} \right) = \text{hacia arriba} \left( \frac{667}{163} \right) = 5$$

Una vez estimados el número de bloques que cada operación lee y escribe, podemos estimar que el número total de bloques leídos y escritos para la resolución del plan físico correspondiente es de:



“ El Máster en Data Science de CUNEF es específico para el sector financiero y tiene como elemento diferenciador la combinación de ciencia (modelos y técnicas) y experiencia (conocimiento del negocio de las entidades financieras).”

JUAN MANUEL ZANÓN  
Director - CRM & Commercial  
Intelligence Expert

YGROUP



Convierte el desafío en  
oportunidad y especialízate  
en Data Science.

Más de 1.600  
acuerdos con  
empresas

POSTGRADO EN DATA SCIENCE



Excelencia,  
futuro, éxito.

resultado que mejora, sustancialmente, el número de bloques necesario para el ejercicio 1.

$$(43+18)+(18+6)+(3+2)+(2+1)+16+2+(7+8)+(8+5)=139 \text{ bloques}$$

WUOLAH

3. Enuncia qué condiciones deben cumplirse para que una vista sea actualizable.

Y la respuesta es la siguiente:

- No pueden incluir agrupadores o agregaciones
- No puede incluir la cláusula DISTINCT
- No puede incluir la reunión ni operadores de conjuntos
- Todos los atributos con restricción NOT NULL (incluida la clave) deben estar en la vista

4. Considera el siguiente plan de ejecución de transacciones entrelazadas:

Lee (T1, A), Lee (T2, A), Escribe (T1, A=20), Lee (T3, B), Escribe (T2, A=30), Escribe (T3, B=15), Escribe (T3, D=25), Escribe (T2, E=35)

- a) Si no consideramos el uso de concurrencia (sin abortar transacciones) y los valores iniciales de los datos son A=10, B=0, D=8 y E=35, rellena la tabla de modificaciones, considerando que debes incluir cuándo comienza una transacción (*start*) y cuándo termina (*commit*).
- b) Si ocurre un **fallo** en justo **después de anotar la línea número 8** de tu versión de la tabla de modificación, ¿qué haría el sistema después de recuperarse con cada una de las transacciones y cuáles serían los valores de los datos después de la recuperación?

T <sub>i</sub>	Estado	Oper.	Dato	V antiguo	V nuevo

La solución propuesta para el apartado a) se ve en la tabla de la derecha, considerando que el inicio de la transacción ocurre justo antes de la primera instrucción de la transacción y que el final de la transacción ocurre justo después de la última instrucción sobre la transacción.

En respuesta a la situación planteada por el apartado b), el estado de la tabla de modificaciones sería el que se muestra en la tabla de debajo.

T <sub>i</sub>	Estado	Oper.	Dato	V antiguo	V nuevo
1	<i>start</i>				
2	<i>start</i>				
1		update	A	10	20
1	<i>commit</i>				
3	<i>start</i>				
2		update	A	10	30
3		update	B	0	15
3		update	D	8	25

T <sub>i</sub>	Estado	Oper.	Dato	V antiguo	V nuevo
1	<i>start</i>				
2	<i>start</i>				
1		update	A	10	20
1	<i>commit</i>				
3	<i>start</i>				
2		update	A	10	30
3		update	B	0	15
3		update	D	8	25
3	<i>commit</i>				
2		update	E	35	35
2	<i>commit</i>				

Considerando este estado de la tabla, cuando ha ocurrido el fallo, se realizarían las siguientes operaciones sobre las transacciones:

- dado que la tabla almacena el *start* y el *commit* de la transacción 1, se realizaría una operación *redo* sobre dicha transacción,
- dado que la tabla de modificaciones almacena un *start* pero no un *commit* para las transacciones 2 y 3, se haría una operación *undo* sobre cada una de las dos transacciones.

Estas dos operaciones dejarían los valores como siguen: A=20, B=0 y D=8.

5. Considerando el mismo plan de ejecución del ejercicio 4:

- ¿En qué orden se ejecutarían las transacciones según el **algoritmo de ordenación parcial clásico** (no modificado)?
- Suponiendo que el bloqueo de un átomo por una transacción se realiza justo antes de la primera lectura de dicho átomo y que los des-bloqueos se producen justo después de la última sentencia de cada transacción, considerando que las operaciones que sólo involucran lectura se realizan en el modo M1 y las que involucran escritura en el modo M5, que el modo M5 es incompatible con cualquier otro y que M1 es compatible consigo mismo, ¿en qué orden se ejecutan las transacciones según el **método de bloqueo en dos fases**?

En respuesta al apartado a), el algoritmo de control por marcas de tiempo parcial, utiliza dos controladores por cada átomo A, B, D y E, uno para la lectura más reciente y otro para la escritura más reciente:

RR(A)	0								
WR(A)	0								

Las operaciones de lectura  $Lee(T1, A)$ ,  $Lee(T2, A)$  dejan los controladores como siguen:

RR(A)	0	1	2						
WR(A)	0								

La operación de escritura  $Escribe(T1, A=20)$  hace abortar la transacción 1 puesto que la última que ha leído (2) es más reciente que la transacción 1. Por ello, la transacción 1 pasa a ejecutarse en el futuro y serializada como transacción 4.

La operación de escritura  $Lee(T3, B)$  deja los controladores del átomo B como siguen:

RR(B)	0	3							
WR(B)	0								

La operación de escritura  $Escribe(T1, B)$  deja los controladores del átomo B como estaban, aunque no provocan que la transacción 1 se aborte, debido a que se trata de una escritura de una transacción más antigua después de una escritura de una transacción más nueva. Simplemente, se ignora la escritura pero no se cambian los controladores.

La operación de escritura  $Escribe(T2, A=30)$  deja los controladores del átomo A como sigue:

RR(A)	0	1	2						
WR(A)	0	2							

La operación de escritura  $Escribe(T3, B=15)$  deja los controladores del átomo B como sigue:

RR(B)	0	3							
WR(B)	0	3							

La operación de escritura  $Escribe(T3, D=25)$  deja los controladores del átomo D como sigue:

RR(D)	0								
WR(D)	0	3							

La operación de escritura  $Escribe(T2, E=35)$  deja los controladores del átomo E como sigue:

RR(E)	0								
WR(E)	0	2							

De este modo, el plan de ejecución coincide con la serialización de las transacciones T3, T2 y T1 (abortada previamente).

“ El Máster en Data Science de CUNEF me ha permitido ampliar mis conocimientos teóricos y conseguir el trabajo que quería gracias a su enfoque en las aplicaciones prácticas que tiene la ciencia de datos para resolver problemas de negocio.”

MARCOS BARERRA  
Data Scientist



Haz como Marcos y convierte  
tu talento en oportunidades  
profesionales.

Más de 1.600  
acuerdos con  
empresas



POSTGRADO EN DATA SCIENCE



Excelencia,  
futuro, éxito.

Con respecto al apartado b), habría que completar el plan de ejecución incorporando las operaciones de bloqueo y desbloqueo de átomos, como sigue:

*Bloqueo (T1, A, M5), Lee (T1, A), Bloqueo (T2, A, M5), Lee (T2, A), Escribe (T1, A=20), Desbloqueo (T1, A), Bloqueo (T3, B, M5), Lee (T3, B), Escribe (T2, A=30), Escribe (T3, B=15), Bloqueo (T3, D, M5), Escribe (T3, D=25), Desbloqueo (T3, B), Desbloqueo (T3, D), Bloqueo (T2, E, M5), Escribe (T2, E=35), Desbloqueo (T2, A), Desbloqueo (T2, E)*

Según el algoritmo de bloqueo en dos fases, para que una transacción consiga ejecutarse debe conseguir el bloqueo de todos sus átomos.

Como todas las operaciones que se realizan cada átomo involucran una operación de escritura, el modo de bloqueo para todos los átomos será M5.

Según este plan de ejecución, la transacción 1 consigue bloquear el átomo A pero bloquea a la transacción 2 cuando esta intenta el bloqueo de dicho átomo porque el modo M5 en el que la transacción 1 está accediendo es incompatible con el modo M5 que necesita la transacción 2 sobre dicho átomo.

Sin embargo, mientras que las instrucciones de la transacción 2 permanecen bloqueadas, se siguen ejecutando las de la transacción 1, hasta llegar a la instrucción de desbloqueo del átomo A. Este desbloqueo provoca que la transacción 2 se re-active, bloqueando el átomo A en el modo M5 y dejando el plan de ejecución como sigue:

*Bloqueo (T1, A, M5), Lee (T1, A), Escribe (T1, A=20), Desbloqueo (T1, A), Bloqueo (T2, A, M5), Lee (T2, A), Bloqueo (T3, B, M5), Lee (T3, B), Escribe (T2, A=30), Escribe (T3, B=15), Bloqueo (T3, D, M5), Escribe (T3, D=25), Desbloqueo (T3, B), Desbloqueo (T3, D), Bloqueo (T2, E, M5), Escribe (T2, E=35), Desbloqueo (T2, A), Desbloqueo (T2, E)*

La transacción 3 bloquea el átomo B en modo M5 y prosigue, para bloquear el átomo D en el mismo modo y seguir adelante, hasta llegar al final de la transacción 3 y desbloquear ambos átomos.

De la misma manera, la transacción 2 consigue bloquear el átomo E en modo M5 y termina su ejecución desbloqueando los átomos A y E.

De este modo, el orden de ejecución de las transacciones es T1, T3, T2.

WUOLAH

6. Enuncia los niveles de transparencia en un Sistema Gestor de Bases de Datos Distribuido.

La respuesta es la siguiente:

- red
- nombres de datos
- copia y fragmentación
- localización de fragmentos y copias
- actualizaciones