CC3201-1

Bases de Datos

Otoño 2023

Clase 8: Indexación y Optimización de Consultas

Aidan Hogan

aidhog@gmail.com

Las preguntas de hoy

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true

Satélite

nombre	planeta	descubridor	año
Luna	Tierra	⊥	⊥
Ganímedes	Júpiter	Galileo Galilei	1610
Calisto	Júpiter	Galileo Galilei	1610
Europa	Júpiter	Galileo Galilei	1610
Ío	Júpiter	Galileo Galilei	1610
Titán	Saturno	Christiaan Huygens	1655
Tritón	Neptuno	William Lassell	1846

Aterrizaje

nave	planeta	país	año
Messenger	Mercurio	EEUU	2015
Venera 3	Venus	URRS	1966
Pioneer	Venus	EEUU	1978
Mars 2 lander	Marte	URRS	1971
Viking 1	Marte	EEUU	1976
Beagle 2	Marte	ESA	2003
Galileo	Júpiter	EEUU	2003

¿Cómo se deberían guardar las tablas en la máquina?

Y ¿cómo se pueden optimizar las consultas sobre estas tablas?

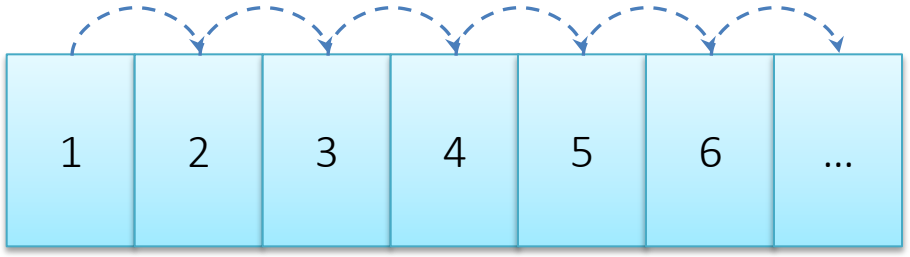
...

MEMORIA

Capítulo 9.1 | Ramakrishnan / Gehrke

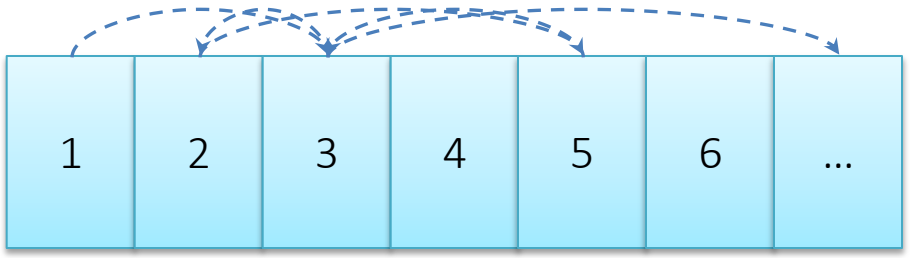
Acceso secuencial

Memoria:

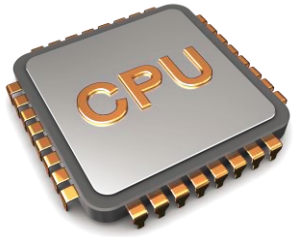


Acceso “aleatorio”

Memoria:



Costos de acceder a los datos (estimaciones)



¡El Disco Duro es muy lento!
En particular para acceso aleatorio (latencia)

(transmisión)

30 GB/s

600 MB/s

100 MB/s

Memoria Principal

Disco de Estado Sólido

Disco Duro

50–150 ns

10–100 µs

5–15 ms

(latencia)

Costos de acceder a los datos (estimaciones)

¿Por qué usamos el disco duro entonces?

Memoria Principal

Más rápida ✔

✔ Más barato
✔ Persistente

Disco Duro

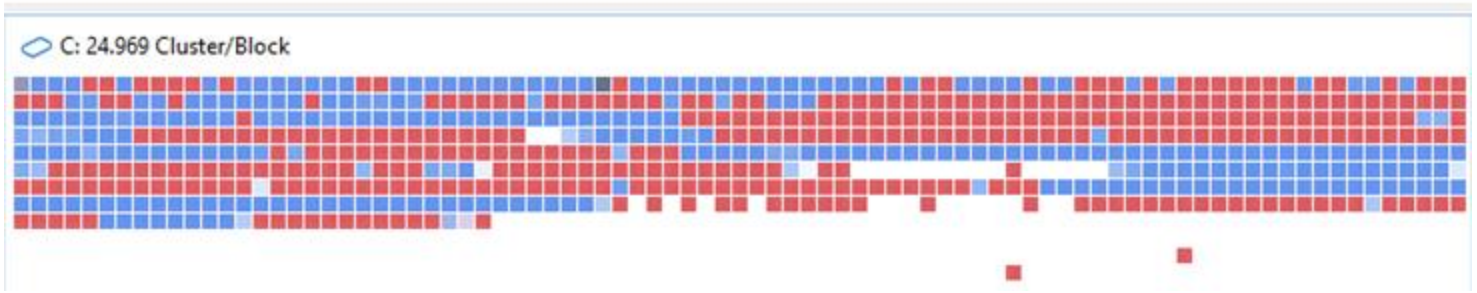
Alta latencia de los discos duros

¿Por qué la latencia de discos duros es tan alta?

Tiene un brazo mecánico que tiene que moverse para cambiar el bloque

Bloques en el disco duro

Drive	Name	Action	Status	Total files	Frag. files	Degree of fragmentation	Size	Free	File system	Current file/folder	Rer
C:	System	Ready	0%	232.771	379	0,67%	194,96 GB	104,42 GB	NTFS		
D:		Ready	0%	41	0	0,00%	10,00 GB	9,95 GB	NTFS		
E:	Data II	Ready	0%	121.351	8.398	52,06%	172,78 GB	108,62 GB	NTFS		



Más eficiente al nivel de hardware.
Evite espacio no usable.

Sistema de costos (clásico)

Memoria Principal vs. Memoria Secundaria

Memoria Secundaria

- Datos guardados en memoria secundaria
- La lectura se hace por **bloques**
- Un bloque tiene un tamaño de B tuplas

Memoria Principal

- Los datos son llevados a memoria principal
- La memoria tiene una capacidad de M tuplas

Sistema de Costos

Memoria Secundaria

- Datos guardados en memoria secundaria
- La lectura se hace por **bloques**
- Un bloque tiene un tamaño de B tuplas

Sistema de Costos (Clásico):

Cuenta los accesos a la memoria secundaria (el disco duro).

Cada vez que se lee o se escribe un bloque, se suma 1 al costo.

Asume que las operaciones en memoria principal toman un tiempo despreciable.

Memoria Principal

- Los datos son llevados a memoria principal
- La memoria tiene una capacidad de M tuplas

Sistema de Costos

- Un bloque tiene un tamaño de B tuplas
- La memoria tiene una capacidad de M tuplas

¿Cuánto cuesta leer n tuplas desde la memoria secundaria? $\lceil \frac{n}{B} \rceil$

¿Cuántos bloques caben en memoria? $\lfloor \frac{M}{B} \rfloor$

¿Cuántos bloques usa una relación R? $\lceil \frac{|R|}{B} \rceil$

Procesamiento de consultas

SQL es un lenguaje **declarativo**

Uno dice lo que quiere, no cómo debería ser computado

(1) Selección/producto:

```
SELECT DISTINCT A.nombre, A.genero
FROM actor A,
   personaje P1, personaje P2
WHERE P1.a_nombre='Tyler, Liv'
   AND P1.p_nombre = P2.p_nombre
   AND P1.p_anho = p2.p_anho
   AND A.nombre = P2.a_nombre
```

(2) Join explicito:

```
SELECT DISTINCT A.nombre, A.genero
FROM actor A NATURAL JOIN
  ( SELECT DISTINCT P2.a_nombre AS nombre
    FROM personaje P2 NATURAL JOIN
      ( SELECT DISTINCT P1.p_nombre, P1.p_anho
        FROM personaje P1
        WHERE P1.a_nombre='Tyler, Liv'
      ) PLT
  ) CLT
```

(3) Consulta anidada (FROM):

```
SELECT DISTINCT A.nombre, A.genero FROM
  ( SELECT DISTINCT P2.a_nombre FROM
      ( SELECT DISTINCT P1.p_nombre, P1.p_anho
        FROM personaje P1
        WHERE P1.a_nombre='Tyler, Liv'
  ) PLT, personaje P2
    WHERE PLT.p_nombre = P2.p_nombre
      AND PLT.p_anho = P2.p_anho
  ) CLT, actor A
  WHERE CLT.a_nombre = A.nombre
```

(4) Consulta anidada (WHERE/IN):

```
SELECT DISTINCT A.nombre, A.genero
FROM actor A
WHERE A.nombre IN
  ( SELECT DISTINCT P2.a_nombre
    FROM personaje P2
    WHERE (P2.p_nombre,P2.p_anho) IN
      ( SELECT DISTINCT P1.p_nombre, P1.p_anho
        FROM personaje P1
        WHERE P1.a_nombre='Tyler, Liv'
      )
  )
```

nombre	genero
Abbott, Jane (II)	F
Acevedo, Gino (I)	M
Allpress, Bruce	M
Appleby, Noel	M
Appleton, Matt (I)	M
Astin, Ali	F
Astin, Sean	M
Aston, David (I)	M
Bach, John (I)	M
Baker, Sala	M
Bartlett, Timothy	M
Bean, Sean	M
Benzon, Jarl	M
Benzon, Jørn	M
Beynon-Cole, Victoria	F
Blanchett, Cate	F
Bloom, Orlando	M
Boyd, Billy (I)	M
Boyens, Callum	M
Britton, Ben (I)	M
Britton, Ben (VI)	M
Brophy, Jed	M
Brophy, Riley	M
Brophy, Sadwyn	M
Browning, Alistair	M
Bryson, Paul (I)	M
Burnyeat, Luke	M
Clentworth, Rachel	F
Comery, Sam	M
Corrigan, Peter (II)	M
Crossen, Sabine	F

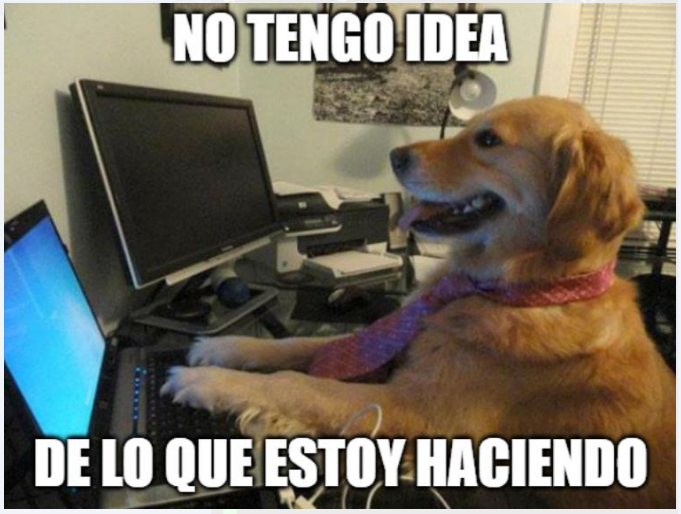
:

SQL es un lenguaje **declarativo**

Uno dice lo que quiere, no cómo debería ser computado

Idealmente, el motor puede elegir el mejor plan de ejecución independientemente de la expresión particular de la consulta

El usuario no tiene que preocuparse por la optimización de la consulta



Búsqueda

Búsqueda

- Devolver todas las tuplas de una relación que satisfagan alguna condición

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true

```
SELECT *
FROM Planeta
WHERE nombre = 'Venus'
```

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false

Búsqueda Secuencial

- Se leen todas las tuplas de la relación R
- Se seleccionan las que cumplan la condición

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true

¿Cuántas tuplas se leen? $|R|$

¿Cuánto cuesta en términos de bloques? $\lceil \frac{|R|}{B} \rceil$

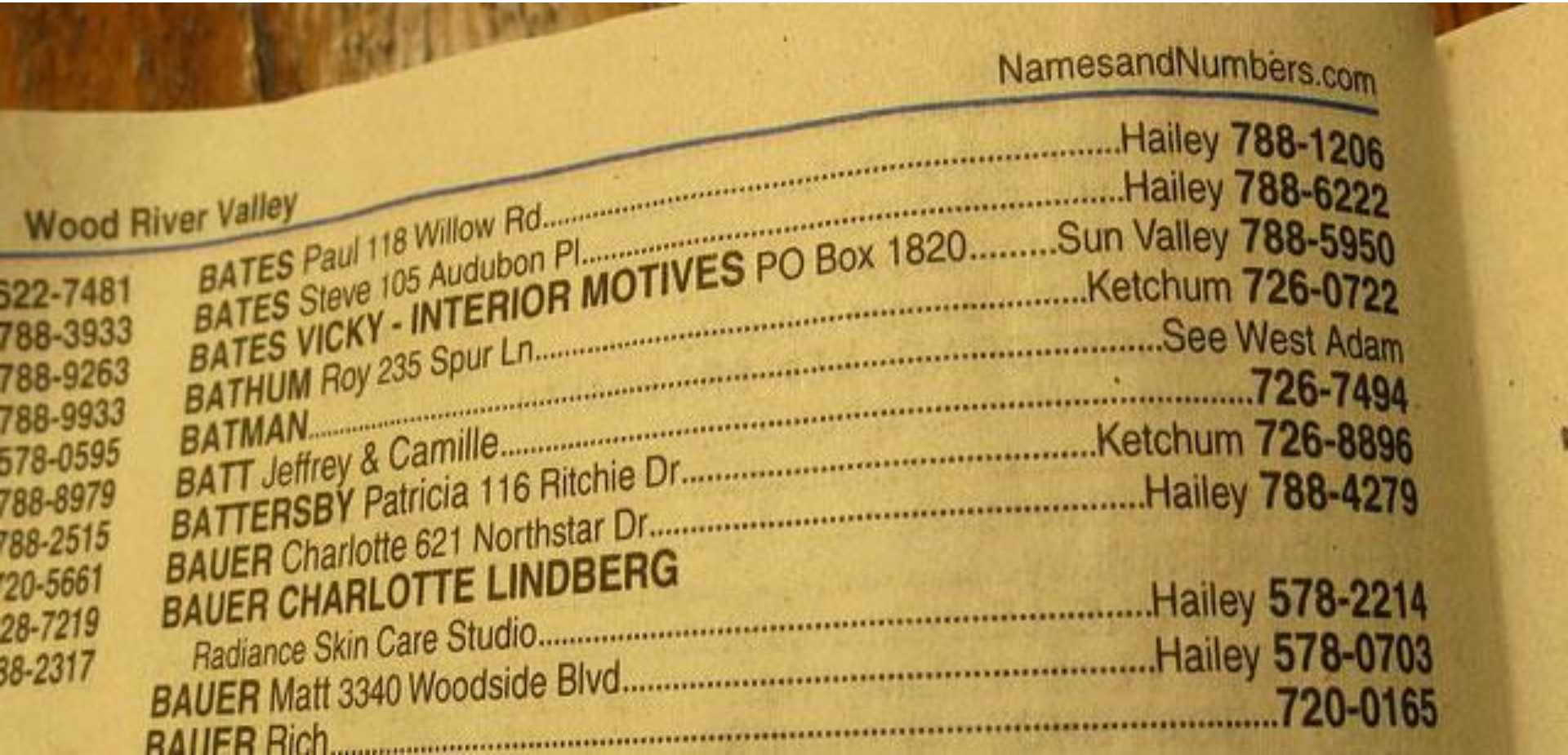
¿Cómo podemos optimizar la búsqueda? ...

ÍNDICES

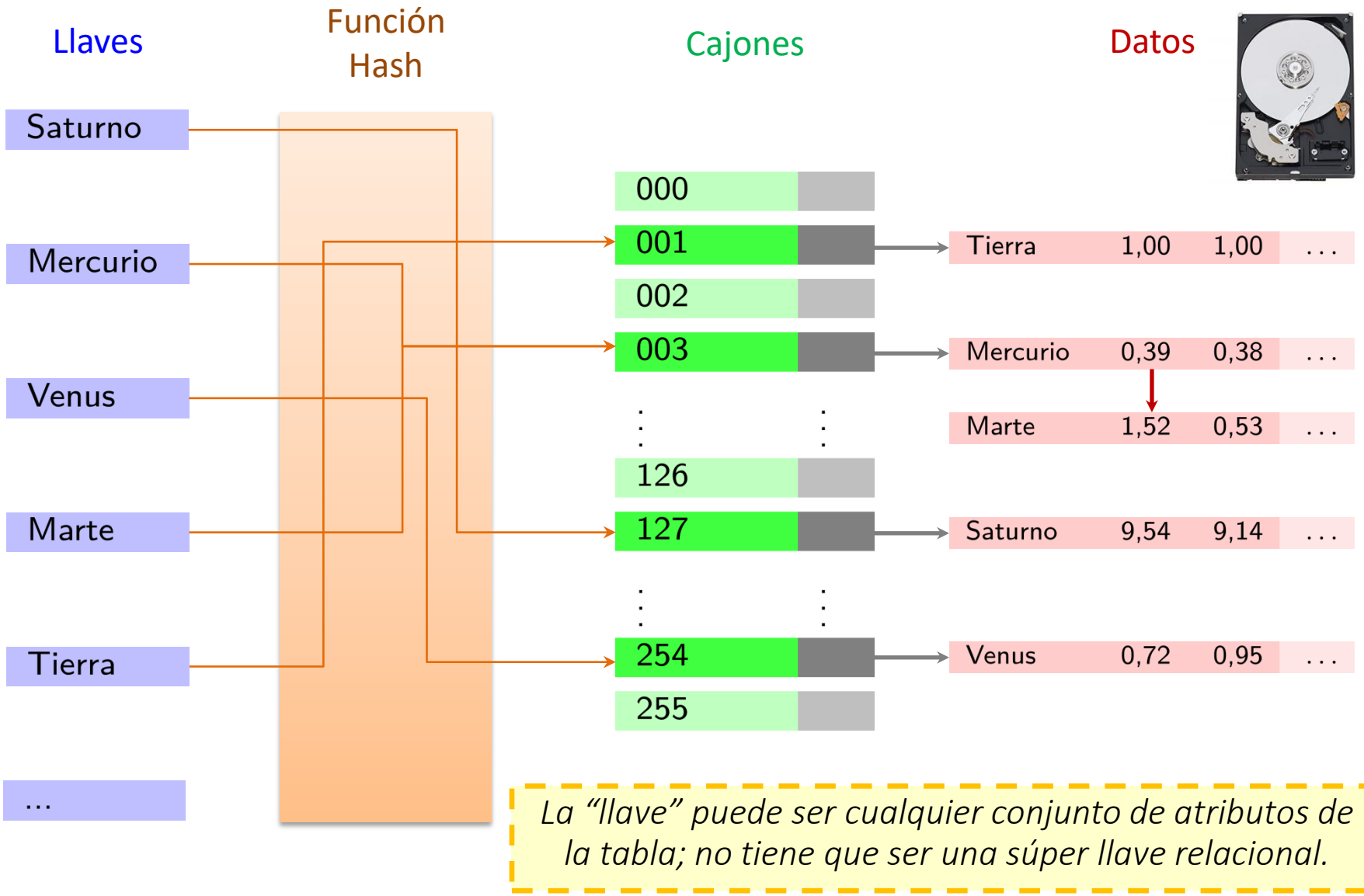
Capítulo 9.3 | Ramakrishnan / Gehrke

Índice

- Estructura los datos para facilitar búsquedas



Índice Hash



La "llave" puede ser cualquier conjunto de atributos de la tabla; no tiene que ser una súper llave relacional.

Índice Hash

¿El costo de búsqueda con un índice hash?

Caso ideal: $O(1)$ *para devolver una tupla*

Peor caso: $O(\lceil \frac{|R|}{B} \rceil)$

Asumiremos una búsqueda que devuelva una sola tupla.

Para devolver k *tuplas, hay que "sumar"* $\lceil \frac{k}{B} \rceil$ *al costo.*

Caso ideal: $O(\max(1, \lceil \frac{k}{B} \rceil))$ *para devolver* k *tuplas*

Índice Hash

¿El costo de búsqueda con un índice hash?

Caso ideal: $O(1)$ *para devolver una tupla*

Peor caso: $O(\lceil \frac{|R|}{B} \rceil)$

Pero ¿qué tipo de búsqueda?

¡Hemos asumido que se sabe el valor exacto de la llave!

```
SELECT *
FROM Planeta
WHERE nombre = 'Venus'
```

Índice Hash

¿El costo de búsqueda con un índice hash?

Caso ideal: $O(1)$ *para devolver una tupla*

Peor caso: $O(\lceil \frac{|R|}{B} \rceil)$

¿Qué pasa con las búsquedas por rango?

```
SELECT *
FROM Planeta
WHERE temp > 100
  AND temp < 200
```

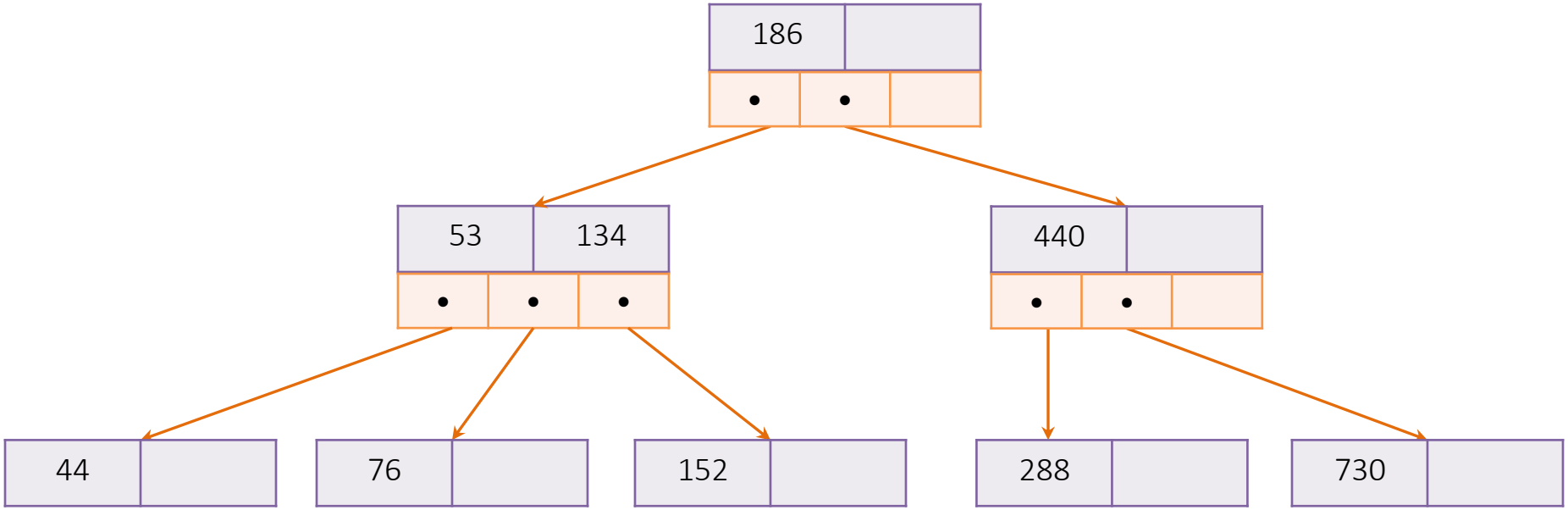
Buscar n *valores (ideal):* $O(n)$

Leer todo (búsqueda secuencial): $O(\lceil \frac{|R|}{B} \rceil)$

Índice Árbol B

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true
Pluto	39,48	0,19	0,1	6,387	248,000	44	false



***Árbol B**: Árbol ordenado, balanceado*

***a–b Árbol B**: Los nodos internos tienen entre **a** y **b** hijos ($a \geq \lceil \frac{b}{2} \rceil$)*

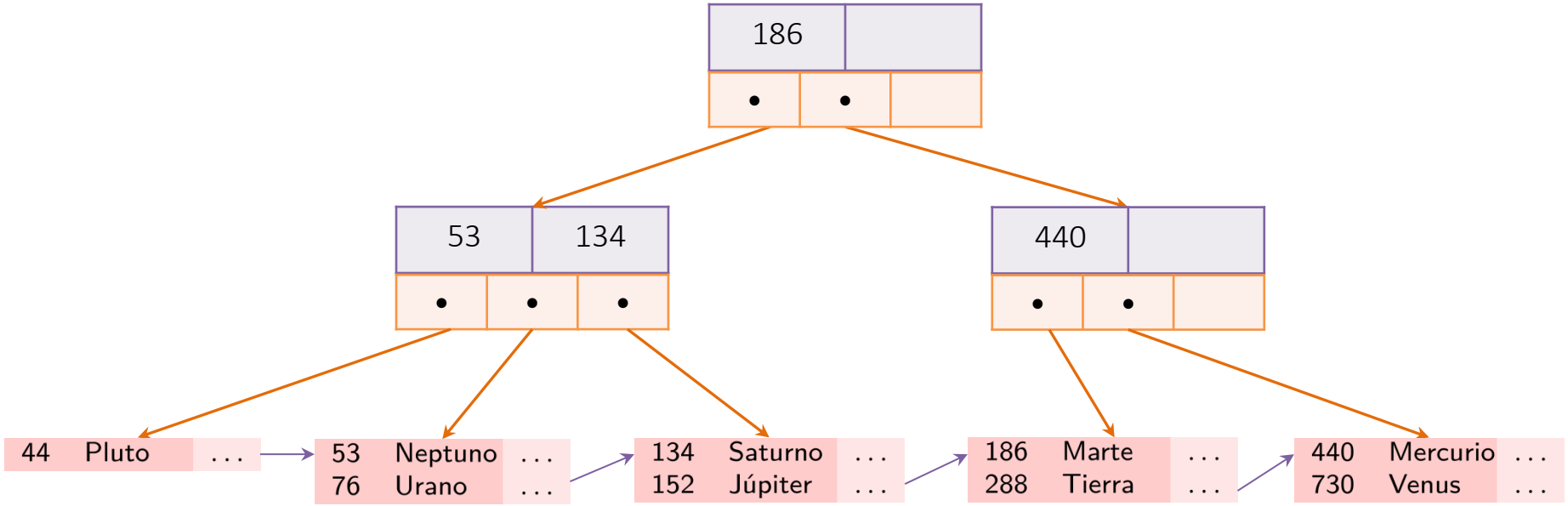
¿Este caso?

2–3 Árbol B

Índice Árbol B+

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true
Pluto	39,48	0,19	0,1	6,387	248,000	44	false



***Árbol B+**: Árbol B donde se guardan las tuplas en las hojas del árbol.*

Las hojas guardan <u>todas</u> las llaves y sus valores.

Se conectan las hojas para poder hacer búsquedas por rango más eficientes.

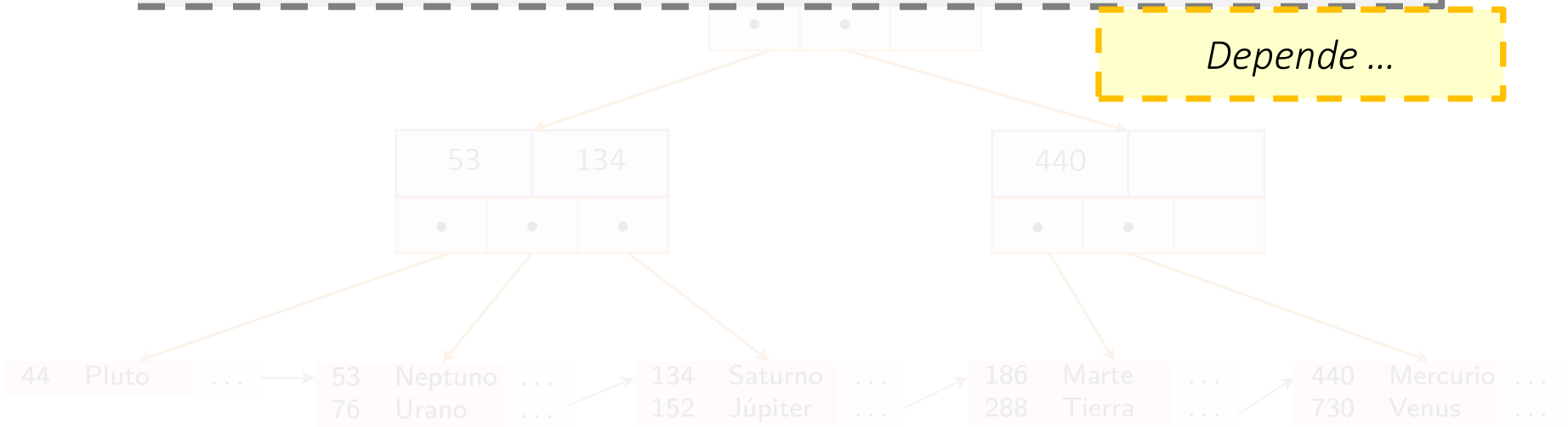
Índice Árbol B+

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true
Pluto	39,48	0,19	0,1	6,387	248,000	44	false

¿El costo de búsqueda con un árbol B+?

Depende …

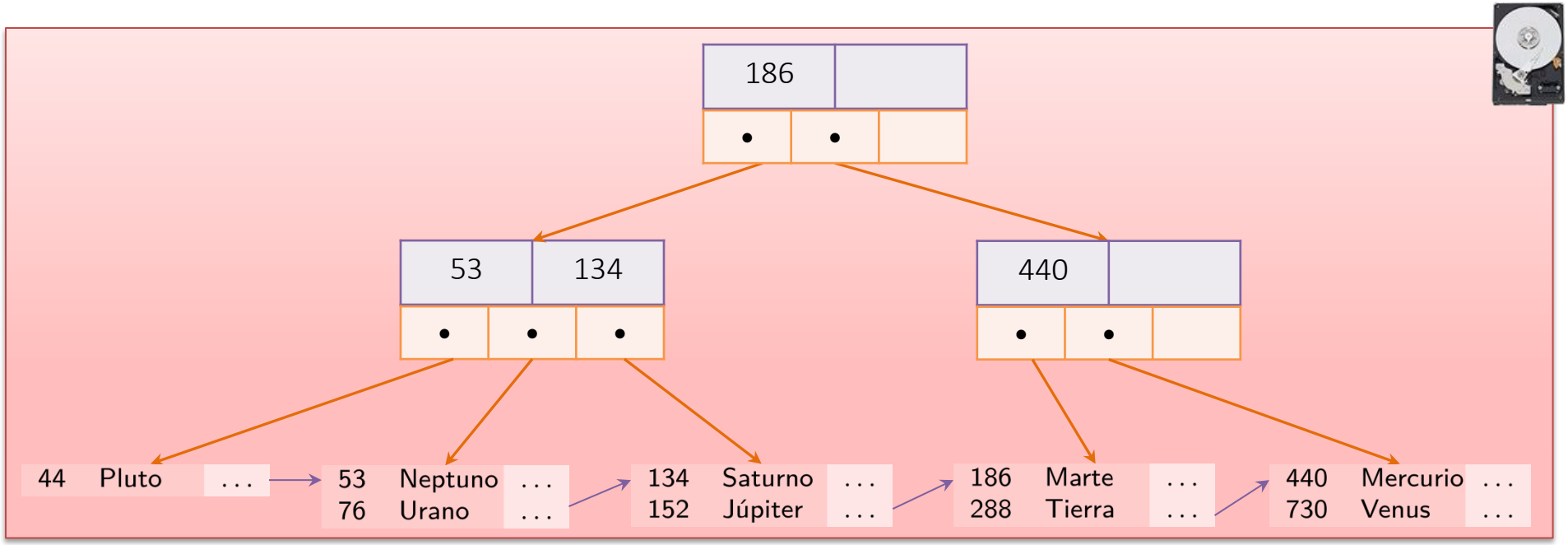


***Árbol B+**: Árbol B donde se guardan las tuplas en las hojas del árbol.*

Las hojas guardan <u>todas</u> las llaves y sus valores.

Se conectan las hojas para poder hacer búsquedas por rango más eficientes.

Índice Árbol B+

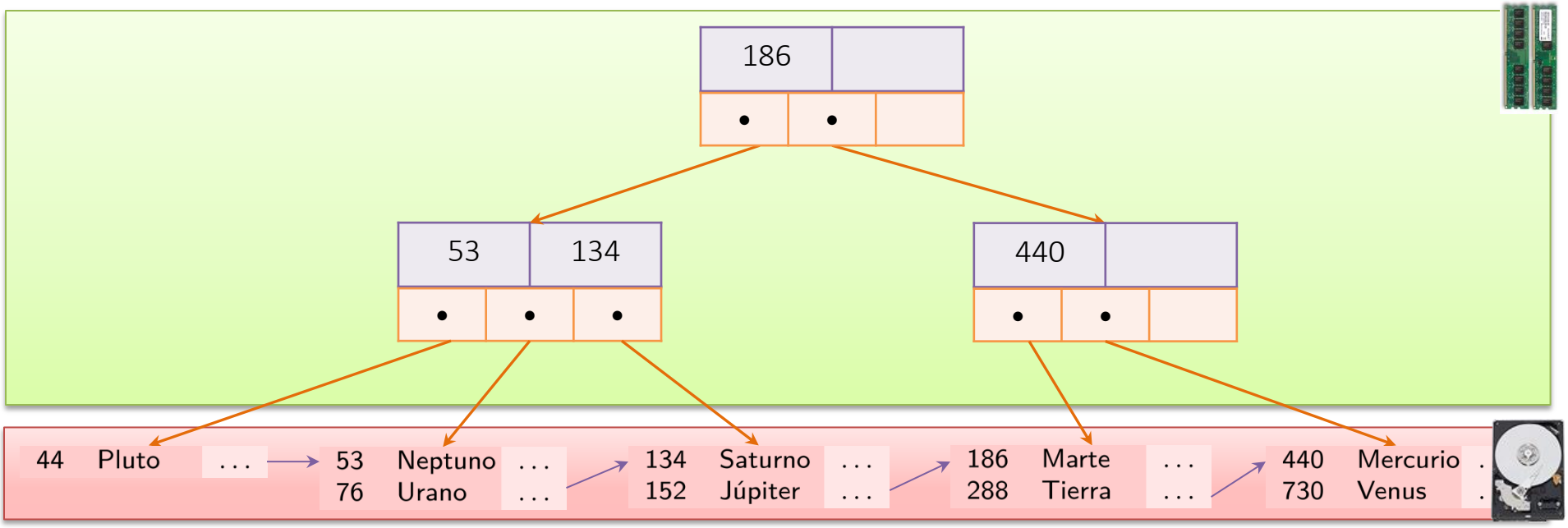


¿El costo en términos de bloques leídos de memoria secundaria?

Si se guarda cada nodo como un bloque en memoria secundaria:

$O(\log_b(\lceil \frac{|R|}{B} \rceil))$ *para devolver la primera tupla*

Índice Árbol B+

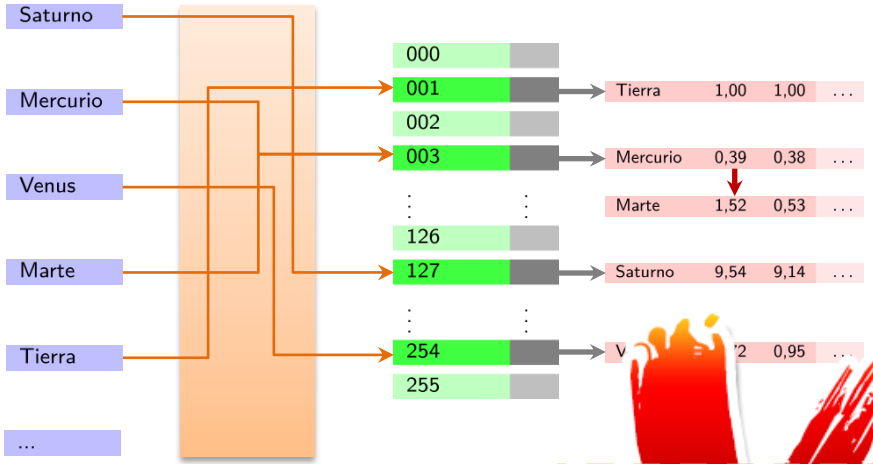


¿El costo en términos de bloques leídos de memoria secundaria?

Si se cachean la raíz y los nodos internos en memoria principal:

$O(1)$ *para devolver una tupla*

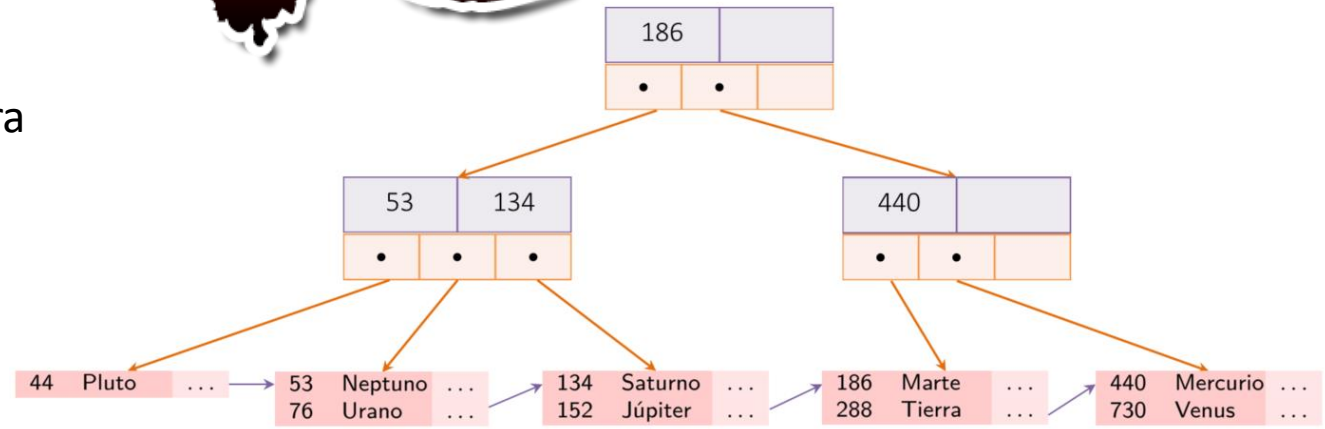
Índices: Hash vs. Árbol B+



Levemente más eficiente para búsquedas exactas asumiendo una función de hash ideal

Arból B+ es más popular

Mucho más eficiente para búsquedas por rango



Crear Índices: SQL

- Por defecto, se crea un índice para la llave primaria (y las restricciones de unicidad) de la tabla

- Para crear/borrar índices sobre otros atributos:

```
CREATE INDEX nombre ON tabla (atr1,atr2) -- btree por defecto

CREATE INDEX nombre ON tabla USING hash (atr1,atr2)

DROP INDEX nombre
```

Joins

Reunir tablas: (Equi) JOIN

Planeta

nombre	dist	radio	grav	días	años	temp	anillo
Mercurio	0,39	0,38	2,8	58,646	0,241	440	false
Venus	0,72	0,95	8,9	-243,019	0,615	730	false
Tierra	1,00	1,00	9,8	0,997	1,000	288	false
Marte	1,52	0,53	3,7	1,026	1,880	186	false
Júpiter	5,20	10,97	22,9	0,414	11,862	152	true
Saturno	9,54	9,14	9,1	0,444	29,447	134	true
Urano	19,19	3,98	7,8	-0,719	84,017	76	true
Neptuno	30,07	3,86	11,0	0,671	164,791	53	true

Aterrizaje

nave	planeta	país	año
Messenger	Mercurio	EEUU	2015
Venera 3	Venus	URRS	1966
Pioneer	Venus	EEUU	1978
Mars 2 lander	Marte	URRS	1971
Viking 1	Marte	EEUU	1976
Beagle 2	Marte	ESA	2003
Galileo	Júpiter	EEUU	2003

```
SELECT nave, nombre, dist, año
FROM Planeta, Aterrizaje
WHERE nombre = planeta
```

¿Cómo deberíamos ejecutar el join?

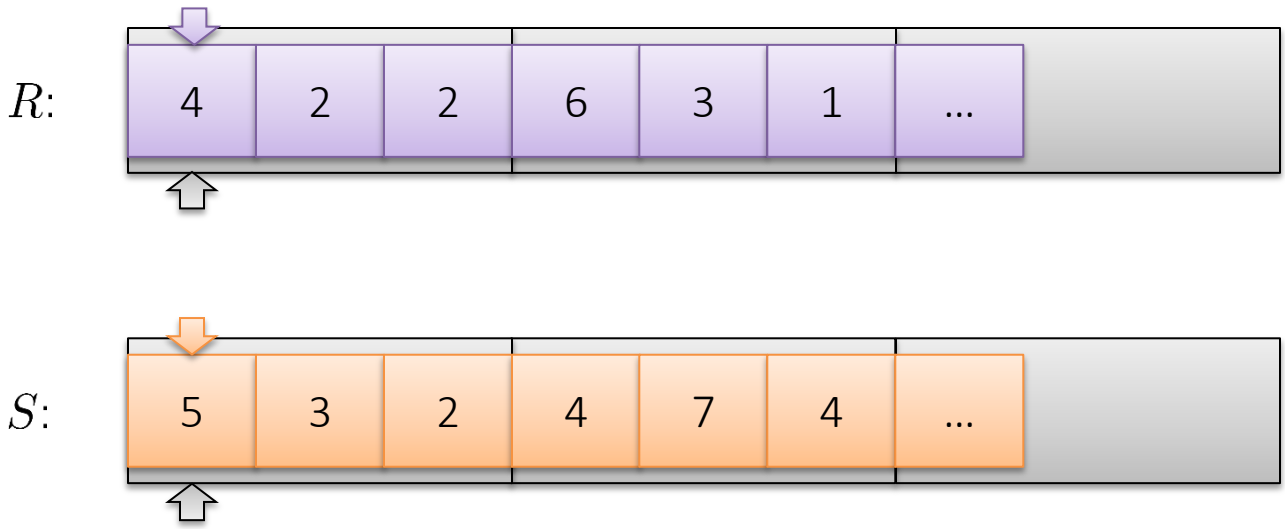
nave	nombre	dist	año
Messenger	Mercurio	0,39	2015
Venera 3	Venus	0,72	1966
Pioneer	Venus	0,72	1978
Mars 2 lander	Marte	1,52	1971
Viking 1	Marte	1,52	1976
Beagle 2	Marte	1,52	2003
Galileo	Júpiter	5,20	2003

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

$R \bowtie S$

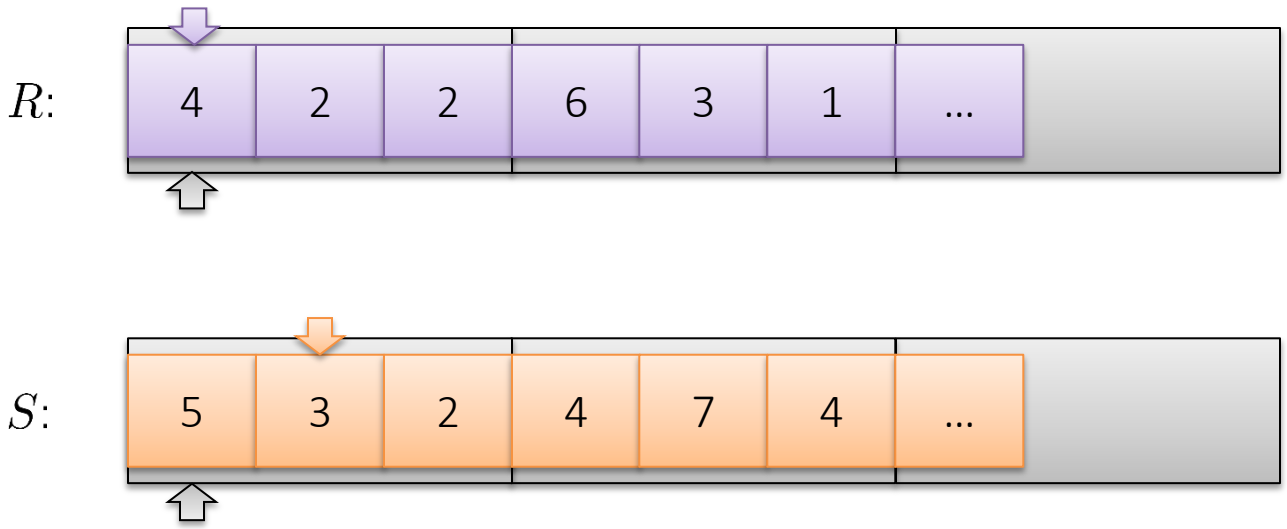


Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

$R \bowtie S$

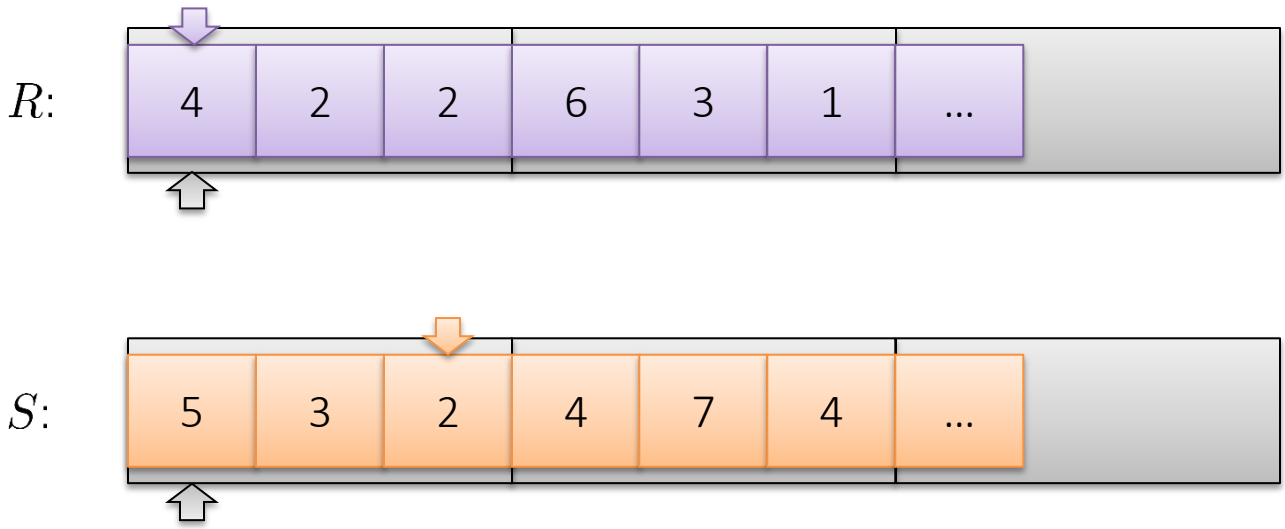


Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

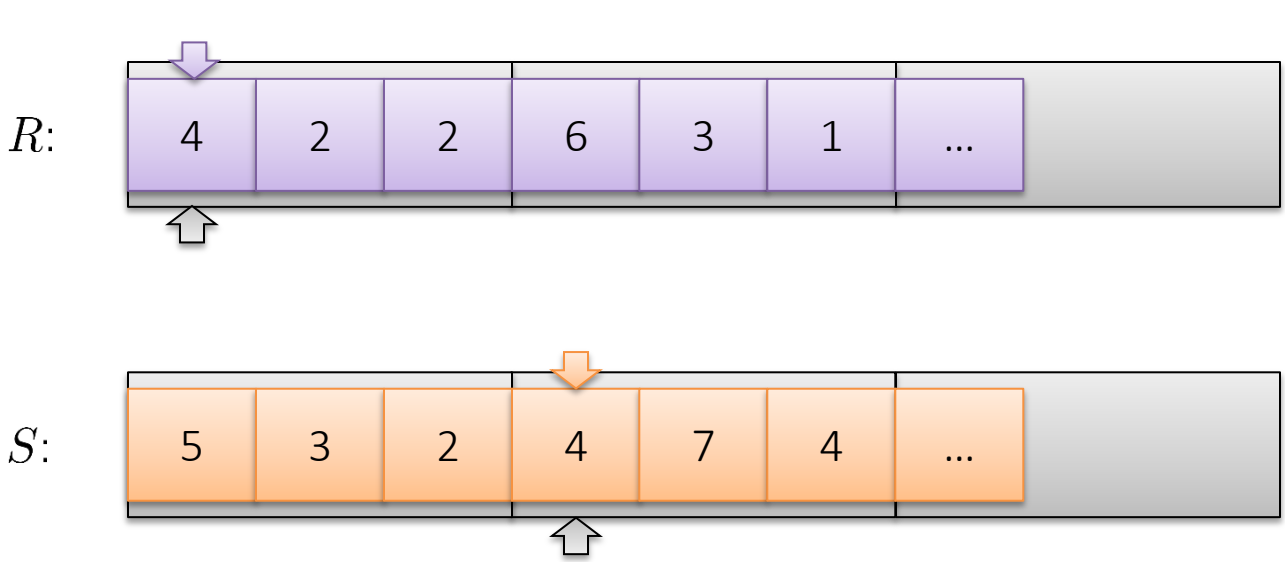
$R \bowtie S$



Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



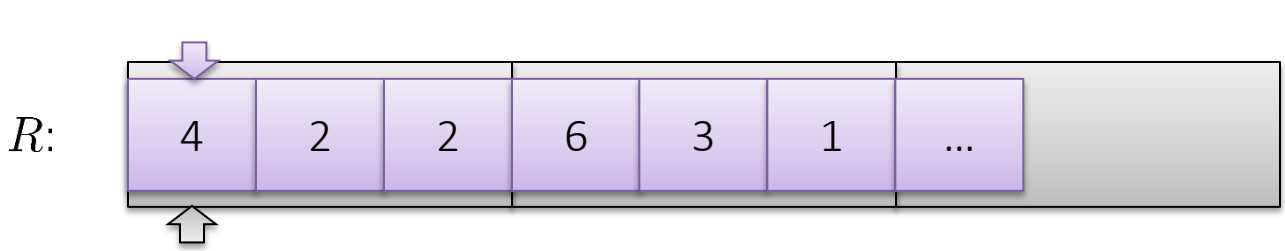
$R \bowtie S$

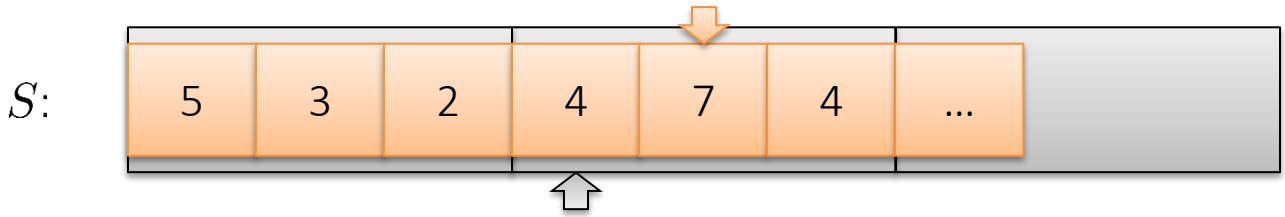
4	4

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



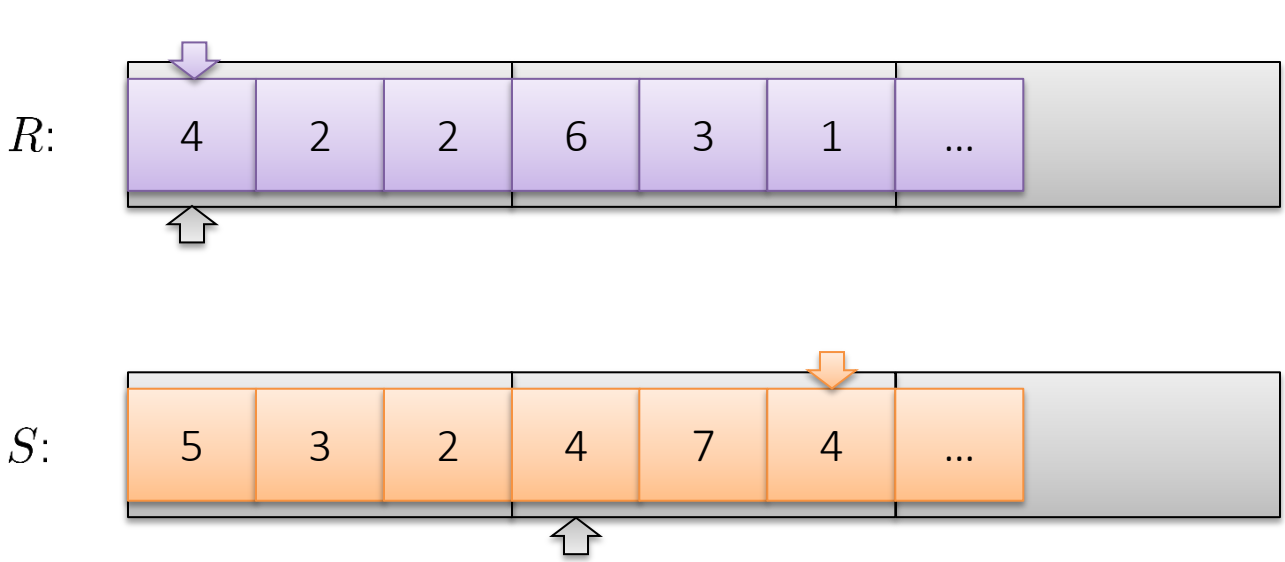


$R \bowtie S$

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



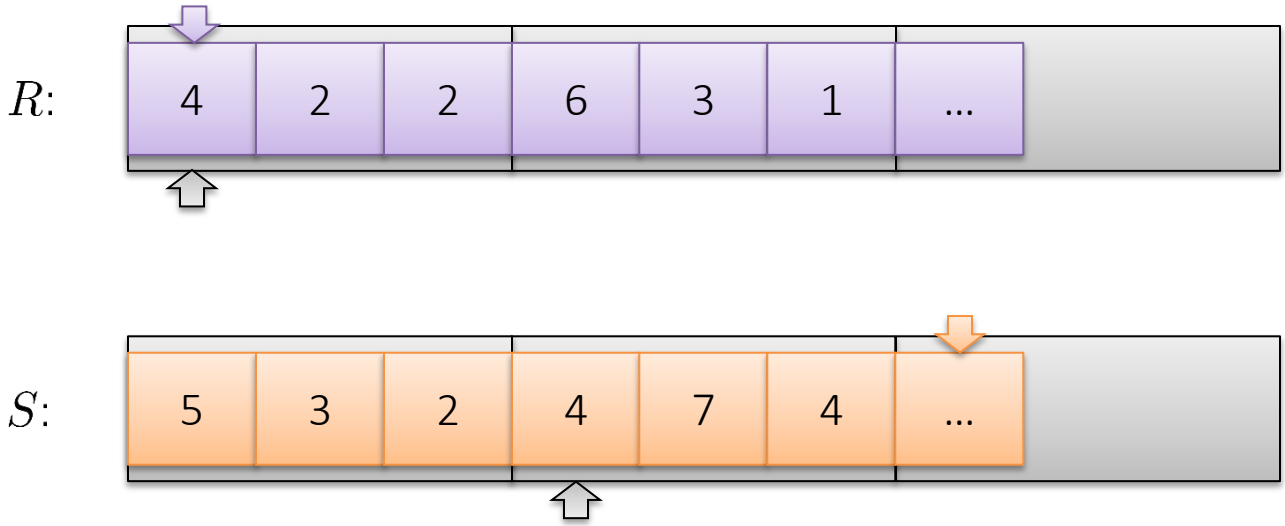
$R \bowtie S$

4	4
4	4

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



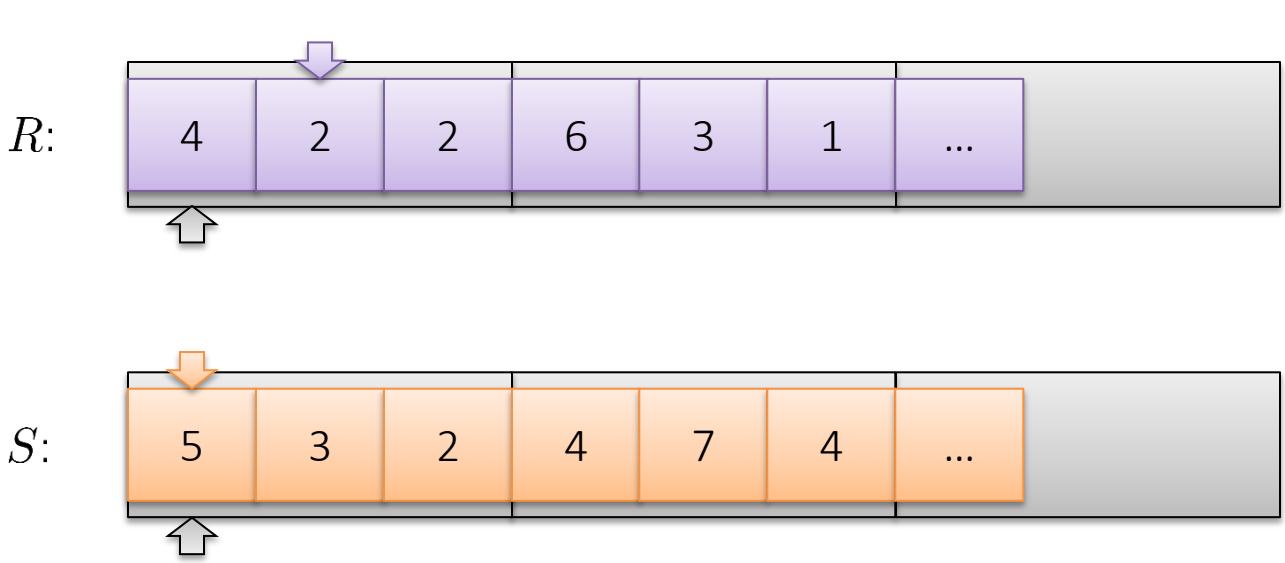
$R \bowtie S$

4	4
4	4

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



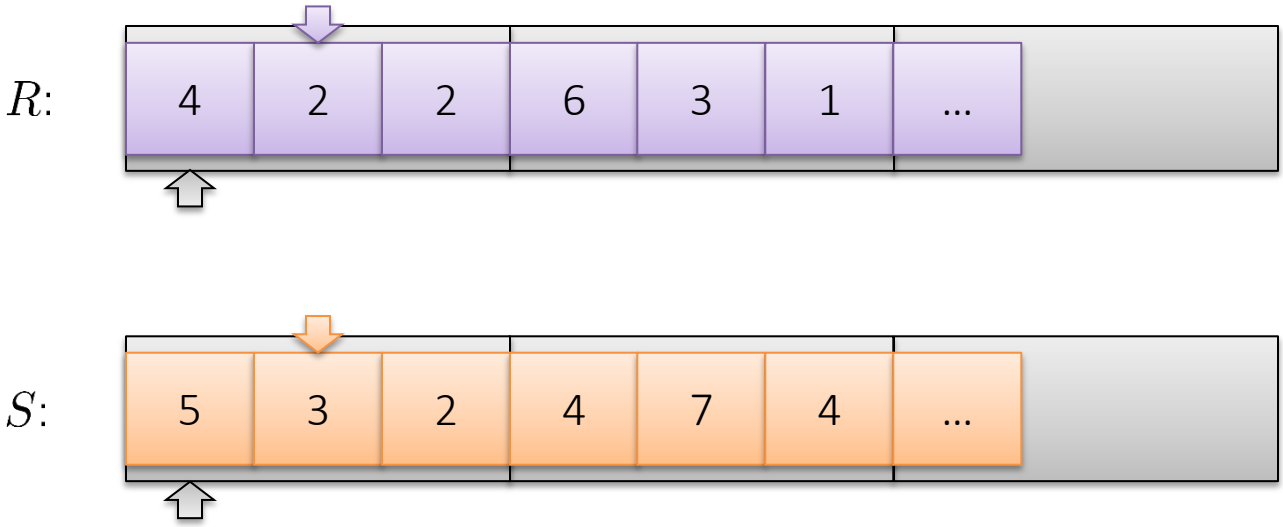
$R \bowtie S$

4	4
4	4

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



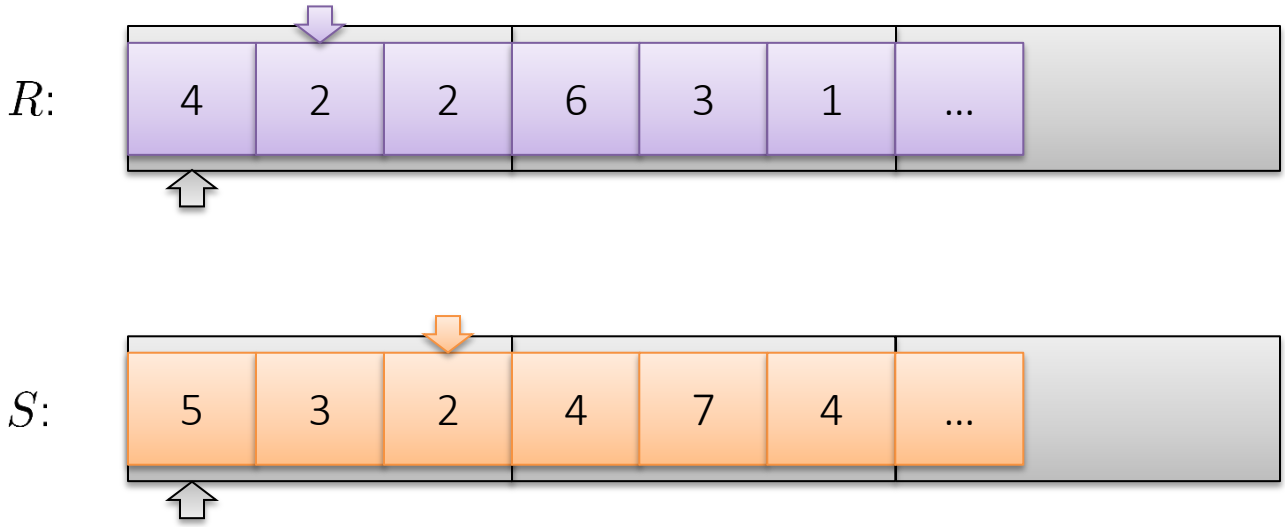
$R \bowtie S$

4	4
4	4

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



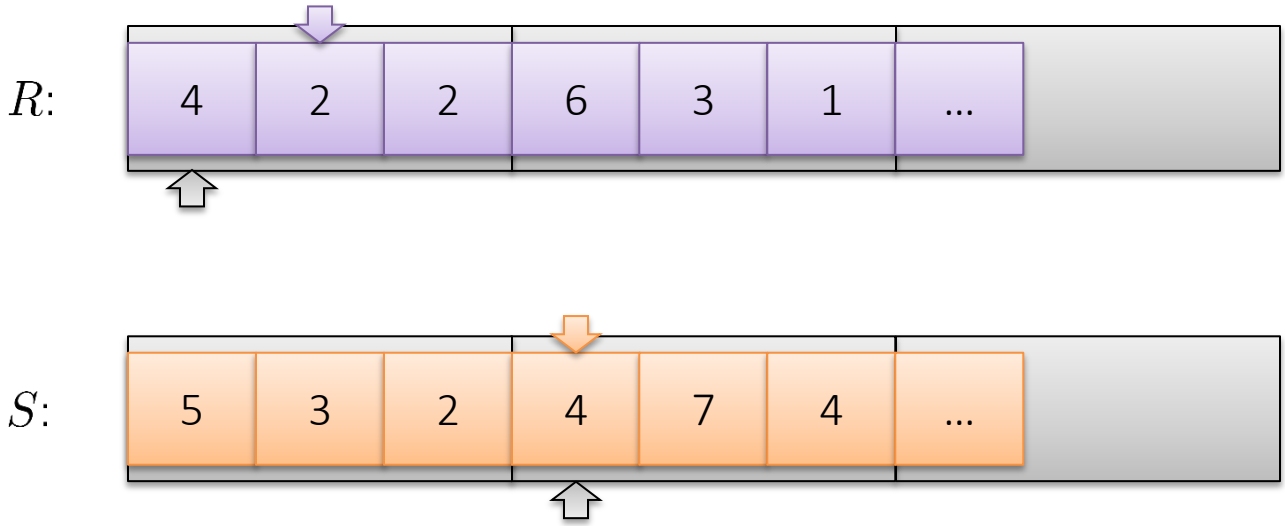
$R \bowtie S$

4	4
4	4
2	2

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



$R \bowtie S$

4	4
4	4
2	2

...

Loop anidado (sin índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Para cada tupla $s \in S$
    - Si r y s satisfacen el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

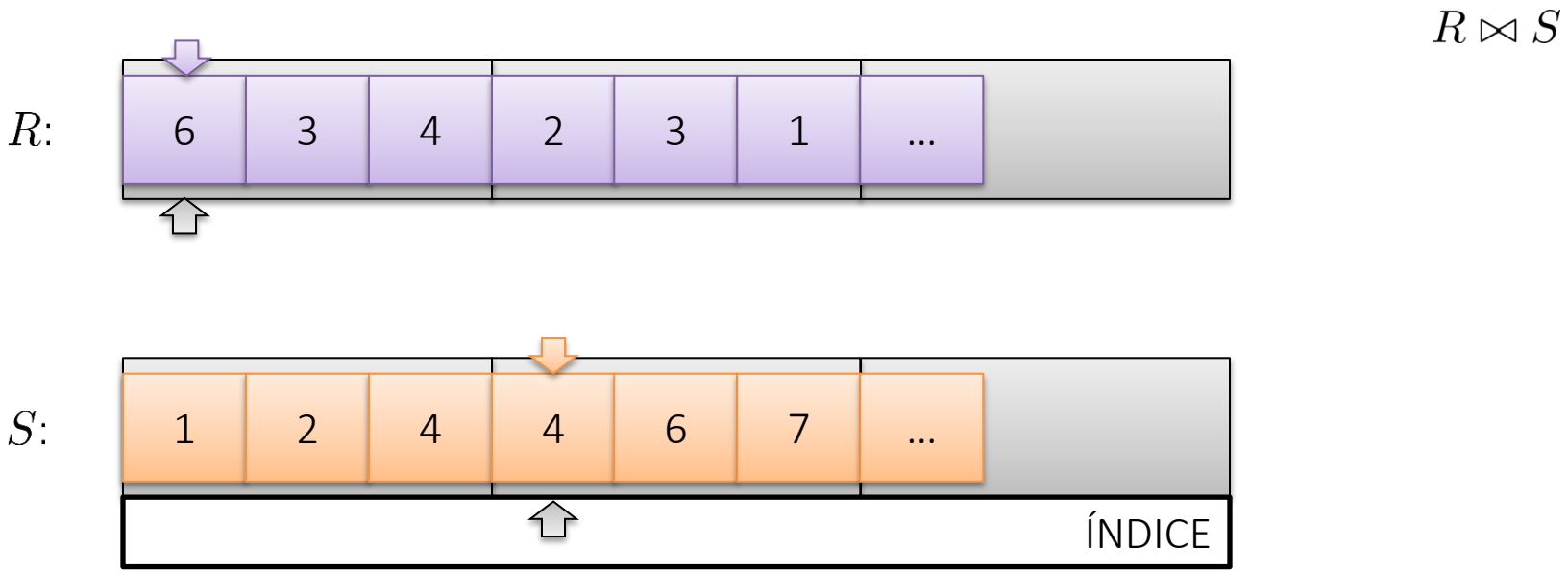
¿Costo?	$\lceil \frac{\lvert R \rvert}{B} \rceil + \lvert R \rvert \cdot \lceil \frac{\lvert S \rvert}{B} \rceil$
¿Memoria?	$2B$ tuplas
¿Elegir R y S?	$\lvert R \rvert < \lvert S \rvert$ (para ahorrar tiempo)

¿Podemos optimizar esta forma de hacer joins?

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

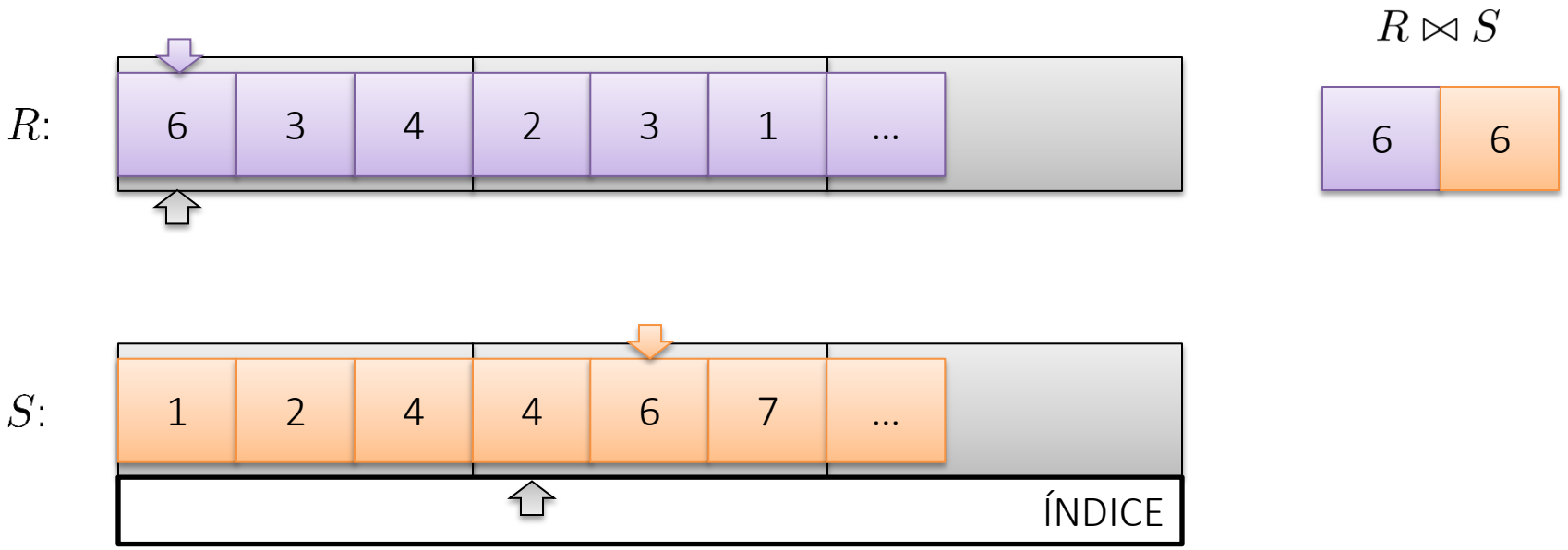
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

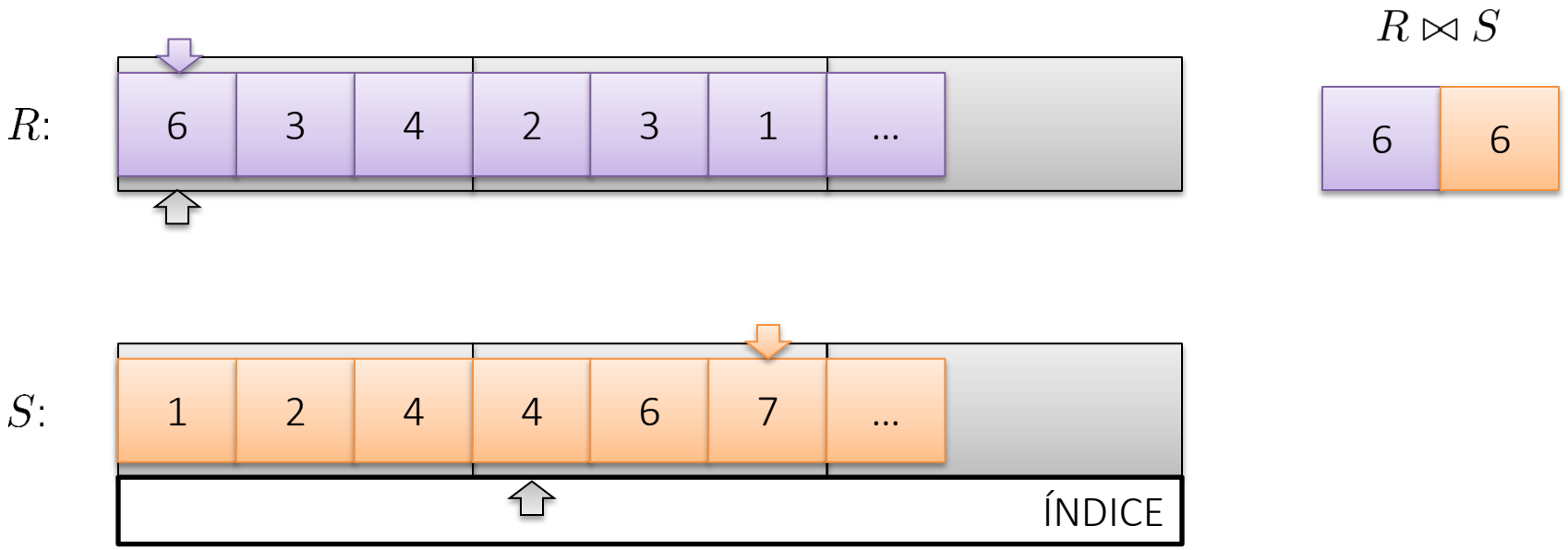
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

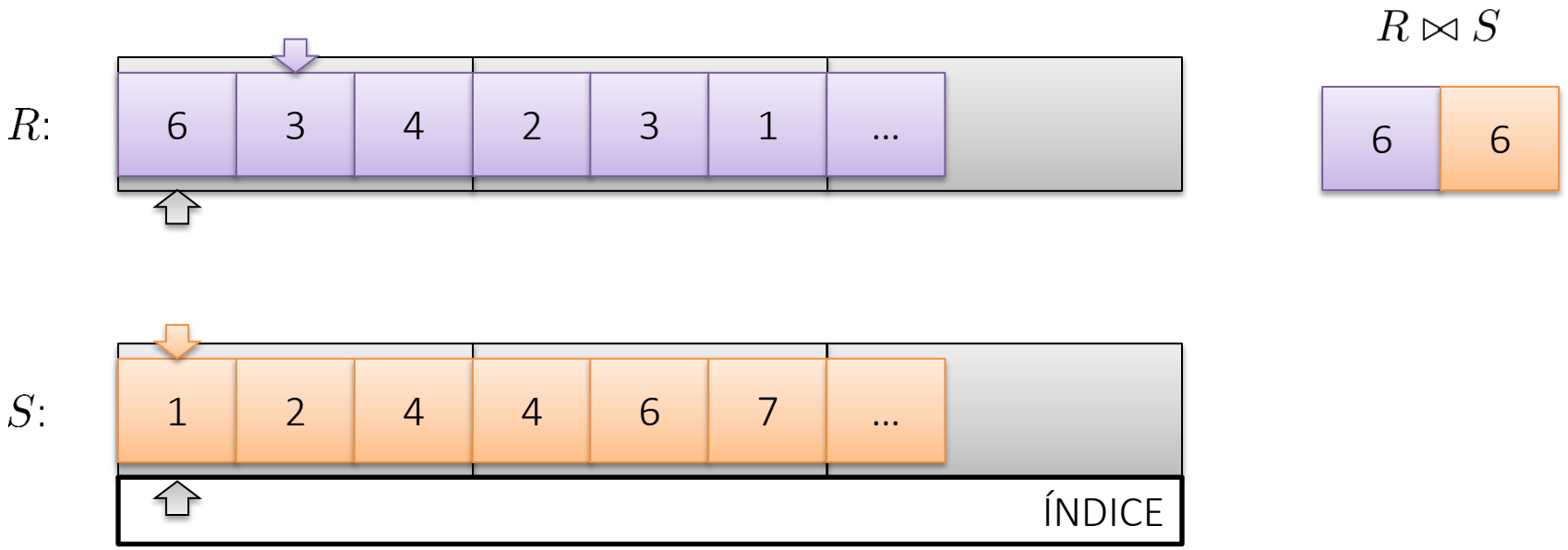
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

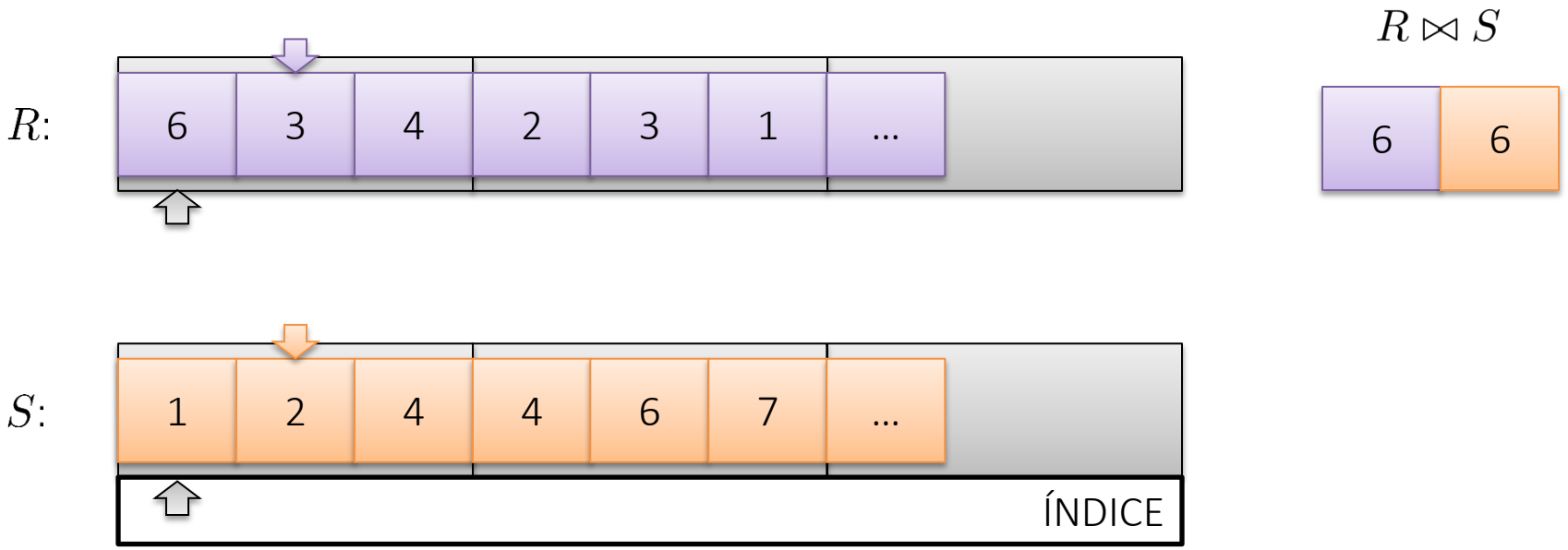
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

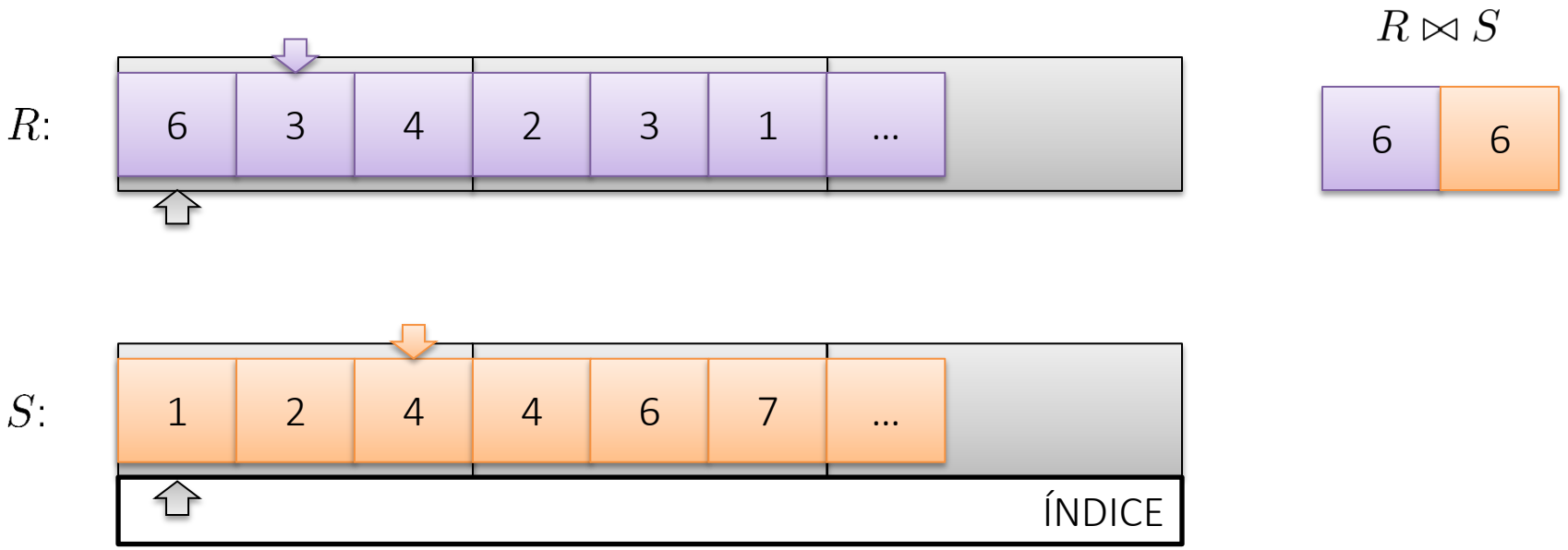
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

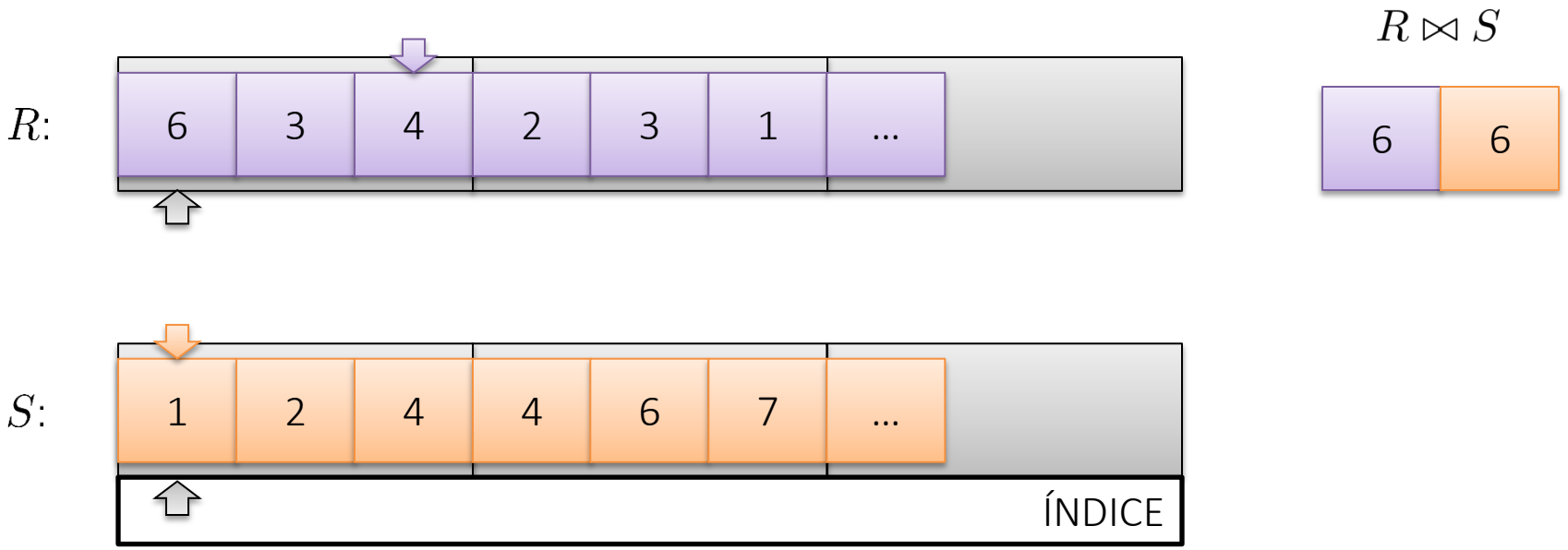
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

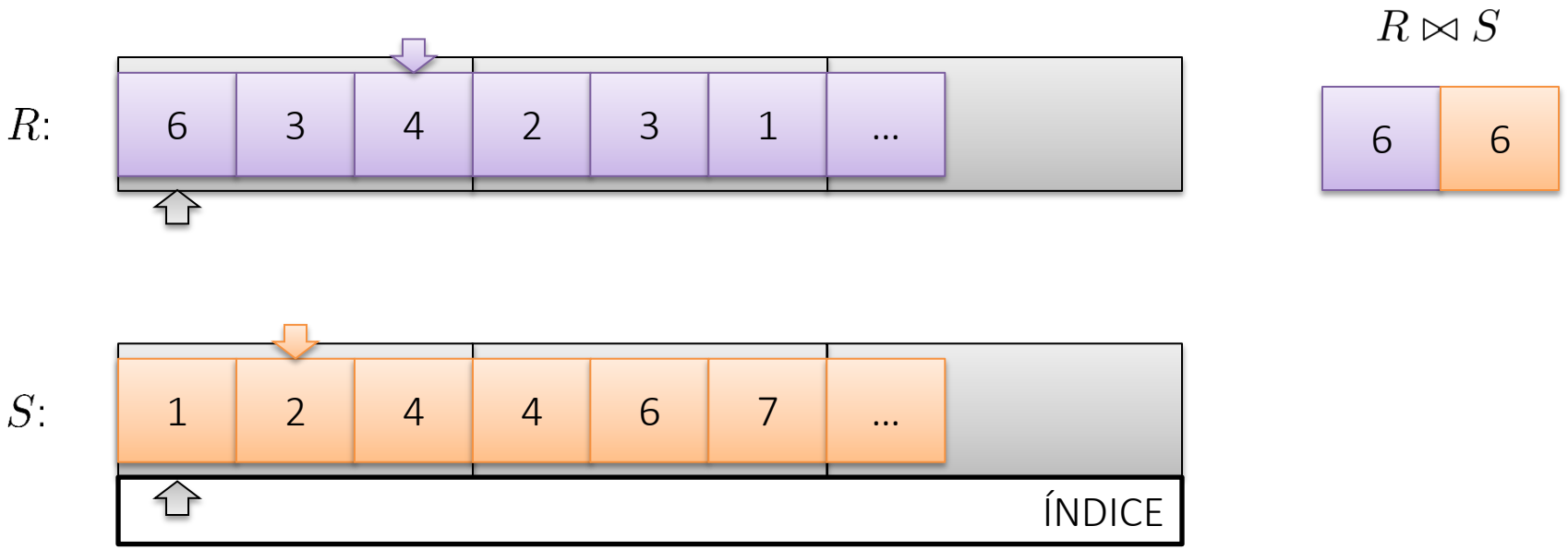
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

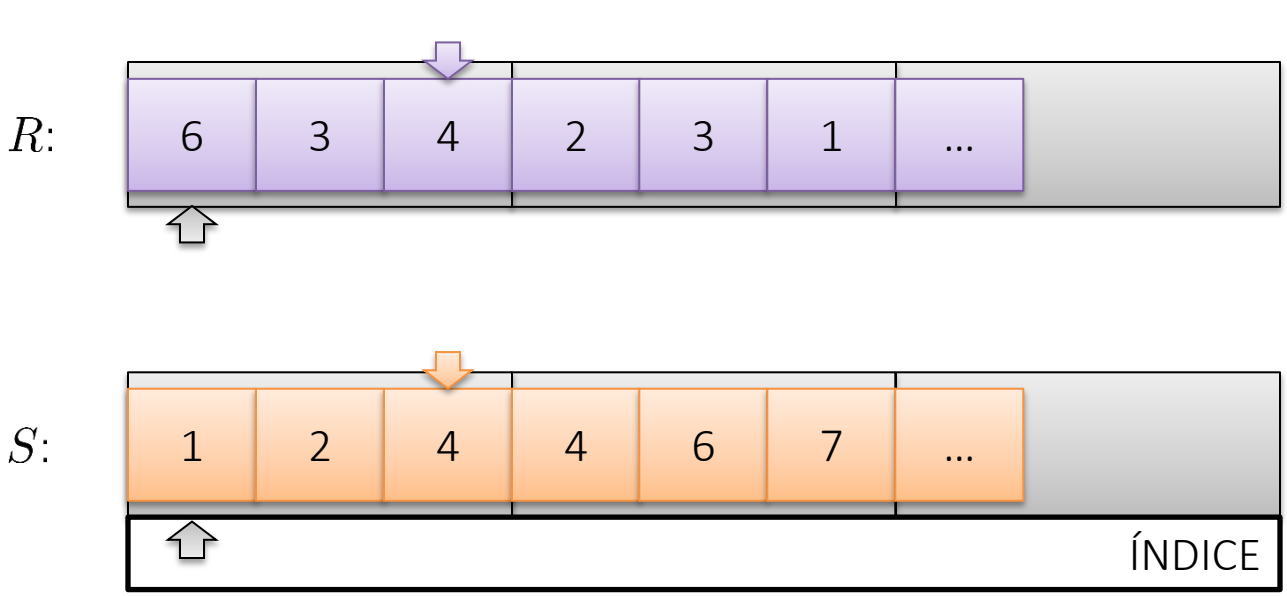
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



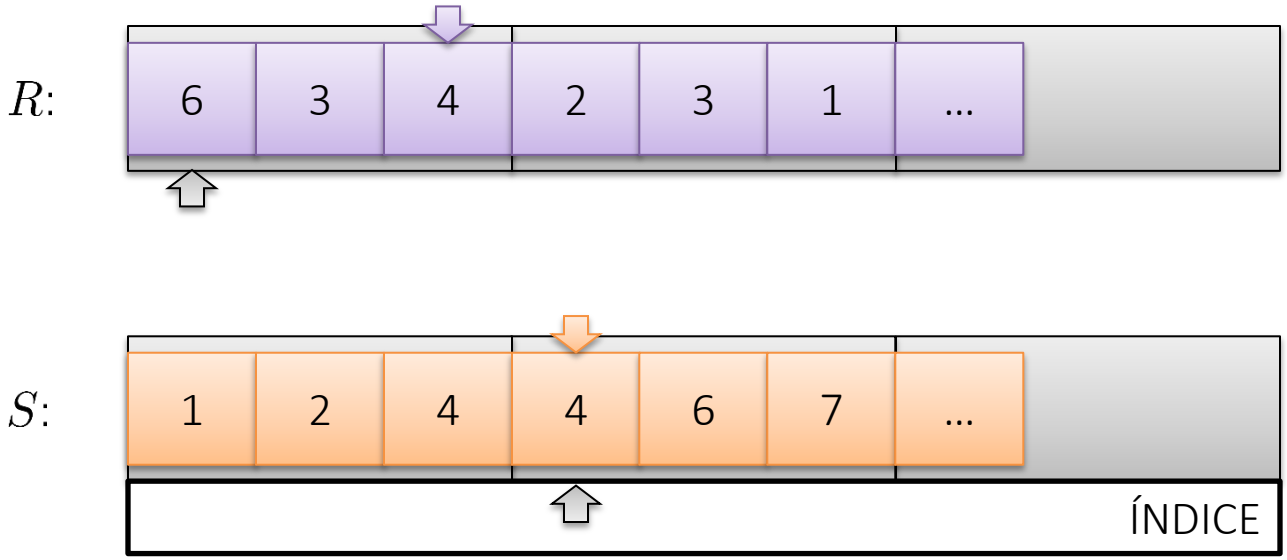
$R \bowtie S$

6	6
4	4

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



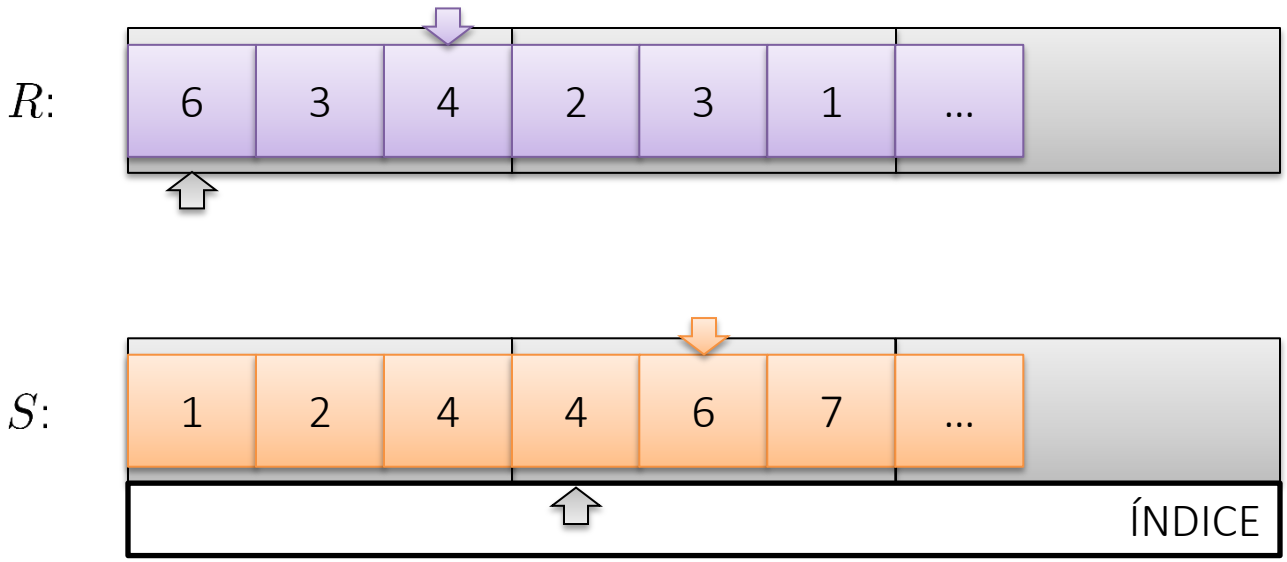
$R \bowtie S$

6	6
4	4
4	4

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



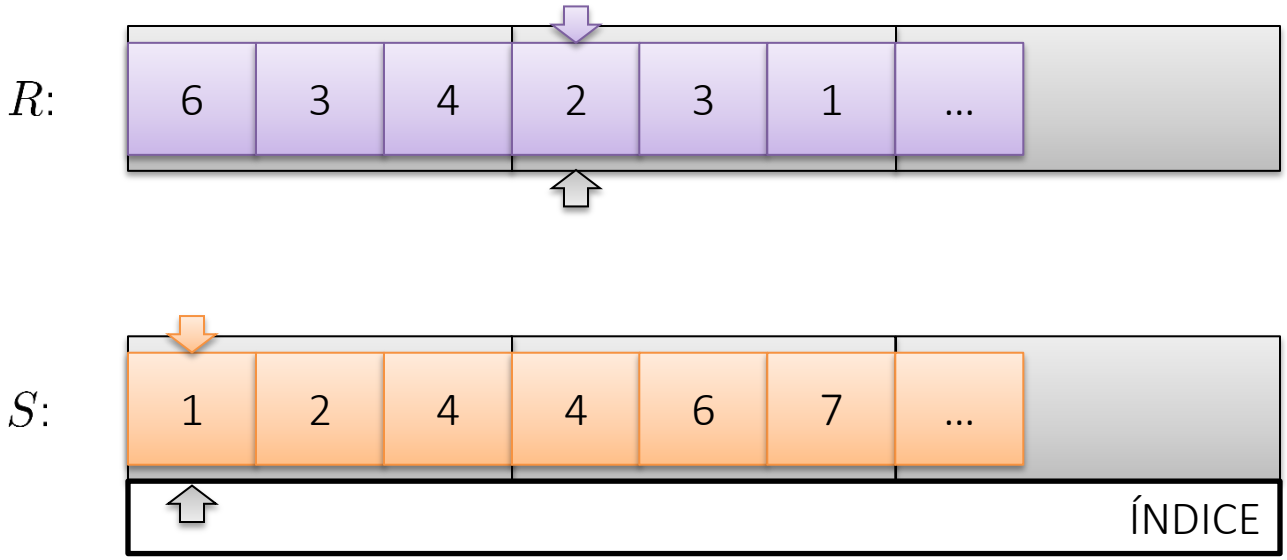
$R \bowtie S$

6	6
4	4
4	4

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



$R \bowtie S$

6	6
4	4
4	4

...

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

¿Costo?

$\mathcal{B}(S)$: costo de buscar en S

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot \mathcal{B}(S)$

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot \lceil \frac{|S|}{B} \rceil$ *peor caso*

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot O(\log_b(\lceil \frac{|S|}{B} \rceil))$ *mejor caso: Árbol B+ (disco)*

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot O(1)$ *mejor caso: Hash / Árbol B+ (mem. p.)*

*El "**mejor caso**" aquí asume que, para cada tupla r, las tuplas $s_1,\ldots,s_k$ que sean compatibles con r estén en un número constante de bloques.*

Loop anidado (con índices)

$R \bowtie S$

- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar $s \in S$ en el índice tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

¿Costo?

$\mathcal{B}(S)$: costo de buscar en S

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot \mathcal{B}(S)$

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot \lceil \frac{|S|}{B} \rceil$ *peor caso*

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot O(\log_b(\lceil \frac{|S|}{B} \rceil))$ *mejor caso: Árbol B+ (disco)*

$\lceil \frac{|R|}{B} \rceil + |R| \cdot O(1)$ *mejor caso: Hash / Árbol B+ (mem. p.)*

¿Memoria?

$2B$ tuplas

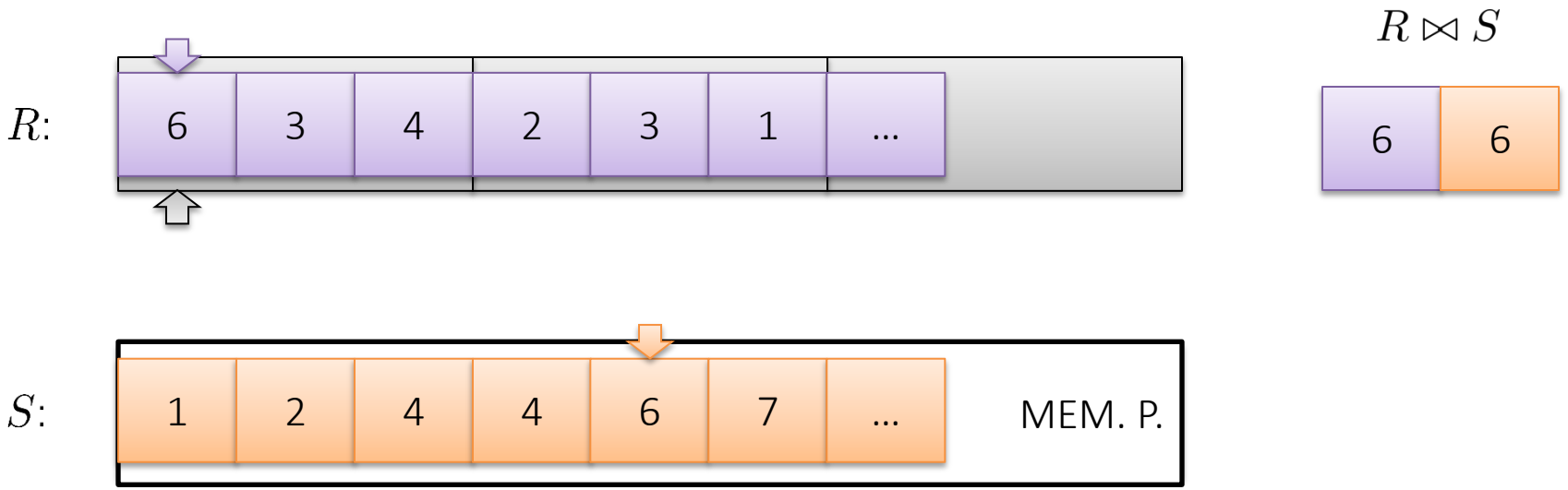
¿Elegir R y S?

$|R| < |S|$ (para ahorrar tiempo)

Hash-join

$R \bowtie S$

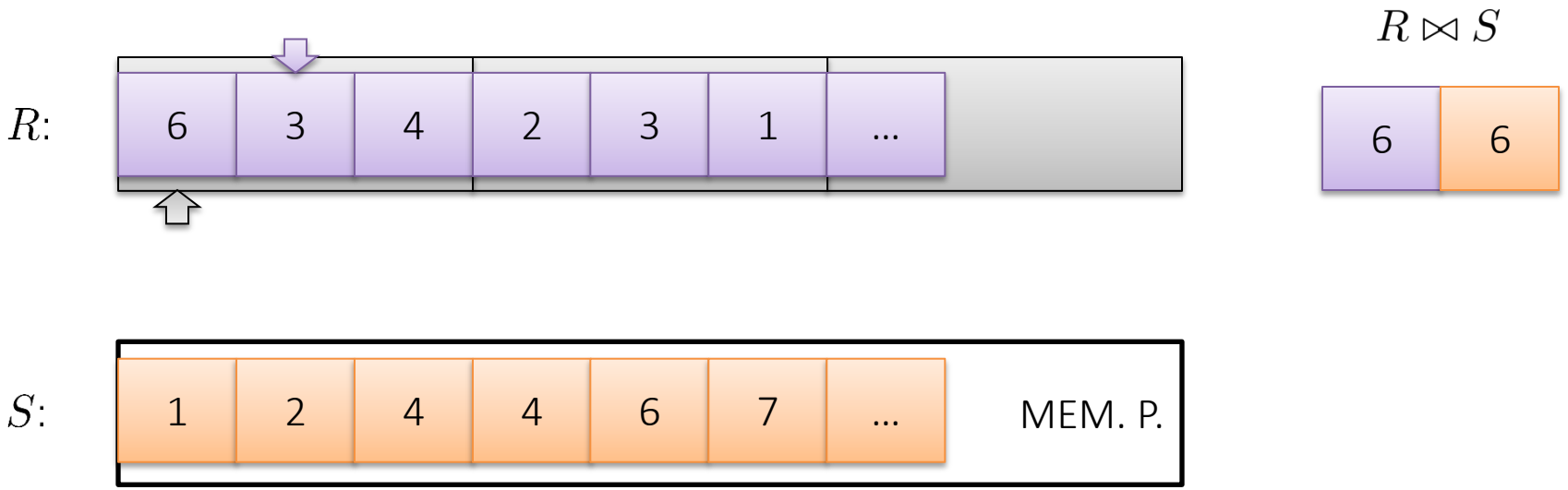
- Guardar S en memoria principal
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar s en memoria principal tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Hash-join

$R \bowtie S$

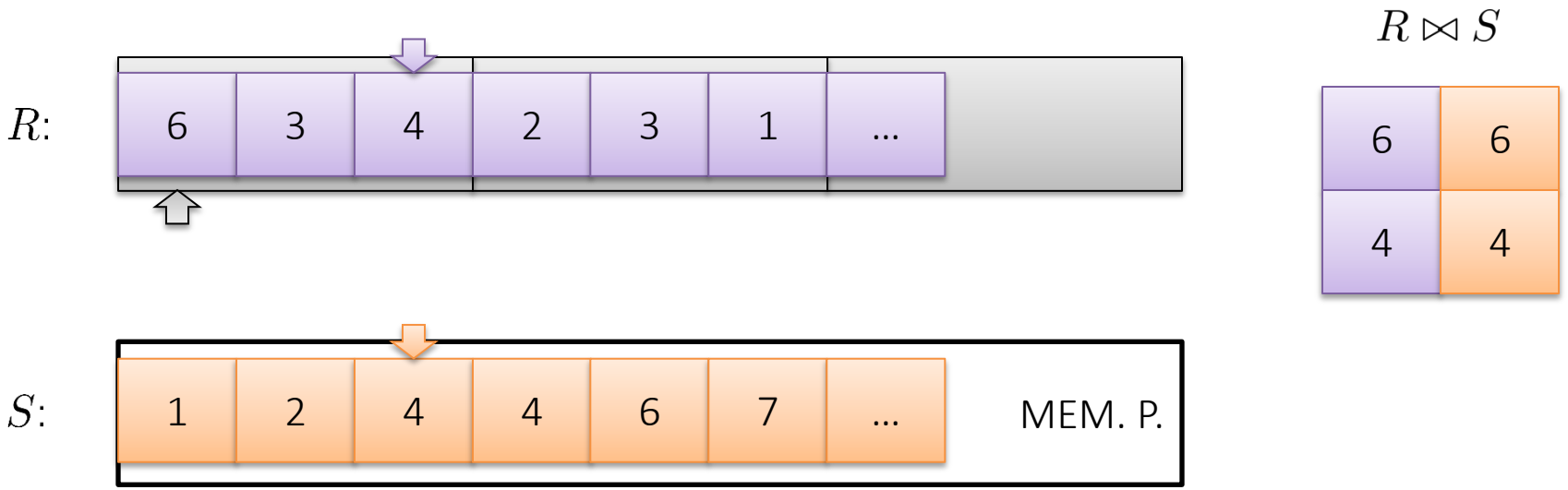
- Guardar S en memoria principal
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar s en memoria principal tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Hash-join

$R \bowtie S$

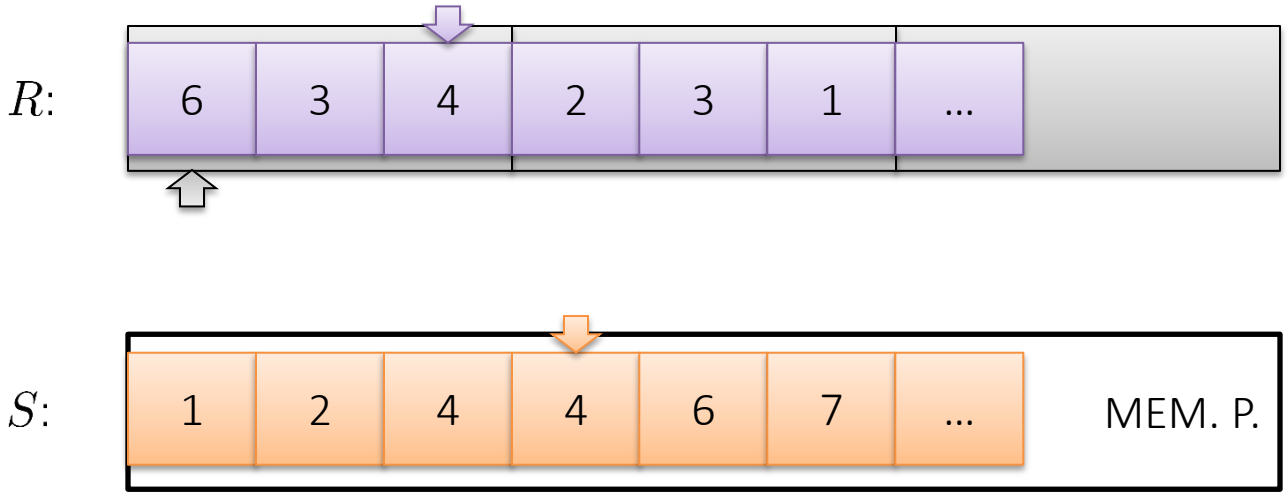
- Guardar S en memoria principal
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar s en memoria principal tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Hash-join

$R \bowtie S$

- Guardar S en memoria principal
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar s en memoria principal tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



$R \bowtie S$

6	6
4	4
4	4

• • •

Hash-join

$R \bowtie S$

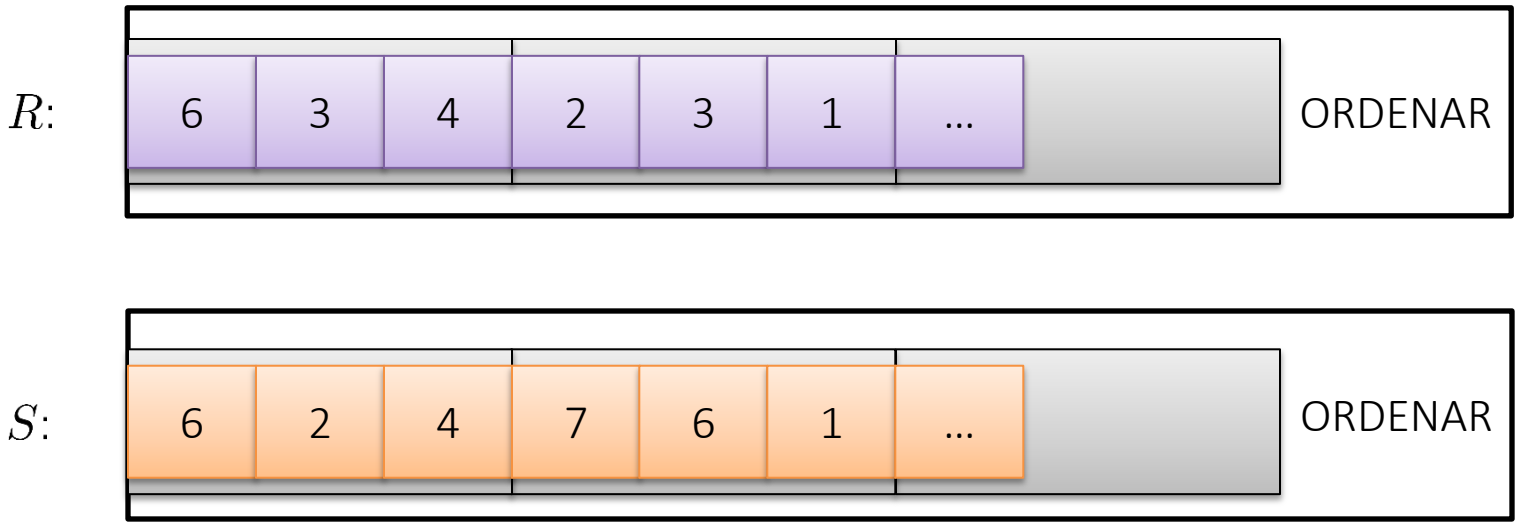
- Guardar S en memoria principal
- Para cada tupla $r \in R$
  - Buscar s en memoria principal tal que r y s satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

¿Costo?	$\lceil \frac{\lvert R \rvert}{B} \rceil + \lceil \frac{\lvert S \rvert}{B} \rceil$
¿Memoria?	$\lvert S \rvert + B$ tuplas
¿Elegir R y S?	$\lvert S \rvert < \lvert R \rvert$ (para ahorrar memoria)

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

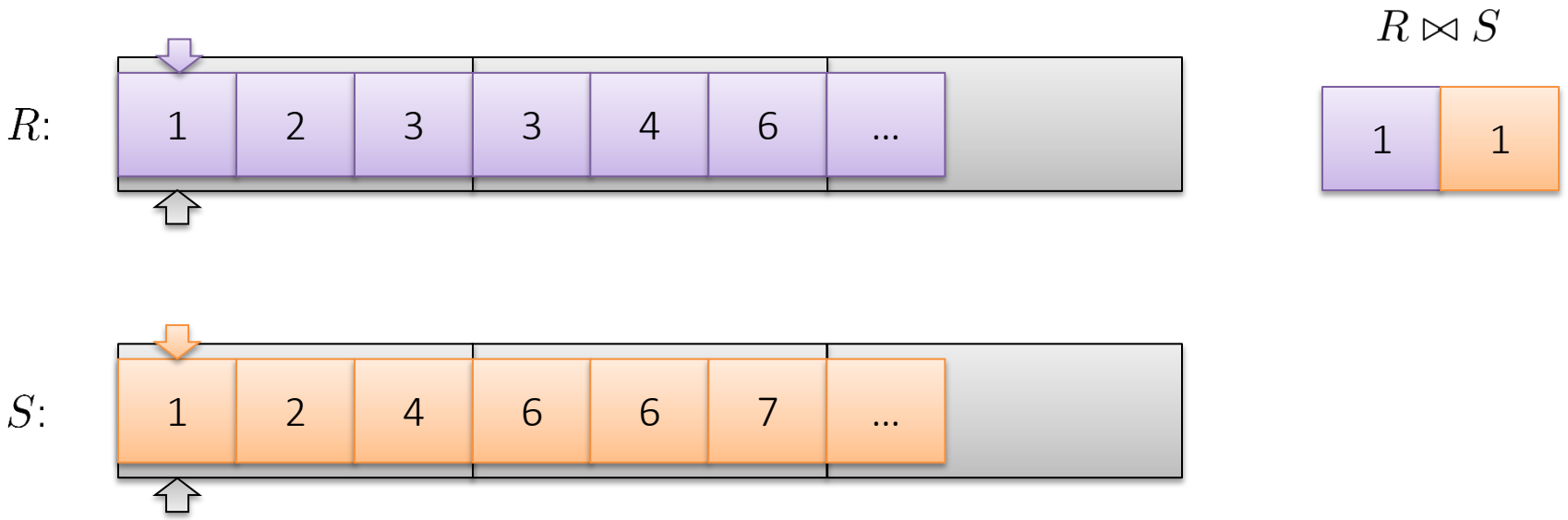
- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Sort-merge-join

$R \bowtie S$

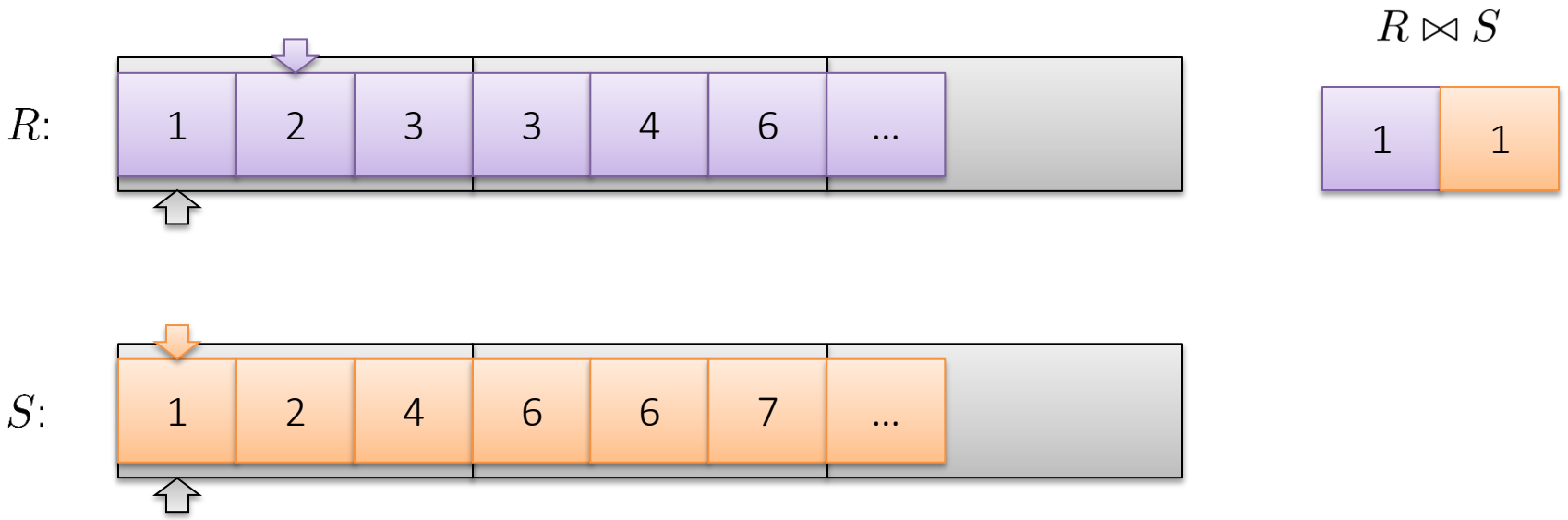
- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Sort-merge-join

$R \bowtie S$

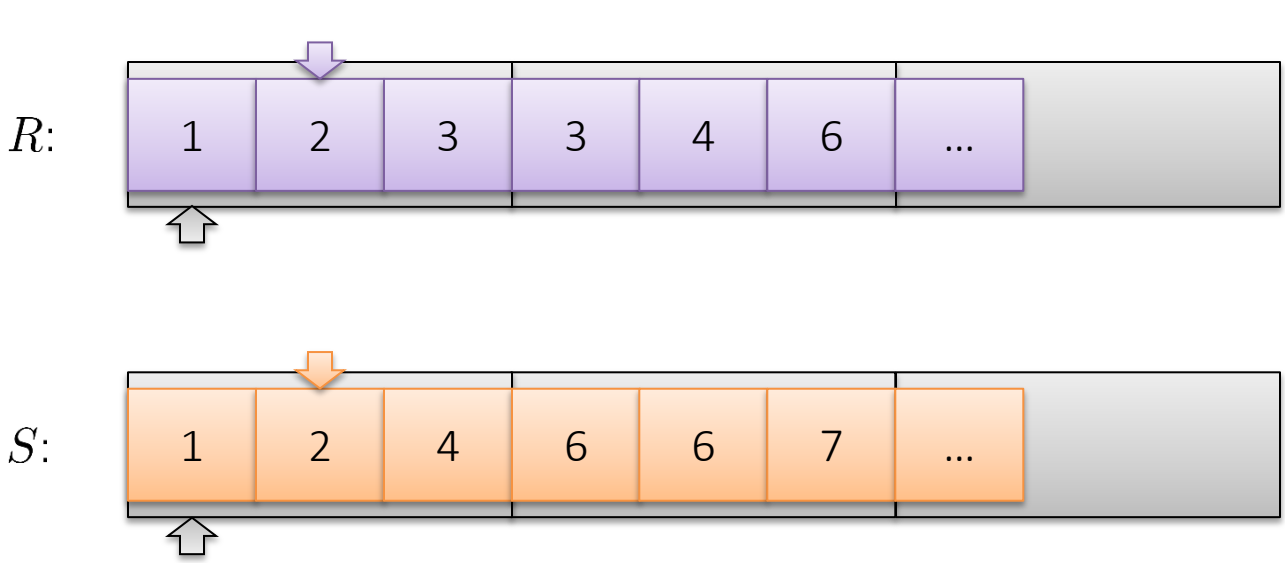
- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



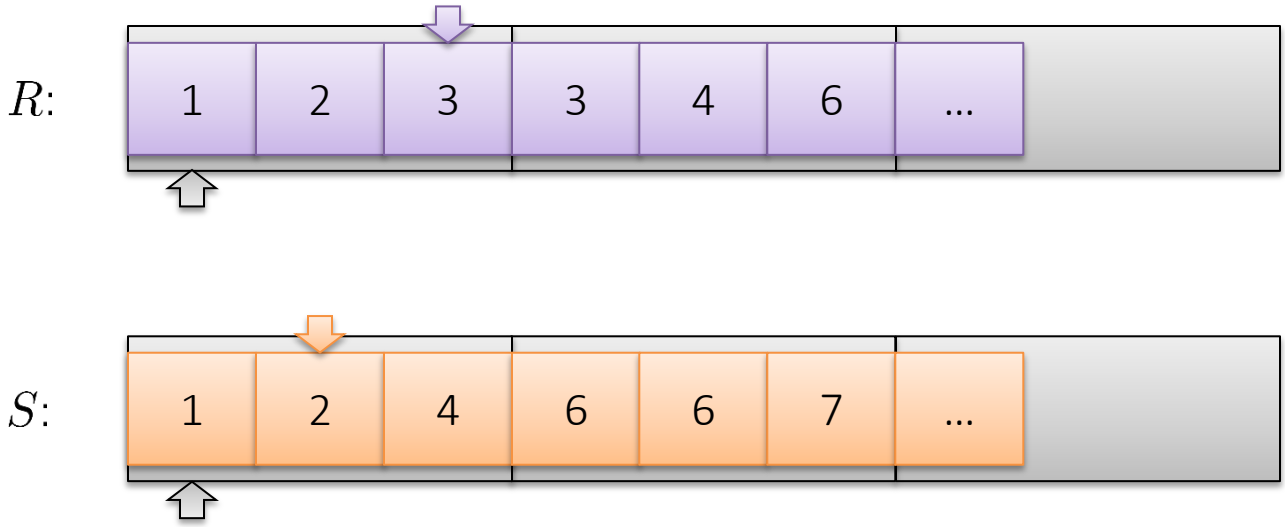
$R \bowtie S$

1	1
2	2

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



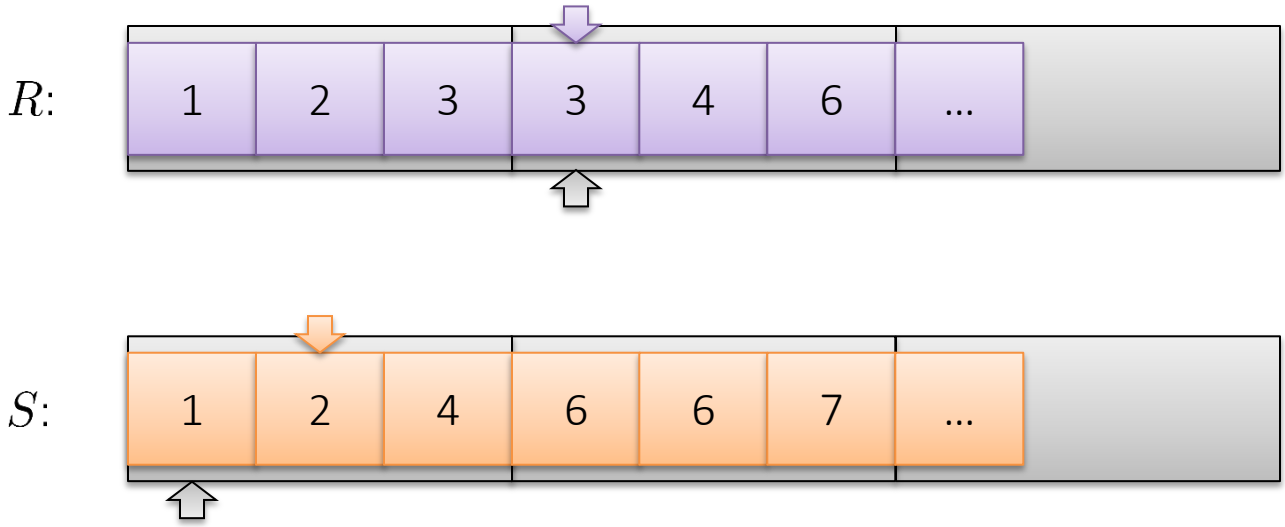
$R \bowtie S$

1	1
2	2

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



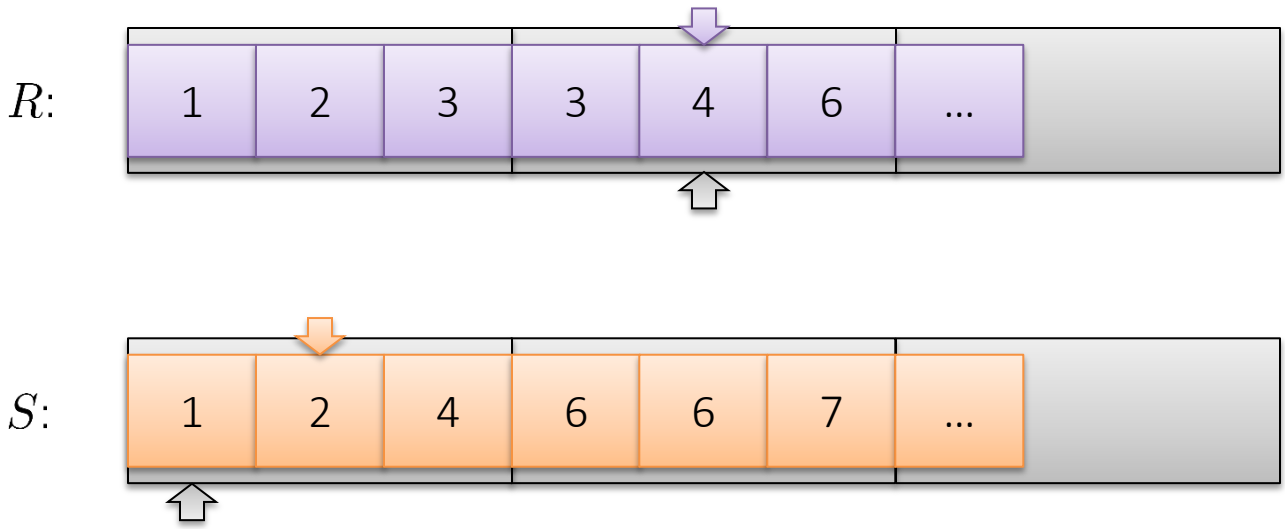
$R \bowtie S$

1	1
2	2

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



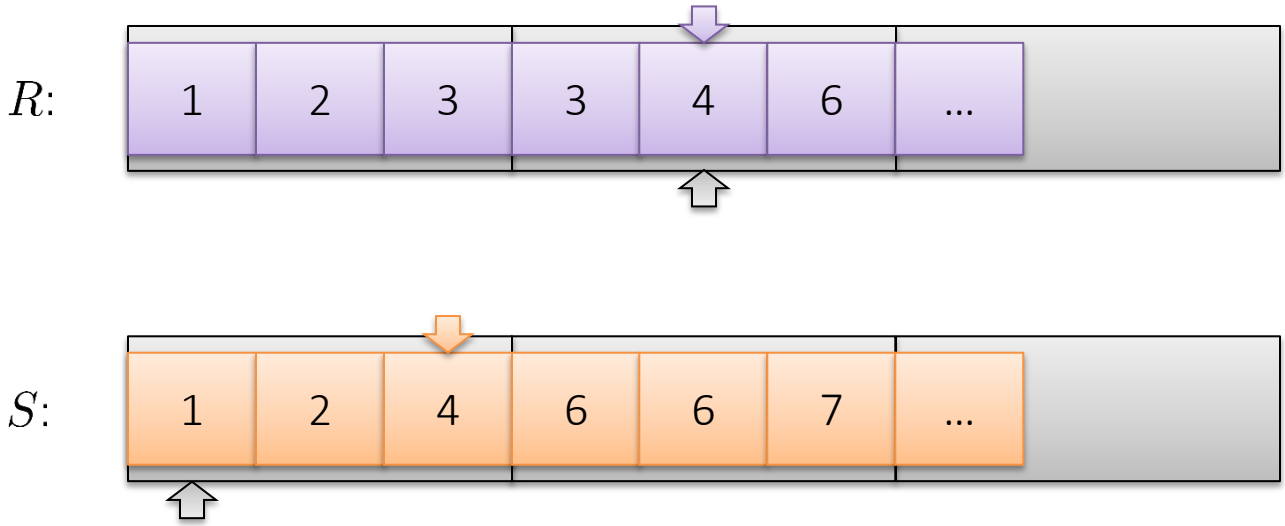
$R \bowtie S$

1	1
2	2

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$



$R \bowtie S$

1	1
2	2
4	4

...

Sort-merge-join

$R \bowtie S$

- Ordenar R y S por los atributos del join
- Aplicar un merge-sort y para cada tupla r y s que satisfagan el join: escribir $\{r\} \times \{s\}$

¿Costo?	$\mathcal{O} + \lceil \frac{\lvert R \rvert}{B} \rceil + \lceil \frac{\lvert S \rvert}{B} \rceil$ $\mathcal{O}$: costo de ordenamiento
¿Memoria?	$2B$ tuplas (una vez que estén ordenadas)
¿Elegir R y S?	No importa

Puede ser que las relaciones ya estén ordenadas por los atributos del join, en cual caso se llama "*merge-join*" y ¡es una buena opción!

Joins: Comparación

¿Cuál es mejor?

1. Loop anidado (sin índice)
2. Loop anidado (con índice)
3. Hash-join
4. Sort-merge-join

- Loop anidado (sin índice):
  - Nunca es bueno (pero a veces no hay nada mejor)
- Loop anidado (con índice):
  - Cuando el índice esté disponible y:
    - Pocas tuplas en R y pocas tuplas en S satisfagan el join
- *Hash-join*
  - Cuando S quepa en memoria y:
    - Muchas tuplas en R satisfagan el join
- *Sort-merge-join*
  - Cuando R y S ya estén ordenadas por los atributos del join y:
    - Muchas tuplas en R y S satisfagan el join

Ver la planificación: EXPLAIN/ANALYZE

```
EXPLAIN SELECT ... -- mostrar la planificación sin ejecutar la consulta

ANALYZE SELECT ... -- ejecutar la consulta y mostrar analisis

EXPLAIN ANALYZE SELECT ... -- combinar ambos
```

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM lab7.personaje100
  WHERE p_nombre='Whiplash' AND p_anho=2014;
```

```
Seq Scan on personaje100
    (cost=0.00..53967.89 rows=2 width=47)
    (actual time=6.683..402.203 rows=54 loops=1)
   Filter: ((p_nombre)::text = 'Whiplash'::text AND (p_anho = 2014))
   Rows Removed by Filter: 2170472
 Planning time: 0.111 ms
 Execution time: 402.273 ms
```

Ver la planificación: EXPLAIN/ANALYZE

```
EXPLAIN SELECT ... -- mostrar la planificación sin ejecutar la consulta

ANALYZE SELECT ... -- ejecutar la consulta y mostrar analisis

EXPLAIN ANALYZE SELECT ... -- combinar ambos
```

```
EXPLAIN ANALYZE SELECT * FROM lab7i.personaje100
  WHERE p_nombre='Whiplash' AND p_anho=2014;
```

```
Index Scan using personaje100_pnombreanho on personaje100
    (cost=0.43..12.47 rows=2 width=47)
    (actual time=0.123..0.540 rows=54 loops=1)
   Index Cond: (((p_nombre)::text = 'Whiplash'::text) AND (p_anho = 2014))
 Planning time: 0.143 ms
 Execution time: 0.589 ms
```

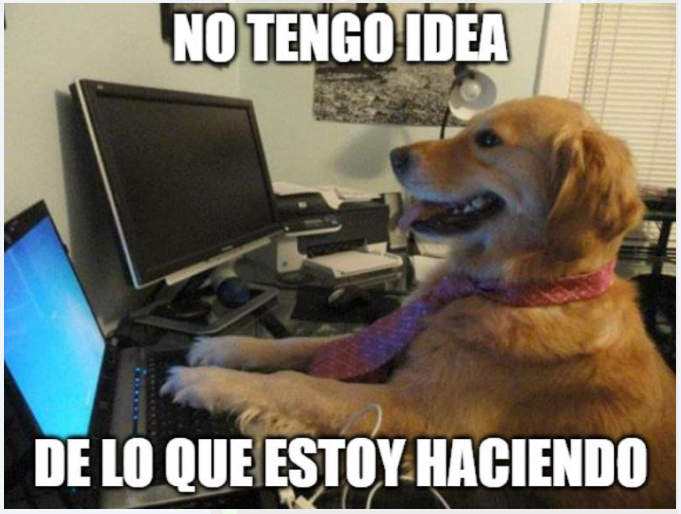
Indexación y optimización

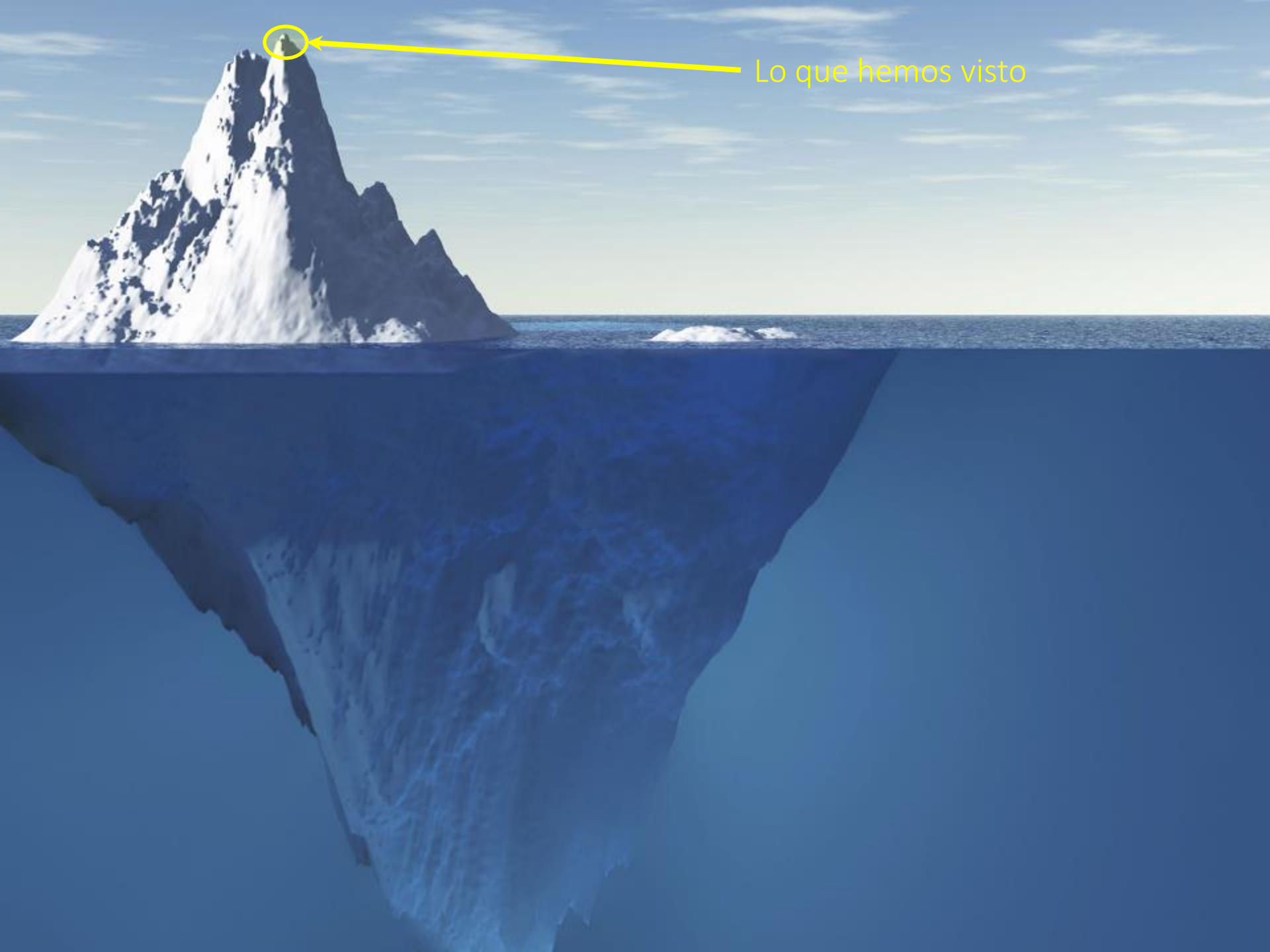
SQL es un lenguaje **declarativo**

Uno dice lo que quiere, no cómo debería ser computado

Idealmente, el motor puede elegir el mejor plan de ejecución independientemente de la expresión particular de la consulta

El usuario no tiene que preocuparse por la optimización de la consulta




Lo que hemos visto

¿Preguntas?