

UNIVERSIDAD SIMÓN BOLÍVAR

DEPARTAMENTO DE COMPUTACIÓN Y TECNOLOGÍA DE LA INFORMACIÓN  
CI5313 - ARQUITECTURA Y ADMINISTRACIÓN DE BASES DE DATOS

Profs. Marlene Goncalves y Josué Ramírez

## **Informe sobre Optimización de Consultas: FBV**

Ackerman, Moisés  
11-10005@usb.ve

Benzecri, Gustavo  
11-10097@usb.ve

Klie, David  
11-10500@usb.ve

Caracas, junio de 2016

# Índice

<b>Introducción</b>	<b>2</b>
<b>Estadísticas sobre la base de datos FBV</b>	<b>2</b>
Estadísticas generales de la base de datos . . . . .	2
Análisis de cada tabla . . . . .	3
<b>Optimización de las consultas</b>	<b>9</b>
Consulta Q11: Proveedor con el mínimo costo . . . . .	9
Consulta Q12: Prioridad de envío . . . . .	12
Consulta Q13: Reporte de ítems devueltos . . . . .	12
Consulta Q21: Modos de envío y orden de prioridad . . . . .	18
Consulta Q22: Relación parte/proveedor . . . . .	18
Consulta Q23: Oportunidad de ventas globales . . . . .	18
<b>Conclusiones</b>	<b>18</b>

# Introducción

## Estadísticas sobre la base de datos FBV

El primer paso pasa poder optimizar las consultas dadas es conocer el volumen total de la base de datos, el volumen de cada tabla individual, el tamaño promedio de cada fila, y las estadísticas apropiadas para cada consulta.

### Estadísticas generales de la base de datos

En esta subsección se describen las estadísticas relacionadas con la base de datos en su totalidad, independientemente de las consultas que se vayan a optimizar.

#### Volumen total de los datos

Para determinar el volumen total de tuplas existentes en la base de datos se realizó la siguiente consulta:

```
select sum(n_live_tup)
from pg_stat_user_tables
where schemaname='original';
```

La consulta arrojó un valor de 8660591 tuplas.

#### Volumen total de cada tabla

Para calcular el volumen total de cada tabla utilizamos la siguiente consulta:

```
select
  c.relname,
  n_live_tup,
  relpages,
  floor(n_live_tup/relpages::float) as tuples_per_page
from
  pg_stat_user_tables b,
  pg_class c
where relnamespace = (select oid from pg_namespace where nspname='original')
  and schemaname = 'original'
  and b.relname= c.relname;
```

De esta consulta se obtuvieron los resultados de +@tab:general.

Tabla 1: Tuplas, páginas y tuplas por página de las tablas de FBV.

Tabla	Tuplas	Páginas	Tuplas por pagina
part	200000	3715	53
supplier	10000	213	46
partusupp	800000	17451	45
lineitem	6001181	98544	60
region	5	1	5
nation	25	1	25
customer	150000	3566	42
orders	1500000	25196	59

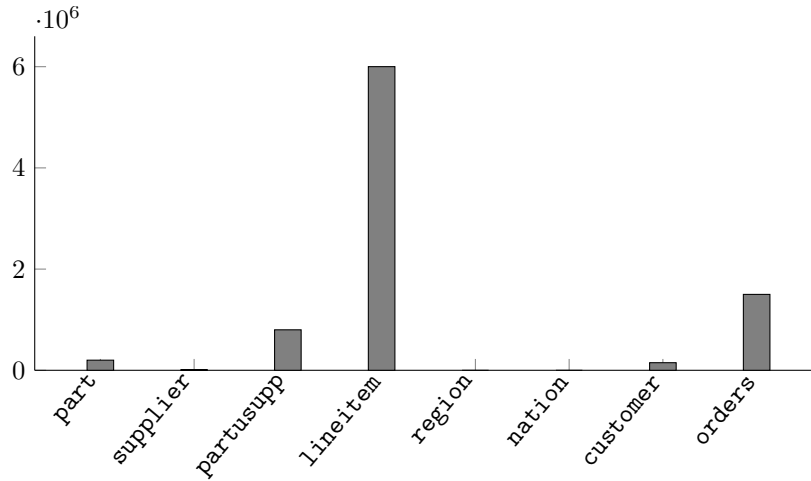


Figura 1: Cantidad de tuplas en cada tabla

En la Figura 1 podemos observar que la tabla de `lineitem` ocupa la mayor parte de los datos almacenados (aproximadamente un 69 % del total de tuplas). Cualquier consulta que requiera acceder a una buena parte de los datos almacenados en esta tabla exigirá mucha atención al momento de ser optimizada.

Para las tablas `nation` y `region`, dado que caben en una sola página, se puede concluir que no necesitan optimización alguna pues un acceso directo es siempre la mejor opción para recuperar sus registros.

## Análisis de cada tabla

En el análisis de cada tabla tomarán en cuenta los siguientes aspectos:

- Tamaño promedio de la tupla

- Para cada atributo, su tamaño promedio, cantidad de elementos distintos y factor de reducción.
- Cualquier otra estadística que resulte útil para la optimización de alguna de las consultas propuestas.

Para el cálculo del tamaño promedio de cada tupla, en todas las tablas, se realizó la siguiente consulta:

```
select
  tablename,
  sum(avg_width) as tam_promedio_tuplas
from
  pg_stats
where
  tablename in (
    select
      relname
    from pg_stat_user_tables)
group by
  tablename;
```

De la cual se obtuvieron los siguientes resultados

Tabla 2: Tamaño promedio de cada tupla

Tabla	Tamaño promedio de tupla
part	114
supplier	137
partsupp	144
lineitem	98
region	78
nation	91
customer	158
orders	100

En el análisis de cada tabla, se realizó una consulta diseñada para extraer la siguiente información acerca de las tablas:

- El tamaño medio de cada atributo
- El número de valores distintos que tiene la columna. Si el valor es -1, es un valor único

- La correlación que existe entre el orden lógico y el orden físico ( mientras más cercano a 1 o -1 mejor a la hora de que el manejador haga index scan)
- La frecuencia más alta hallada. Esta nos permite tener una cota superior para un determinado valor
- El factor reductor. Para conocer la selectividad de la columna.

La consulta es la siguiente:

```

prepare stats_table as
select
  attname,
  avg_width,
  ( case
    when n_distinct < 0 and n_distinct <> -1
      then -n_distinct * t.reltuples
    else n_distinct
    end) as ndistinct,
  correlation,
  most_common_freqs[1] as upper_bound,
  ( case
    when n_distinct < 0
      then -1 / (n_distinct * t.reltuples)
    else 1 / n_distinct
    end) as FR
from
  pg_stats,
  ( select
    relname,
    reltuples
  from
    pg_class
  where relnamespace = (
    select
      oid
    from
      pg_namespace
    where
      nspname='original')
  ) t
where t.relname = tablename
and tablename = $1
and schemaname = 'original'
order by
  fr;

```

## Análisis de lineitem

Al ejecutar la consulta sobre lineitem se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 3. De la tabla se puede decir que las columnas con peor selectividad son l\_linestatus, l\_returnflag y l\_shipsinstruct. Por otro lado, los atributos con mayor selectividad tenemos l\_comment, l\_orderkey y l\_extendedprice.

Tabla 3: Estadísticas para la relación lineitem.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
l_orderkey	4	1206300	1	0.000016667	0.000000829
l_partkey	4	197029	0.00235099	0.00003	5.07539e-06
l_suppkey	4	10000	-0.000106049	0.000173333	0.0001
l_linenumbr	4	7	0.176068	0.250317	0.14285714
l_quantity	5	50	0.0195651	0.0205067	0.02
l_extendedprice	8	767024	0.000341259	2.33333e-05	1.3037401e-06
l_discount	4	11	0.0868008	0.0922367	0.09090909
l_tax	4	9	0.109181	0.11199	0.11111111
l_returnflag	2	3	0.377041	0.506517	0.33333333
l_linestatus	2	2	0.499747	0.500087	0.5
l_shipdate	4	2525	-0.00126623	0.000536667	0.00039603
l_comitdate	4	2465	-0.00119272	0.000536667	0.00040567
l_receipdate	4	2543	-0.00128363	0.000553333	0.00039323
l_shipinstruct	13	4	0.250591	0.250767	0.25
l_shipmode	5	7	0.145059	0.143523	0.14285714
l_comment	27	1763690	0.000151724	0.000193333	0.000000567

## Análisis de orders

Al ejecutar la consulta sobre orders, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 4.

Tabla 4: Estadísticas para la relación orders.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
o_orderkey	4	-1	0.999999	-	6.666666667e-07
o_comment	49	1461050	0.000667332	1.33333e-05	6.844383362e-07
o_totalprice	8	1439660	0.00179892	0.00001	6.946098966e-07
o_custkey	4	96824	0.00212814	4.66667e-05	0.000010328
o_orderdate	4	2406	0.00254059	0.00056	0.0004156276
o_clerk	16	1000	0.000855419	0.00118	0.001
o_orderpriority	9	5	0.201246	0.201113	0.2
o_orderstatus	2	3	0.476312	0.488067	0.3333333333
o_shippriority	4	1	1	1	1

## Análisis de customer

Al ejecutar la consulta sobre orders, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 5.

Tabla 5: Estadísticas para la relación **customer**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
c_phone	16	-1	0.000497003		6.666666667e-06
c_custkey	4	-1	0.999988		6.666666667e-06
c_name	19	-1	0.999988		6.666666667e-06
c_address	26	-1	0.0011718		6.666666667e-06
c_comment	73	149968	-0.000241386	1.33333e-05	6.668089192e-06
c_acctbal	6	140187	0.00410825	2.66667e-05	7.133329053e-06
c_nationkey	4	25	0.0405429	0.0410733	0.04
c_mktsegment	9	5	0.200573	0.20126	0.2

## Análisis de part

Al ejecutar la consulta sobre part, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 6.

Tabla 6: Estadísticas para la relación **part**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
p_partkey	4	-1	0.999905		5e-06
p_name	33	199997	-0.000591865	1e-05	5.000075001e-06
p_comment	14	131753	-0.00166307	0.000615	7.589960000e-06
p_retailprice	6	20899	0.192004		4.784917938e-05
p_type	21	150	0.0095101	0.007255	0.00666666666667
p_size	4	50	0.0237148	0.020885	0.02
p_container	8	40	0.0252164	0.025765	0.025
p_brand	9	25	0.0414318	0.041165	0.04
p_mfgr	15	5	0.201261	0.20152	0.2

## Análisis de partsupplier

Al ejecutar la consulta sobre partsupplier, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 7.

Tabla 7: Estadísticas para la relación **partsupplier**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
ps_comment	126	798569	0.000561844	6.66667e-06	1.252239944e-06
ps_partkey	4	200105	0.999993	1.33333e-05	4.997376377e-06



Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
ps_supplycost	6	97978	-0.000937153	4e-05	1.020637285e-05
ps_suppkey	4	10000	0.00181275	0.000156667	0.0001
ps_availqty	4	9999	0.00135311	0.00018	0.0001000100010

### Análisis de supplier

Al ejecutar la consulta sobre supplier, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 8.

Tabla 8: Estadísticas para la relación **supplier**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
s_address	25	-1	0.000978475		0.0001
s_suppkey	4	-1	0.999954		0.0001
s_name	19	-1	0.999954		0.0001
s_phone	16	-1	0.00634556		0.0001
s_comment	63	-1	-0.00867227		0.0001
s_acctbal	6	9955	0.0158685	0.0002	0.0001004
s_nationkey	4	25	0.0458266	0.0438	0.04

### Análisis de nation

Al ejecutar la consulta sobre nation, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 9.

Tabla 9: Estadísticas para la relación **nation**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
n_comment	75	-1	0.0469231		0.04
n_nationkey	4	-1	1		0.04
n_name	8	-1	0.913077		0.04
n_regionkey	4	5	0.347692	0.2	0.2

### Análisis de region

Al ejecutar la consulta sobre region, se obtuvieron los resultados mostrados en la Tabla 10.

Tabla 10: Estadísticas para la relación **region**.

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
r_regionkey	4	-1	1		0.2

Atributo	Tam. pr.	# vals. dist.	Correlación	Cota sup.	Selectividad
r_name	7	-1	1		0.2
r_comment	67	-1	0.6		0.2

## Optimización de las consultas

### Consulta Q11: Proveedor con el mínimo costo

La consulta a optimizar es la siguiente:

```

select
  s_acctbal,
  s_name,
  n_name,
  p_partkey,
  p_mfgr,
  s_address,
  s_phone,
  s_comment
from
  part,
  supplier,
  partsupp,
  nation,
  region
where
  p_partkey = ps_partkey
  and s_suppkey = ps_suppkey
  and p_size = $1
  and p_type like $2
  and s_nationkey = n_nationkey
  and n_regionkey = r_regionkey
  and r_name = $3
  and ps_supplycost = (
    select
      min(ps_supplycost)
    from
      partsupp,
      supplier,
      nation,
      region
    where

```

```

    p_partkey = ps_partkey
    and s_suppkey = ps_suppkey
    and s_nationkey = n_nationkey
    and n_regionkey = r_regionkey
    and r_name = $3
)
order by
    s_acctbal desc,
    n_name,
    s_name,
    p_partkey;

```

Al hacer **Explain Analyze** sobre la consulta sin ninguna estructura adicional se obtuvo el plan de ejecución mostrado en la Figura 2, con una duración total de 1956 ms. Puede verse que el nodo más caro y lento en este grafo fue el *Seq Scan* que se hace sobre **partsupp** como parte del *Hash Join* con la tabla **supplier** sobre la igualdad de los atributos **ps\_suppkey** y **s\_suppkey**, cuyos nombres indican que se trata de un join sobre una clave foránea entre la entidad **partsupp** y su **supplier** correspondiente.

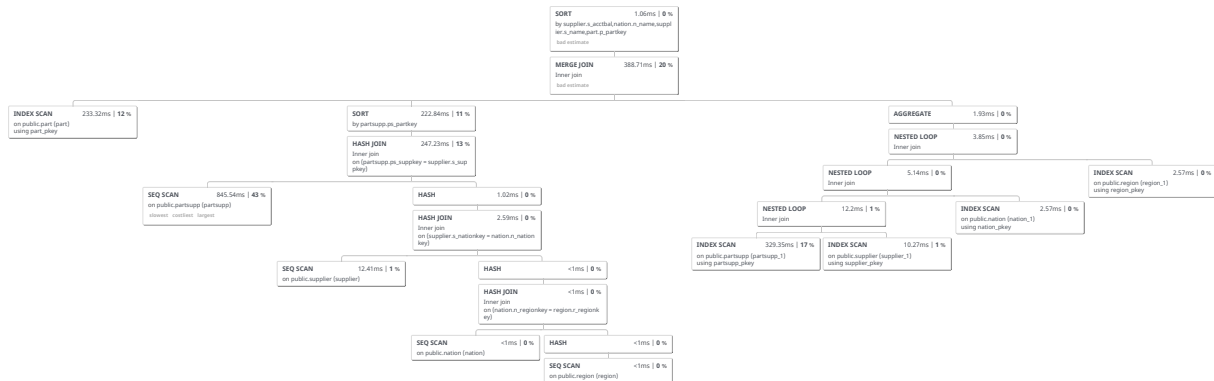


Figura 2: Árbol de ejecución de la consulta Q11 original

Cabe mencionar que antes de plantear cualquier cambio a la estructura de una base de datos para mejorar el desempeño de una consulta, es buena idea revisar la consulta en sí. En este caso, puede notarse que la consulta tiene una sub-consulta correlacionada, en la cual se busca el costo mínimo para una pieza entre todos los proveedores que la ofrecen. Esta sub-consulta puede entonces reescribirse con una *Common Table Expression* con la palabra clave **with** para evitar que se evalúe más de una vez por cada pieza. Resulta entonces la siguiente consulta con idéntica semántica:

```

with minPerPart as (
    select
        min(ps_supplycost) as mpp_mincost,
        p_partkey           as mpp_partkey
    from

```

```

    part,
    partsupp,
    supplier,
    nation,
    region
where p_partkey          = ps_partkey
    and ps_suppkey       = s_suppkey
    and s_nationkey      = n_nationkey
    and n_regionkey      = r_regionkey
    and p_size           = $1
    and reverse(p_type)  like reverse($2)
    and r_name           = $3
group by
    mpp_partkey
order by
    mpp_partkey
)
select
    s_acctbal,
    s_name,
    n_name,
    p_partkey,
    p_mfgr,
    s_address,
    s_phone,
    s_comment
from
    part,
    supplier,
    partsupp,
    nation,
    region,
    minPerPart
where p_partkey          = ps_partkey
    and ps_suppkey       = s_suppkey
    and s_nationkey      = n_nationkey
    and p_size           = $1
    and p_type           like $2
    and r_name           = $3
    and ps_supplycost    = mpp_mincost
    and p_partkey        = mpp_partkey
order by
    s_acctbal desc,
    n_name,
    s_name,

```

```
p_partkey;
```

Luego de reescribir la consulta, agregamos un par de índices a la base de datos. El primero lo creamos sobre la tabla **part**, en las columnas **p\_size** y el reverso de **p\_type**, en ese orden. Éste índice le permite al manejador conseguir primero las piezas de un tamaño específico, y luego las que tengan un sufijo en particular. Como nos interesa que la comparación sea por sufijo en lugar de por prefijo, sólo tiene sentido usar el reverso de **p\_type**, invirtiendo también ambos operandos del operador **like**. Los atributos del índice están en este orden porque invertirlos no permitiría hacer búsquedas por igualdad en el atributo **p\_size**, que es lo que se desea en esta consulta.

```
create index idx_q11_p_size_reverse_type
on part (p_size, reverse(p_type) text_pattern_ops);
```

El segundo índice que agregamos para esta consulta es sobre la tabla **partsupp**, en los atributos **ps\_partkey**, **ps\_suppkey**, **ps\_supplycost**, y permite que dos operaciones *Join* utilicen *Index Only Scans* en el lado interno, en lugar de la costosa secuencia *Bitmap Index Scan - Bitmap Heap Scan* sobre una tabla del tamaño de **partsupp**

```
create index idx_q11_partsupp
on partsupp (ps_partkey, ps_suppkey, ps_supplycost);
```

Luego de la reescritura de la consulta y la creación del par de índices, el tiempo de ejecución (con caché fría) de esta consulta baja de 1956 ms a 621 ms, tan sólo el 32 % del tiempo de la consulta original. El plan resultante es el mostrado en la Figura 3.

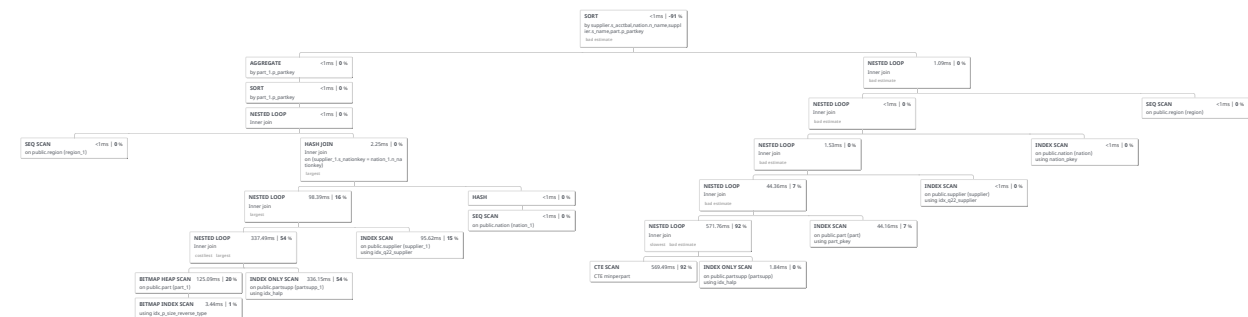


Figura 3: Árbol de ejecución de la consulta Q11 modificada, con índices

## Consulta Q12: Prioridad de envío

## Consulta Q13: Reporte de ítems devueltos

La consulta que se tuvo que optimizar fue la siguiente:

```

prepare q13 as
select c_custkey,c_name, sum(l_extendedprice * (1 - l_discount)) as revenue,
       c_acctbal, n_name, c_address, c_phone, c_comment
from customer, orders, lineitem, nation
where c_custkey = o_custkey and l_orderkey = o_orderkey
      and o_orderdate >= $1 and o_orderdate < $1 + interval '3 month'
      and l_returnflag = 'r' and c_nationkey = n_nationkey
group by c_custkey, c_name, c_acctbal, c_phone, n_name, c_address, c_comment
order by revenue desc;

```

Al ejecutar la consulta sin ninguna estructura adicional se obtuvo el plan de ejecución mostrado en la Figura INSERTENUMERO. En ella se puede observar que la operación de *scan* sobre la tabla `lineitem` es la operación mas costosa, lenta y extensa de toda la consulta.

En la Figura se puede observar que en todas las tablas involucradas se ejecuta un *Sequential scan* sobre las tablas involucradas, siendo la tabla `lineitem` la tabla que consume la mayor parte del tiempo de la consulta. Luego, se hacen las proyecciones sobre las tablas `customer`, `nation` y `orders` para obtener los atributos deseados de cada tabla. Esto no sucede en `lineitem`.

Los siguientes pasos son un *Hash Join* entre las tuplas recuperadas de `lineitem` y `orders`, seguido de otro *Hash Join* entre el resultado previo y la relación `customer` y finalmente un último *Hash Join* sobre el resultado de las dos operaciones previas y la tabla `nation`.

Ya para finalizar se procede a ordenar todas las t  pulas por los atributos especificados en la cl  usula **group by**, se ejecuta la funci  n de agregaci  n `sum(l_extendedprice * (1 - l_discount))` y se ordena de forma descendiente la tabla resultante de acuerdo al resultado de la funci  n de agregaci  n.

El tiempo total de ejecuci  n de la consulta fue de 17826,476 ms de los cuales, 12154,645 ms tom   la recuperaci  n de las tuplas deseadas de la tabla 'lineitem'.

Optimizar la recuperaci  n de datos para la tabla `lineitem` fue el objetivo principal para una mejora notable de esta consulta.

## Primera Iteraci  n

Para evitar un escaneo secuencial sobre toda la tabla `lineitem` se propuso crear un   ndice compuesto sobre los atributos `l_returnflag`, `l_orderkey`, `l_extendedprice` y `l_discount` y el mismo orden en el que aqu   se menciona.

Un   ndice con todos estos atributos tendr  a tuplas de 18 bytes de clave mas los gastos 'administrativos' del apuntador a la p  gina donde se encuentra la tupla completa. Este   ndice reducir  a el n  mero de operaciones de entrada-salida de 98544 con el escaneo secuencial en `lineitem` a un total estimado de 29563 p  ginas (suponiendo una ocupaci  n de 60 % de las p  ginas del   ndice)

Por otro lado el   ndice tendr  a las entradas ordenadas de tal manera que se podr  a evitar un escaneo completo sobre el   ndice al solo tener que buscar las entradas que cumplan la

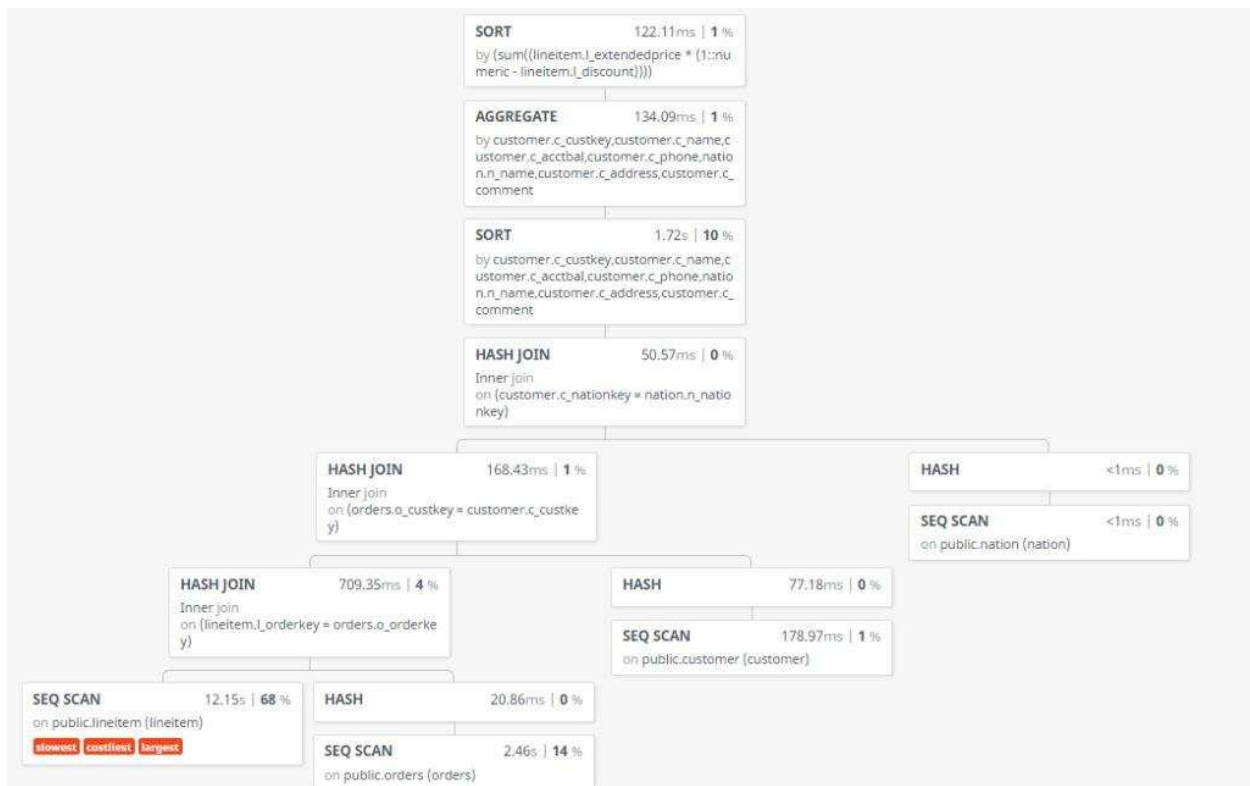


Figura 4: Arbol de ejecucion de la consulta Q13

condición: `l_returnflag='R'`. Para conocer cual es el porcentaje de la tabla `lineitem` que cumple esta condición se realizó la siguiente consulta sobre las estadísticas:

```
select most_common_vals, most_common_freqs
  from pg_stats
 where attname='l_returnflag';
```

Esta consulta devolvió lo siguiente:

Tabla 11: La tabla muestra que para el valor R, solo un 25 % de las tuplas lo cumplen.

most_common_vals	most_common_freqs
N	0.5083
R	0.251133
A	0.240567

Dado que el factor de reducción de la columna es 0.33333333... se tiene un mejor pronóstico para el índice al solo tener que recuperar aproximadamente  $29563 \times 0.25 = 7390$  páginas.

El mismo razonamiento se aplicó para la tabla `orders` que, si bien no es tan masiva como la anterior, optimizar el acceso a la misma puede mejorar el desempeño de la consulta.

Para `orders` se propuso un índice sobre los atributos `o_orderdate`, `o_orderkey` y `o_custkey` en ese orden. Este índice reduciría el número de operaciones de entrada- salida para el escaneo de `orders` de 25196 a un estimado de 5124 páginas.

obteniendo lo siguiente los de la Tabla 12.

Tabla 12: Cantidad de páginas de los índices propuestos

Índice	Paginas
q13_lineitem_idx	29755
q13_orders_idx	5779

Finalmente se procedio a ejecutar la consulta Q13 mejorada para observar que ocurría. El arbol de ejecución con la duración de cada nodo se puede observar en la Figura 2.

En la Figura 2 se puede observar un cambio en el plan de ejecución de la cosulta con respecto a la original: Ahora se realiza un *Index only scan* sobre los índices definidos sobre tablas `lineitem` y `orders` reduciendo en el caso de `lineitem`, de 12154,645 ms, a 480,31 ms la recuperación de los atributos deseados de esta tabla. Esta reducción representa un 96,04 % de mejoría con respecto al nodo del plan original.

Para la relación `customer` se realiza un *Index scan* y sobre `nation` se realiza un *Sequential scan* seguido de una proyección basada en hash para recuperar los atributos deseados de la tabla.

Luego comienza la fase de operaciones join. Primero se realiza un *Merge Join* sobre las tuplas recuperadas del *Index only scan* sobre los índices de `lineitem` y `orders`, seguido de un ordenamiento del resultado para luego realizar un segundo *Merge Join* entre el resultado previo y las tuplas de `customer`. Finalmente, se realiza un *Hash Join* sobre el resultado previo y la relación `nation`.

Luejo de realizarse los Joins se procede a ordenar la tabla resultane de acuerdo a los atributos mencionados en la cláusula **group by**, siendo esta la operación más lenta ahora; se realiza el calculo de la función de agregación: `sum(l_extendedprice * (1 - l_discount))` y finalmente se ordena el resultado por este resultado de acuerdo al comando **group by**.

Se pudo observar que de 17826,476 ms que duraba la ejecución de la consulta, se paso a 2923,460 ms. Esto supone una mejora de un 83,60 % con respecto a

De 98544 páginas leídas en `lineitem` sin soporte de ningún índice se pasó a 7291 páginas leídas con soporte del índice `q13_lineitem_idx`, estos datos son consistentes con lo calculado previamente. Sin embargo recuperar los datos deseados de `lineitem` representa un 17 % de la ejecución de la consulta y sigues siendo la más costosa y la mas larga.

Para ‘orders tenemos un caso similar: de 25196 páginas leídas sin asistencia de ningún índice, se pasó a leer 223 páginas solamente, lo cual es un poco mas bajo del estimado de 255 páginas.

## Segunda iteración

En la Figura 2 se puede observar que antes de realizar la operación de la función de agregación, el manejador debe ordenar mediante un *external sort* las tuplas para luego ejecutar la función de agregación. Este paso es costoso pues debe ordenar en disco.



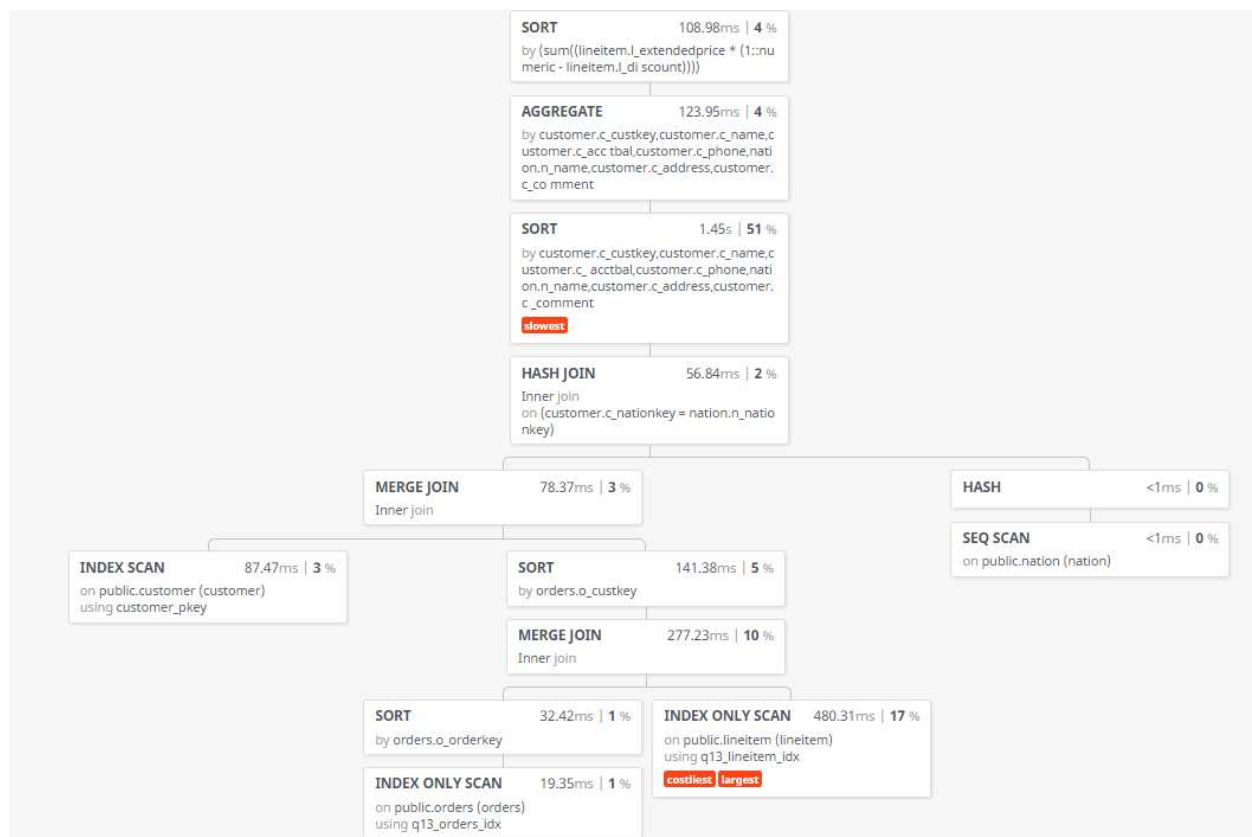


Figura 5: Arbol de ejecución de Q13 optimizado

Dado este problema se propuso aumentar la variable **work\_mem** del manejador para ampliar el espacio de la memoria principal donde se ejecuta la consulta. El valor asignado a **work\_mem** paso de 4MB a 64MB. En la Figura 3 se puede observar el nuevo árbol de ejecución.

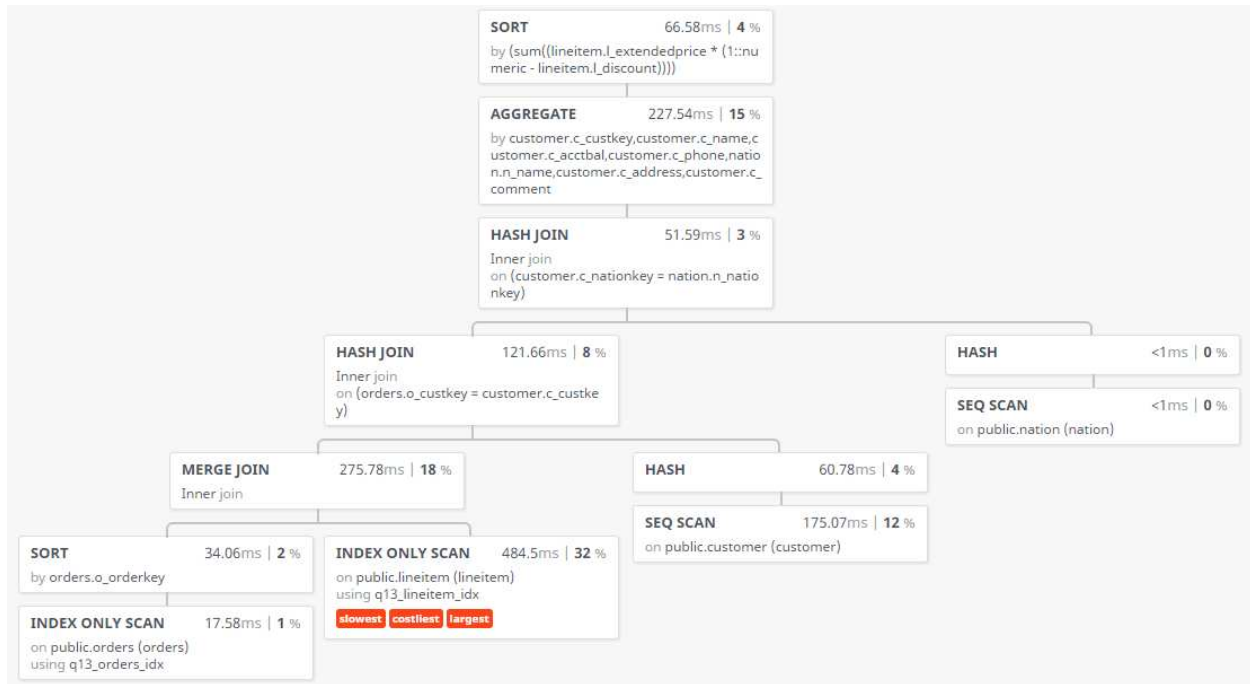


Figura 6: Arbol de ejecución de Q13 optimizada con work\_mem=64MB

El árbol de la Figura 3 es similar al de la Figura 1 salvo por el hecho de que se hace un *Index only scan* sobre **lineitem** y **orders** y un *Sequetial scan* sobre las tablas **customer** y **nation** seguido de una proyección basada en hash para extraer los atributos deseados.

En la fase de *joins* se realiza un *Merge Join* entre **customer** y **lineitem** luego se realiza un *Hash Join* entre el resultado anterior y la tabla **customer** para finalmente efectuar un *Hash Join* entre el resultado previo y la tabla **nation**.

Se puede notar que ha desaparecido el nodo de ordenamiento previo que era un *external sort* o un ordenamiento en disco que, dada la lentitud del disco duro con respecto a la memoria principal, es una operación costosa. Se asume que la operación de ordenamiento del **group by** no hizo falta o se realizó *on the fly*.

Con el aumento de la variable **work\_mem** de 4MB a 64MB se redujo el tiempo de la consulta de 2923,460 ms a 1466,647 ms lo cual es una mejora en el tiempo de ejecución del 49,83 % con respecto a la primera optimización.

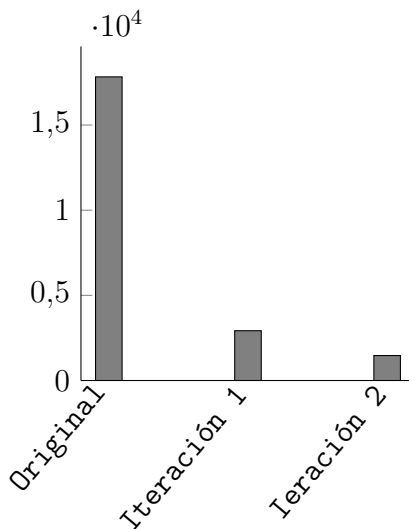
## Resumen de mejoras

Se pudo observar una notable mejoría en desempeño de la consulta Q13. En la primera iteración se crearon índices que evitaron el acceso a las tablas más grandes de la base de

datos reduciendo así la cantidad de accesos a memoria secundaria. Finalmente, en la segunda iteración se aumentó el espacio de memoria de la consulta para eliminar ordenamientos en disco.

Con estas dos iteraciones se logró una reducción del 91,18 % del tiempo de ejecución de la consulta. Sin embargo, no se pudo reducir a menos de un segundo.

Figura : Comparación en tiempos de cada consulta



**Consulta Q21: Modos de envío y orden de prioridad**

**Consulta Q22: Relación parte/proveedor**

**Consulta Q23: Oportunidad de ventas globales**

**Conclusiones**

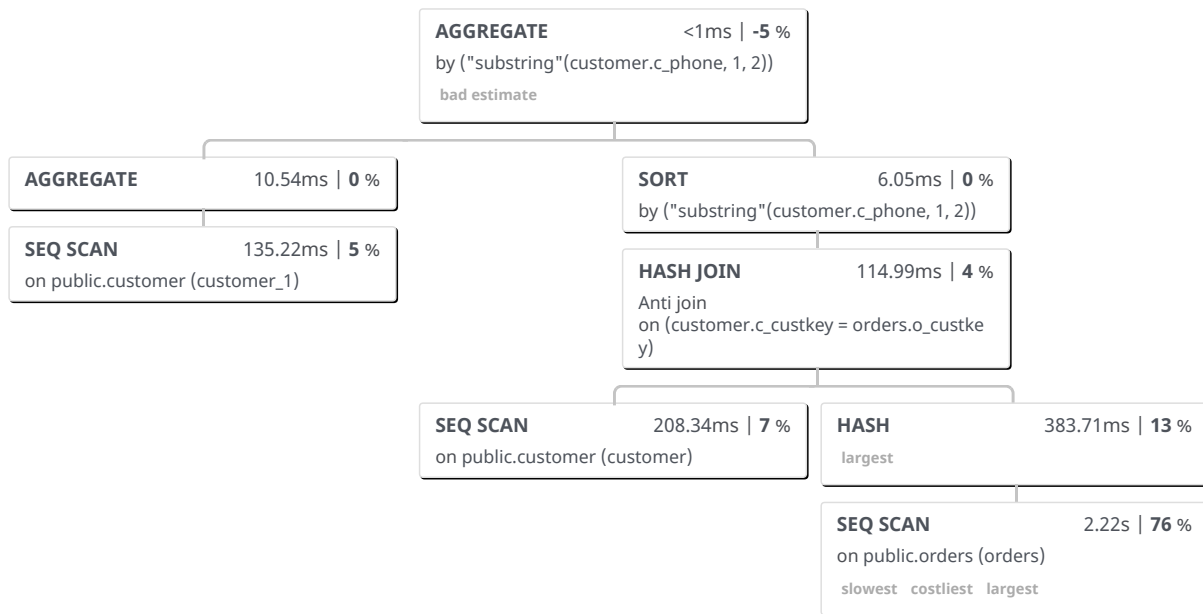


Figura 7: Arbol de ejecucion de la consulta Q23 original

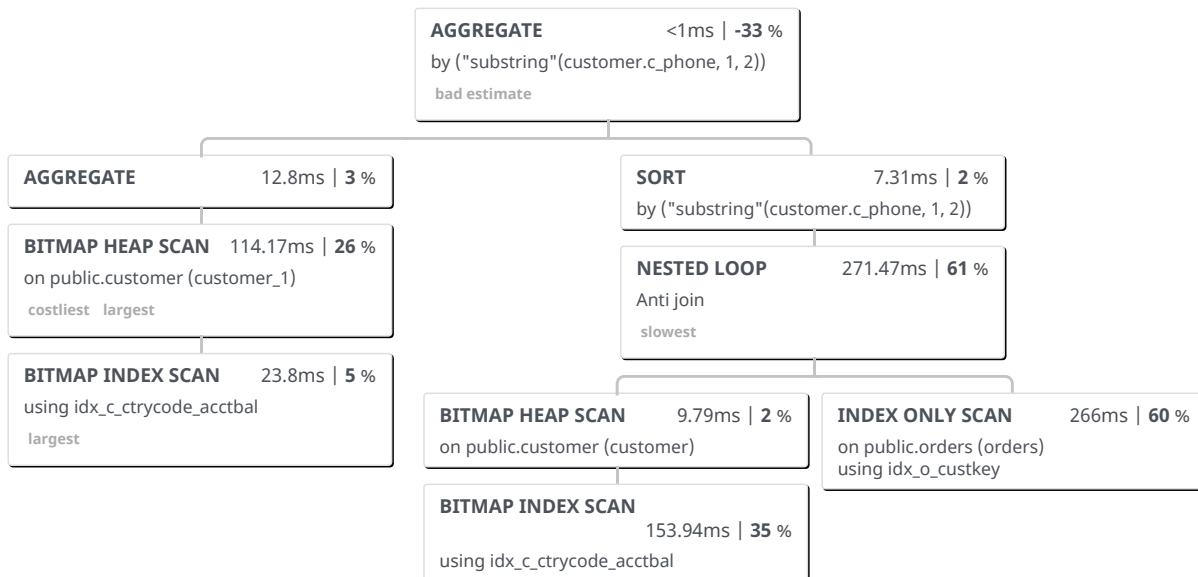


Figura 8: Arbol de ejecucion de la consulta Q23 modificada