针对ams3.8的在获取推荐列表的执行sql慢，原因分析与查询

1.执行sql

SELECT software.id AS softwareId ,software.NAME AS NAME

,software.package\_name AS packageName ,software.tag AS tag

,software.tag\_end\_time AS tagEndTime,software.adjust\_download AS adjustDownload

,software\_version.size AS size ,software.download AS download ,software\_version.version AS versionCode,software.star AS star,software\_version.NAME AS versionName

,software.update\_time AS updateTime ,software\_version.icon AS icon

FROM (

SELECT package\_name AS packageName,count(id) AS installCount

FROM installed\_app

WHERE mac IN (

SELECT mac FROM installed\_app

WHERE package\_name = 'air.dzg.android.common.A123qibu.com')

GROUP BY package\_name

) ins

INNER JOIN software ON packageName = package\_name

INNER JOIN software\_version ON software\_id = software.id

WHERE software.STATUS = 1

AND software\_version.STATUS = 1

AND software\_version.is\_new = 1

AND packageName NOT IN (

'air.dzg.android.common.A123qibu.com'

,'com.chinanetcenter.appmarket'

)

ORDER BY installCount DESC limit 6 offset 0

2.采用explain来分析



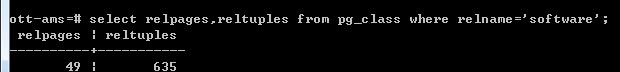
2.1 Cost

cost:表示评估的花费，是以plan cost constants，计算出来的值

seq\_page\_cost：连续块扫描操作的单个块的cost. 例如全表扫描

random\_page\_cost： 随机块扫描操作的单个块的cost. 例如索引扫描  
cpu\_tuple\_cost：处理每条记录的CPU开销（tuple：关系中的一行记录）  
cpu\_index\_tuple\_cost：扫描每个索引条目带来的CPU开销  
cpu\_operator\_cost：操作符或函数带来的CPU开销.(需要注意函数以及操作符对应的函数的三态, 执行计划会根据三态做优化, 关系到多条记录时三态对应的调用次数是需要关心的)

select relpages,reltuples from pg\_class where relname='installed\_app';



可以看出relpages磁盘页数有49，条数635条的记录。

2.1.1 seq scan的cost(全表扫描)

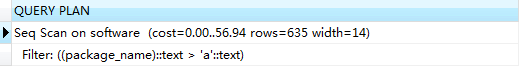
select name from software



cost = relpages\*1.0(seq\_page\_cost的值) + reltuples\*0.01(cpu\_tuple\_cost)=49 + 635\*0.01=55.35

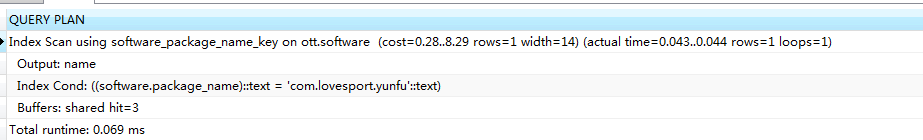
2.1.2 加上条件扫描，得出的cost值，会偏大一些

select name from software where package\_name > ‘a’;



cost = 2.1 + cpu\_operator\_cost \* 条数 = 55.35 + 635\*0.0025= 56.94

2.1.3 索引扫描(Index Scan)



select \* from bt\_metap(‘key’);//无法执行，报错

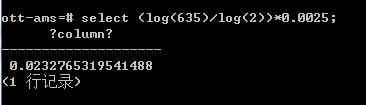
查看索引的深度，但是就是报错。还不知道为什么？？

问题原因：由于没有将pageinspect加载进来

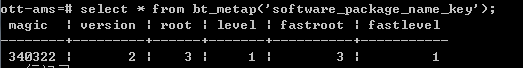
解决方法：create extension pageinspect;

图2.1.3—1 bt\_metap

1.计算ceil(log(数据条数) / log(2)) \* 0.0025(cpu\_operator\_cost) = 0.023276，ceil向上取整数，得10\*0.0025=0.025



2.可以看出software\_package\_name\_key的level为1。(1+1)\*50\*0.0025=0.25



3.计算出indexStartupCost=(0.25+0.025)=0.275=0.28

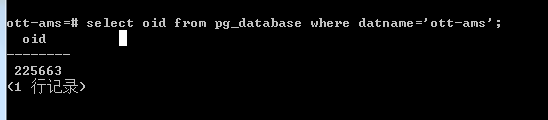
rows:该搜索计划输出的行数

width:该搜索计划输出的字节数

查看数据库的占用空间

通过本地文件查看(有很多系统表中oid字段默认是隐藏的)

1.可以在postgresql的安装目录下,data/base的文件中查看。首先查看数据库对应的oid



2.到postgresql/data/base/225663中查看

3.通过select \*oid from pg\_class 中对应的relfilenode就是数据库目录下对应的表文件名称。刚开始以为oid就是对应的文件名，但是经过了vacuum full之后，oid不变，但是relfilenode的值却变了

通过数据库语句可以查看大小

select pg\_size\_pretty(pg\_database\_size('ott-ams'));

pg\_relation\_size(table\_name)可以查看表空间

pg\_column\_size(column) from table;可以查看列的空间

# B-Tree Index

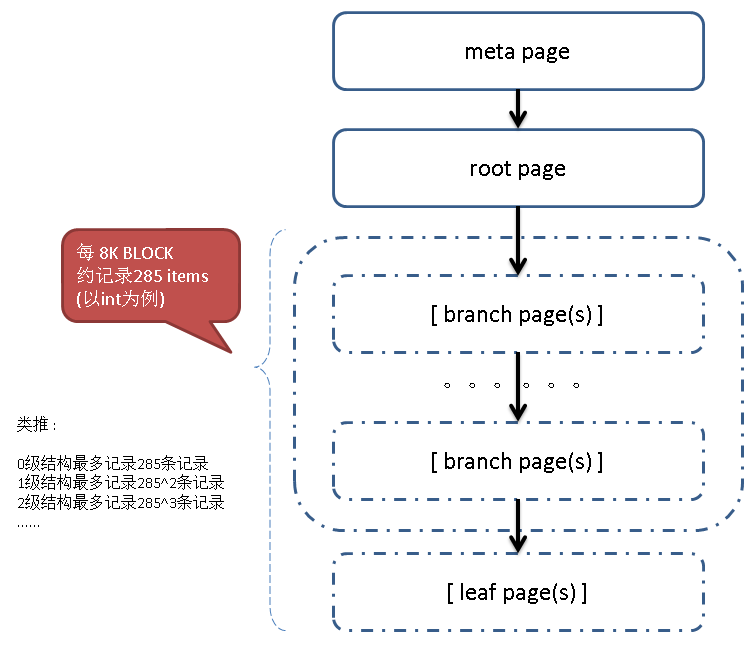
meta page

root page # btpo\_flags=2

branch page # btpo\_flags=0

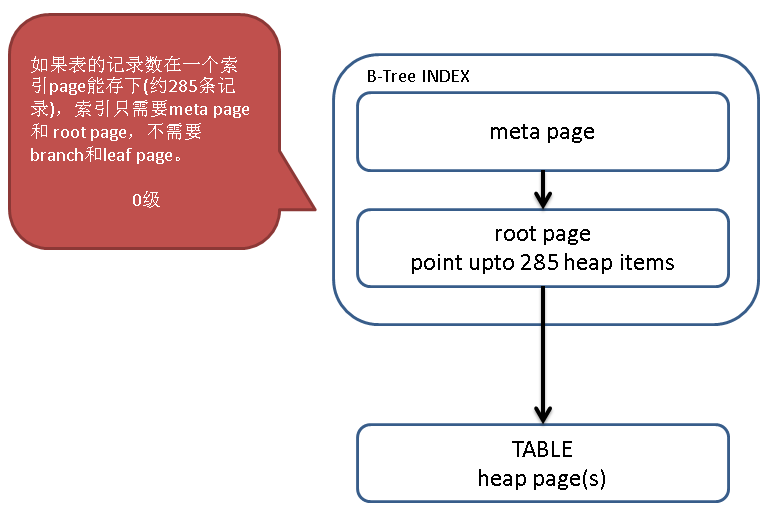
leaf page # btpo\_flags=1

如果即是leaf又是root则 btpo\_flags=3。



0层结构

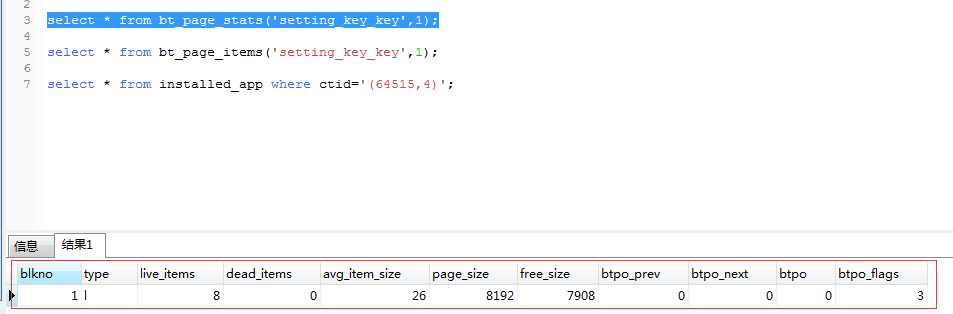
0层结构，只有meta和root页。   
root页最多可以存储的item数，取决于索引字段数据的长度、以及索引页的大小。



1.通过bt\_metap的方法，查看level=0，那么说明没有branch和page，也可以看出root的位置是在1



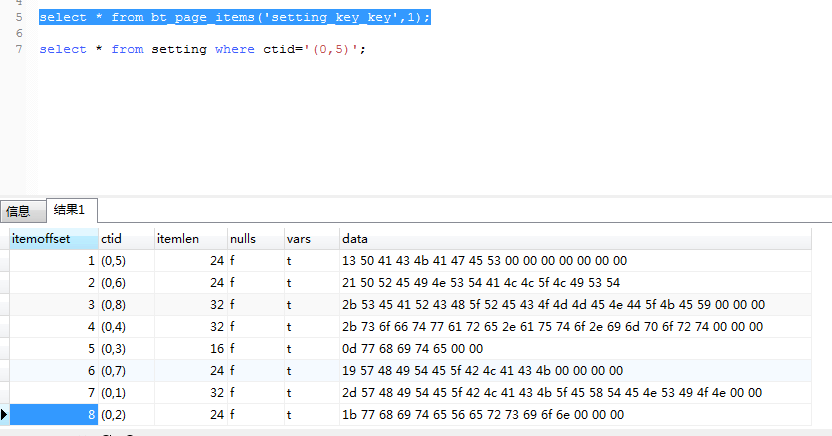
2.通过bt\_page\_stats来查看btpo=0，表示该页为最底层和btpo\_flags=3，表示是root也是leaf,live\_items表示活跃记录数8，所以有8条的



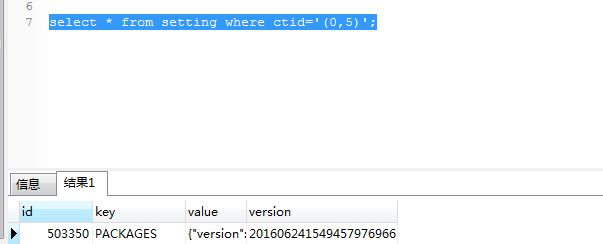
3.通过bt\_page\_items，可以具体查看items的ctid，

0级ctid 表示存储的是 heap页的寻址。 （如果是多层结构，那么branch page中的ctid， 它表示的是同级btree页(链条项ctid)或者下级btree页的寻址） 。   
当ctid指向heap时， data是对应的列值。(多级结构的data意义不一样，后面会讲)

这里的ctid的对应的记录，就是排序的，按照索引创建的索引(非最右页的第一条都是右页第一条记录的地址)



4.最后可通过，select \* from setting where cid=’’，来得到记录

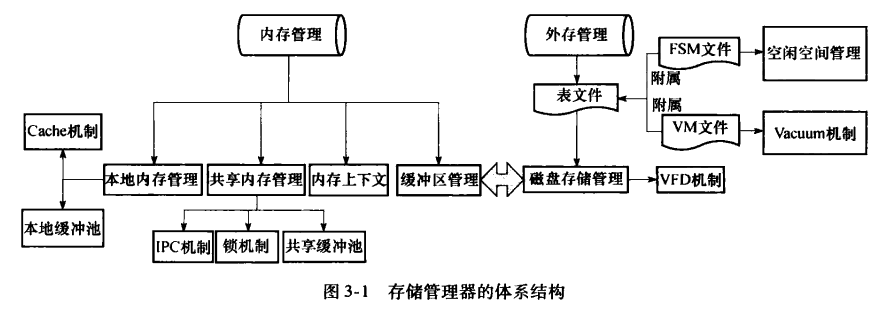


cost\_index is only responsible for the heap-access part of the charges.

The index-access part is in btcostestimate and genericcostestimate in

utils/adt/selfuncs.c.

# Caching



查看查询计划中，有多少记录是命中缓存的。

pg\_buffercache(共享内存)，属于上面的哪一块呢？ 属于共享内存，所有数据库共享

pg\_prewarm预加载(os cache、数据库缓存)

pg\_fincore加载数据到os cache

CREATE EXTENSION pg\_buffercache;

SELECT

C.relname,

COUNT(CASE WHEN B.isdirty THEN 1 ELSE NULL END) As dirty\_buffers,

COUNT(\*) As num\_buffers

FROM

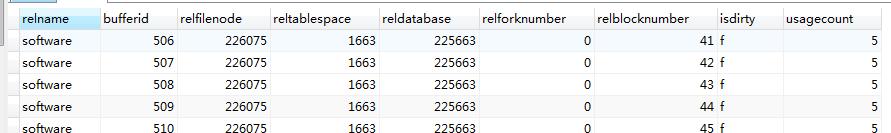
pg\_class AS C INNER JOIN

pg\_buffercache B ON C.relfilenode = B.relfilenode INNER JOIN

pg\_database D ON B.reldatabase = D.oid AND D.datname = current\_database()

WHERE C.relname IN ('software')

从上面的查询中，可以看出在pg\_buffercache有多少条缓存记录,其中relblocknumber就是快的id(也就是blockId)，relforknumber就是行的id(itemId，下标从0开始)。那么组成的ctid的值(blockId.itemId)



show shared\_buffers;用于查询缓存的占用空间

bt\_metap、bt\_page\_status，这些信息是存在哪张表里面呢？

# 扫描方式：

## index scan

当数据量分布<1.7%的时候，采用该索引

## bitmap index scan

当数据量分布>1.7%，则采用该索引

## seq scan

当数据量占用在70%以上直接使用了

# 对于Join的扫描

EXPLAIN (analyse,BUFFERS )

SELECT

this\_. ID AS id17\_3\_,

this\_.create\_time AS create2\_17\_3\_,

this\_.create\_user AS create3\_17\_3\_,

this\_.update\_time AS update4\_17\_3\_,

this\_.update\_user AS update5\_17\_3\_,

this\_.app\_id AS app6\_17\_3\_,

this\_.bind\_time AS bind7\_17\_3\_,

this\_.package\_id AS package8\_17\_3\_,

this\_.provider\_id AS provider9\_17\_3\_,

this\_.status AS status17\_3\_,

this\_.video\_id AS video11\_17\_3\_,

video1\_. ID AS id22\_0\_,

video1\_.create\_time AS create2\_22\_0\_,

video1\_.create\_user AS create3\_22\_0\_,

video1\_.update\_time AS update4\_22\_0\_,

video1\_.update\_user AS update5\_22\_0\_,

video1\_.actor AS actor22\_0\_,

video1\_.classify\_id AS classify28\_22\_0\_,

video1\_.classify\_tags AS classify7\_22\_0\_,

video1\_.cp\_id AS cp8\_22\_0\_,

video1\_.definition AS definition22\_0\_,

video1\_.director AS director22\_0\_,

video1\_.drama\_index AS drama11\_22\_0\_,

video1\_.introduction AS introdu12\_22\_0\_,

video1\_.label AS label22\_0\_,

video1\_.max\_number AS max14\_22\_0\_,

video1\_.max\_publish\_time AS max15\_22\_0\_,

video1\_. MODE AS mode22\_0\_,

video1\_. NAME AS name22\_0\_,

video1\_.name\_initial AS name18\_22\_0\_,

video1\_.pay\_type AS pay19\_22\_0\_,

video1\_.plays AS plays22\_0\_,

video1\_.poster AS poster22\_0\_,

video1\_.provider\_id AS provider29\_22\_0\_,

video1\_.release\_time AS release22\_22\_0\_,

video1\_.score AS score22\_0\_,

video1\_.status AS status22\_0\_,

video1\_.total\_number AS total25\_22\_0\_,

video1\_. TYPE AS type22\_0\_,

video1\_.watch AS watch22\_0\_

FROM

video\_lib\_video this\_

INNER JOIN video video1\_ ON this\_.video\_id = video1\_. ID

AND video1\_.status = 1

--AND video1\_.pay\_type IN (

--'FREE'

--,'BASIC\_PACKAGE'

--'ADDED\_PACKAGE'

--)

INNER JOIN classify classifypo4\_ ON video1\_.classify\_id = classifypo4\_. ID

INNER JOIN provider provider5\_ ON video1\_.provider\_id = provider5\_. ID

WHERE

this\_.app\_id = 500050

AND this\_.status = 1 --and this\_.valid=1

and this\_.package\_id in (-1,1,2,3)

and this\_.pay\_type in ('BASIC\_PACKAGE')

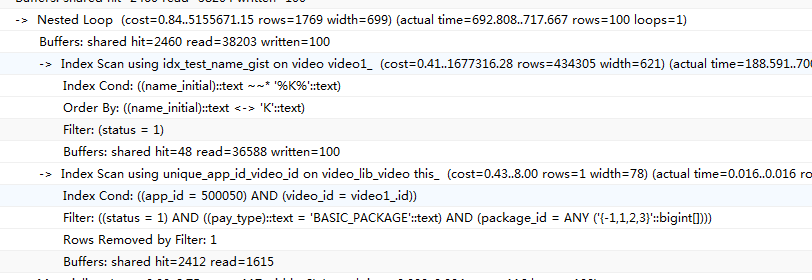
--AND POSITION ('K' IN video1\_.name\_initial) >= 0

and video1\_.name\_initial ILIKE '%K%'

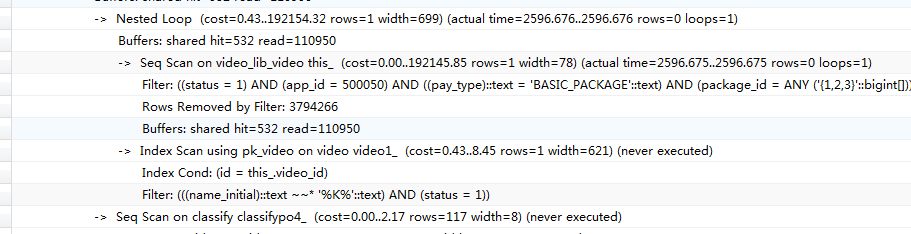
ORDER BY video1\_.name\_initial <-> 'K'

LIMIT 100

这边执行之后，执行计划中会有Nested Loop，那么会则是先执行完一条，往下走一条。在执行计划中，会先找出数据量少的，然后去join大表的过滤数据。由于包含了package为-1，因为video\_lib\_video中对于package\_id为-1的数据量很大，所以默认先去查询了video中的数据满足的数据量(则执行name\_initial的gist索引，走了匹配度的比较索引)。那么再由video去join video\_lib\_video，那么就会走unique\_appid\_videoid的索引



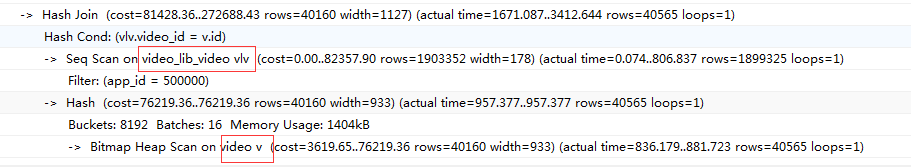
去掉package\_id的-1，会导致video\_lib\_video查询出来的结果集很少，那么就会先查询video\_lib\_video(无法走索引)，接着去连接video表的时候，由于id的索引最高，那么连接的时候，首先采用video的pk\_id索引。那么也会导致name\_initial的gist索引无法执行



## HashJoin

可通过enable\_hashjoin=off来启用或者禁用

不同的表做了全表扫描，然后对结果按照hash值再进行合并。大表对大表之间的join

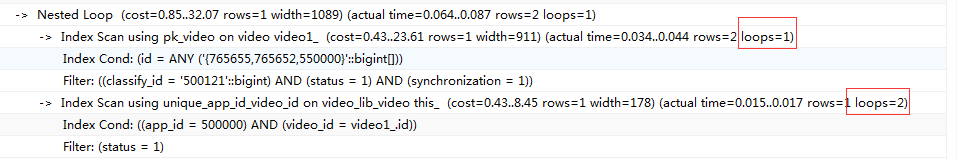


按videoId的hashJoin

## Nest Loop

可通过enable\_nestloop=off来启用或者禁用

大表与小表之间的join，并以小表作为外表，大表作为内表



loops表示应该循环几次，never executed则表示，没有执行

上图执行计划可以看出，video表的loops为1次，表示外表

vlv的loops为2，表示执行两次，因为video有两条记录

## Merge Join

set enable\_mergejoin=on;



按照join的列都进行排序，然后进行合并

# postgresql操作

## 初始化数据库

initDb –D dir

碰到问题：

在linux上面，安装了9.3版本，并在9.3的安装目录下，执行了该命令(环境上面还有9.1版本)，结果却还是初始化成了9.1的数据目录

解决方法：

su - postgres -c "LD\_LIBRARY\_PATH=$start\_dir/lib:$LD\_LIBRARY\_PATH $start\_dir/bin/initdb -D \"$data\_dir\" "

修改临时环境变量LD\_LIBRARY\_PATH

## 修改postgres密码

ALTER ROLE postgres WITH PASSWORD '123456'

## 备份数据库

pg\_dumpall -U postgres -p 6543 >/tmp/db.sql

## 备份单个数据库

pg\_dump –U postgres –p 6543 ott-ams > test.sql

## 还原数据库

psql -U postgres -p 6543 -f /tmp/db.sql

## 升级数据库

su - postgres -c "/cache1/PostgreSQL/9.3/bin/pg\_upgrade -c --link -b /cache1/PostgreSQL/9.2/bin -B /cache1/PostgreSQL/9.3/bin -d /cache1/PostgreSQL/9.2/data -D /cache1/PostgreSQL/9.3/data"

碰到问题(可查看/home/postgres/目录下的日志文件进行定位)：

1. fe\_sendauth: no password supplied

修改pg\_hba.conf，将对应的md5认证，都改成trust

1. cannot load library …

编译pg\_upgrade\_support模块

su - postgres -c "LD\_LIBRARY\_PATH=/usr/local/pgsql\_9\_6/lib:$LD\_LIBRARY\_PATH /usr/local/pgsql\_9\_6/bin/pg\_upgrade -c --link -b \"/usr/local/pgsql/bin\" -B \"/usr/local/pgsql\_9\_6/bin\" -d \"/cache2/ott-db\" -D \"/cache2/db/ott-9-6\""

## 全文索引：

Create index idx\_test on test gin(to\_vsvector(‘english’, ‘…’));

### 查询

Select \* from test where to\_vsvector(‘english’,‘test’) && to\_tsquery(‘english’,’good’)

## 占用空间

### 数据库

**select** pg\_size\_pretty(pg\_database\_size('playboy'));

### 表

不包含索引

**select** pg\_size\_pretty(pg\_relation\_size('test'));

包含索引

select pg\_size\_pretty(pg\_total\_relation\_size('video\_lib\_video'));

### 索引

**select** pg\_size\_pretty(pg\_relation\_size('playboy\_id\_pk'));

## 查看占用情况

SELECT pg\_terminate\_backend(pid) FROM pg\_stat\_activity WHERE datname='数据库名' AND pid<>pg\_backend\_pid();

# gin与gist索引

create extendsion pg\_trgm;

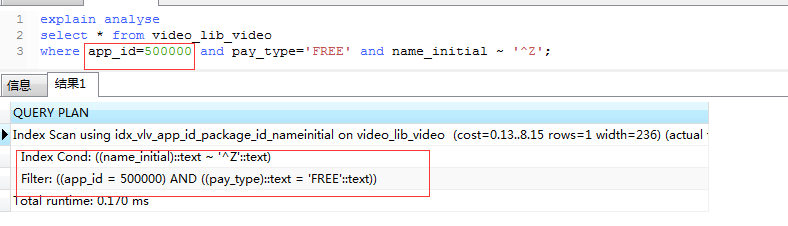
gin索引

## Gist trgm的~不生效

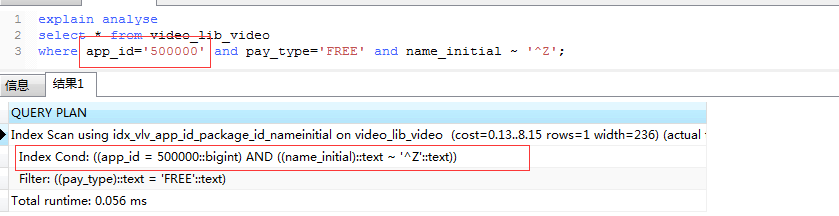
由于该操作只有在9.3.15之后才能起到索引效果

## Gist的复合索引不生效

app\_id为bigint的类型，建立了gist（app\_id， name\_initial gist\_trgm\_ops）



可以看出只走了name\_initial的索引，并没有走app\_id和name\_initial同时作用的复合索引



将app\_id用字符串的方式去等于，结果却能够走正常的gist复合索引

# 查看数据库执行情况

## pg\_stat\_activity

当state=’active’ and wait\_event is not null说是执行sql正在等待,pid就是对应正在执行的进程

## pg\_terminate\_backend

select pg\_terminate\_backend(pid)可执行关闭执行sql

## pg\_cancel\_backend

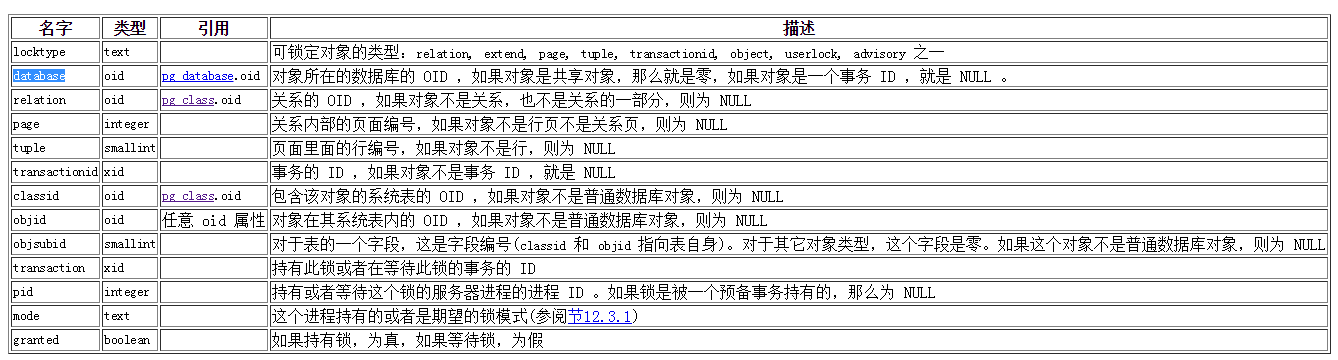
select pg\_terminate\_backend(pid)可关闭执行查询sql

## pg\_locks

可用于查看数据库的记录锁，或者表锁。

pg\_class：查询所有表名

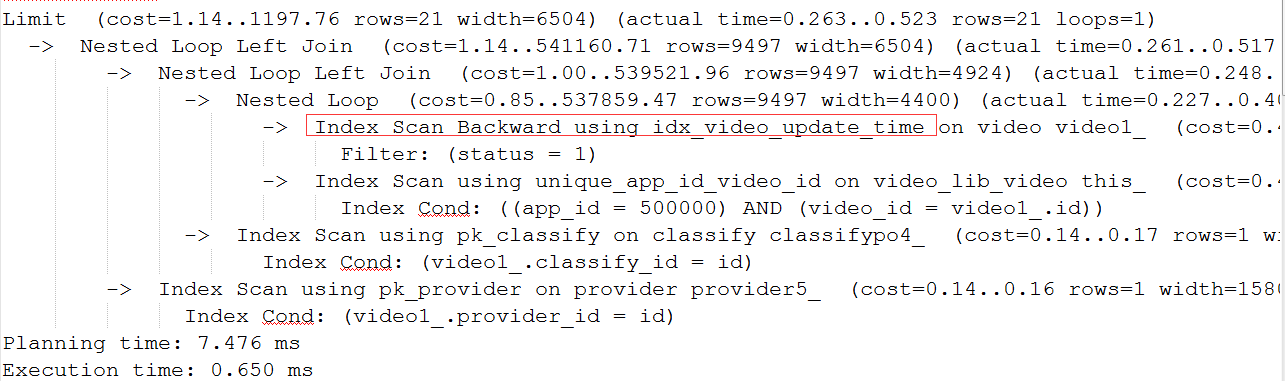
pg\_database:查看数据库



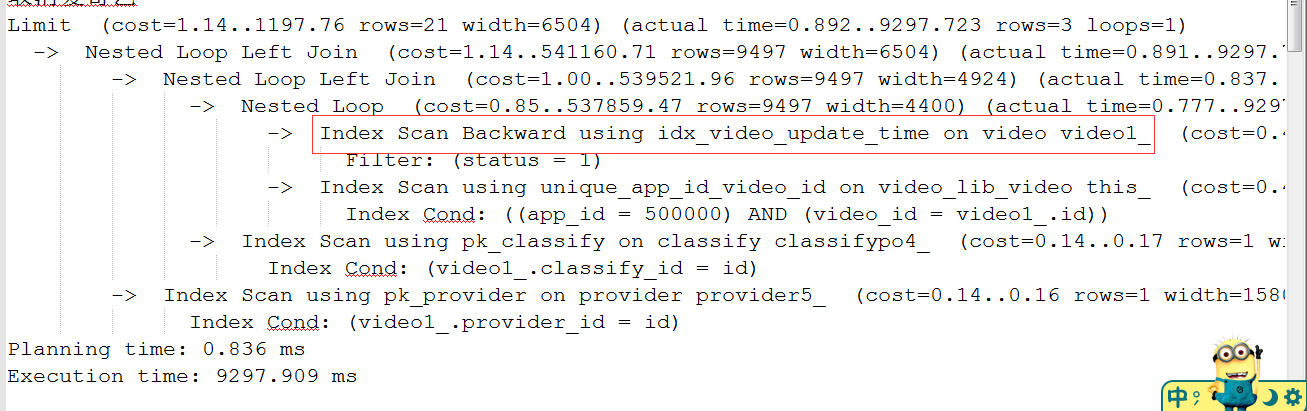
# 数据库的vacuum

类似于oracle的高水线

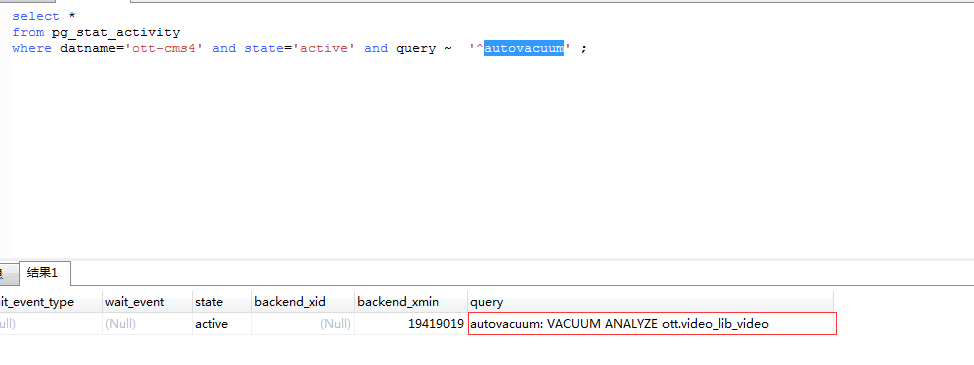
在视频库中，首先设置了video\_lib\_video关联(爱奇艺，180w)，然后查询视频库的数据，



接着再将video\_lib\_video的数据去掉关联(爱奇艺)，再去查询视频库的数据



大概一分钟左右会触发autovacuum，也就是autovacuum\_naptime ，postgresql.conf中的配置周期，默认是1分钟(可通过下列sql查看)。可以看出它是针对表进行vacuum，发现其时间大概需要8分钟左右



手动的去执行vacuum的话，时间大概在70s左右

## Vacuum analyse

更新统计信息，使得优化器有更好的方案去执行sql

## autovacuum

是否启动自动清理

## autovacuum\_naptime

每次清理的时间，默认1分钟

## autovacuum\_vacuum\_threshold

## autovacuum\_analyze\_threshold

默认为50，

## autovacuum\_analyze\_scale\_factor

默认为0.1

## 问题：

1. drama对synchronization建了表达式索引，也就是synchronization=0的索引，如craete index idx\_test on (drama) where synchronization=0;会走idx\_test索引，但是bigMap,而不是正常的idx\_test。

执行select \* from drama inner join video where synchronization=0 order by v.update\_time desc limit 10;

但是没有走idx\_test的索引，而是走了update\_time的索引

问题原因：由于没有对drama进行vacuum analyse的统计信息分析。

执行完之后，接着执行了update 10000条的数据，通过explain analyse的分析，发现其预估的统计分析却没有改变，也没有触发auto\_vacumm的。

问题原因：drama表有200w的数据，而触发自动vacuum的条数>= 200w\*0.1（analyse\_scale\_factor） + 50，所以没有执行auto\_vacuum\_analyse

# 数据库的配置优化

## shared\_buffers

数据库缓冲区，减少内核和磁盘打交道

## effective\_cache\_size

数据库缓存数据

## work\_mem

EnterpriseDB在执行排序操作时,会根据work\_mem的大小决定是否将一个大的结果集拆分为几个小的  
      和work\_mem查不多大小的临时文件。显然拆分的结果是降低了排序的速度。  
      因此增加work\_mem有助于提高排序的速度。及散列表在散列连接,散列为基础的聚集,以及散列为基础的 IN 子查询处理中都要用到。  
      通常设置为实际RAM的2% -4%,根据需要排序结果集的大小而定,比如81920(80M)

比如有100个查询，用到了排序，那么就会占用内容100\*work\_mem的大小

## maintenance\_work\_mem

create index和vacuum时候使用

# 碰到问题：

1. 使用navicat的工具，进行创建索引，结果在执行搜索的时候，却没有按照想要的进行索引。但是使用sql创建，却能够正常。

原因：采用工具的话，需要重新保存多个索引。而不像sql，直接刷新一个索引

1. 当新建一个索引idx1依赖于col1，这时候把col1删除，会造成idx1也被删除。
2. video\_lib\_video新增了字段app\_channel\_id，所以这次唯一索引变成了app\_id,app\_channel\_id,video\_id三个字段组成。本来以为：通过video\_id和app\_channel\_id能够反查出app\_id，应该也能走唯一索引。但是事实却没有。目前的另外一种方式是通过join app，来查出记录数

# Postgresql vs mysql

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 数据库/不同点 | Mysql | Postgresql |
| 引擎 | 多引擎数据库  myisam：没有事务  innodb:支持acid | 只有一种引擎 |
| 锁 | 当搜索条件不是索引字段时，会锁表，不支持行锁 | 支持行锁 |
| 模式 | 无 | 有schema |
| 权限 | 粒度较大，作用于表上或者数据库上 | 由于有了schema的关系，可以控制得粗细更好 |

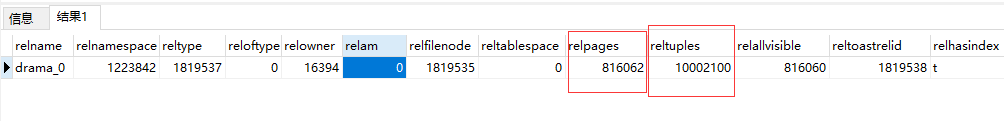
# Postgresql中Page存储和Btree存储分析

## Page存储

根据select pg\_relation\_filenode和pg\_relation\_filepath，可以查看数据表的具体文件和node信息。数据记录的存储不是一次性进行存储，而是分成了很多个小块（block\_size）来存储。但是这个只能在编译文件的时候生效，无法在安装后的数据库进行操作。

1. 查看表有多少个分页

select \* from pg\_class where relname='drama\_0';



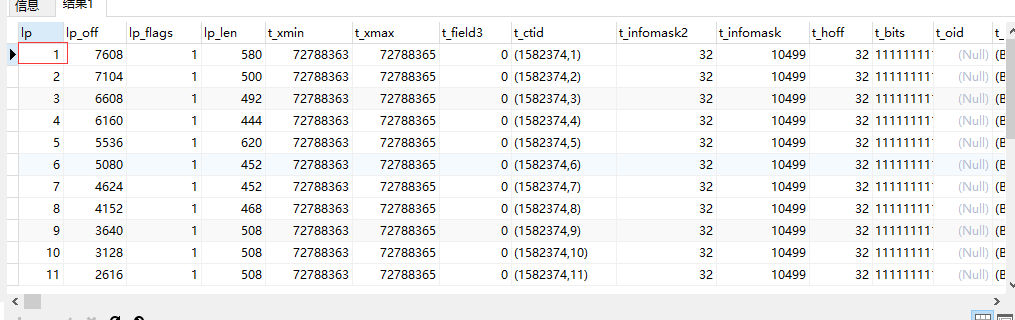
可以看到总页数是816062，总条数10002100条记录

1. 查看分页的信息和条目信息

以下是查看第816062的页条目信息，因为页数是从0编号开始

select \* from heap\_page\_items(get\_raw\_page('drama\_0', 816061));

，那么ctid(816061,1)对应就是代表逻辑位置第826062页，第一条记录的信息，x\_ctid是物理地址



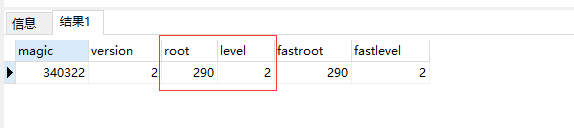
## Btree索引存储结构分析

首先索引默认有meta-page、root-page，如果不够存储，才会加入leaf page，再者有branch page。所以首先查看meta-page的信息，查看索引 idx\_create\_time\_drama\_0

1. 查看bt\_metap(‘idx\_create\_time\_drama\_0’)

可以看到有root-page的block-no为290（root），有两层(level=2)

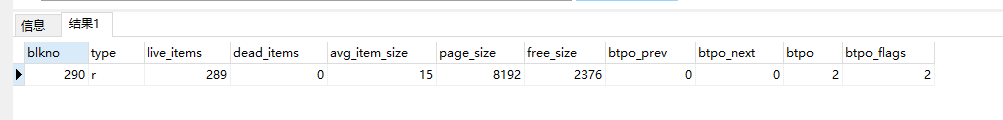
SELECT \* FROM bt\_metap('idx\_create\_time\_drama\_0');



1. 查看root-page=290的page信息

有289个branch-page(live\_items)，没有无效的branches(dead\_items)，没有左右节点(btpo\_prev、btpo\_next)。Btpo为2表示以下还有两层，btpo\_flags为2，表示root page

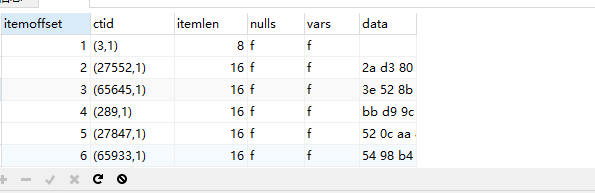
select \* from bt\_page\_stats('idx\_create\_time\_drama\_0', 290);



1. 查看root-page=290的所有子信息(branch-page)

可以看出第一个branch-page的blockno为3

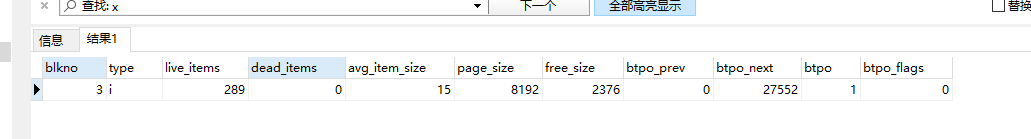
select \* from bt\_page\_items('idx\_create\_time\_drama\_0', 290);



1. 查看branch-page=3的分页信息

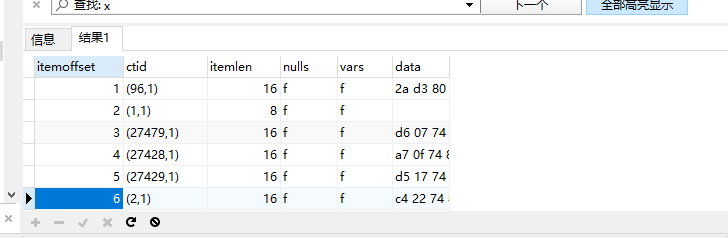
Btpo为1，说明往下还有一层，btpo\_flags为0表示branches-page

select \* from bt\_page\_stats('idx\_create\_time\_drama\_0', 3);



1. 查看branch-page=3的分页条目信息

由4步中可以看出当前页有btpo\_next，所以，第一条数据(96,1)不是起始数据，而是btpo\_next的第一条数据(即27552的btpo\_next第一条数据)，不信可以看27552的数据。这样索引数据的范围就能够找出是(1,1)的data到(96,1)的data之间范围



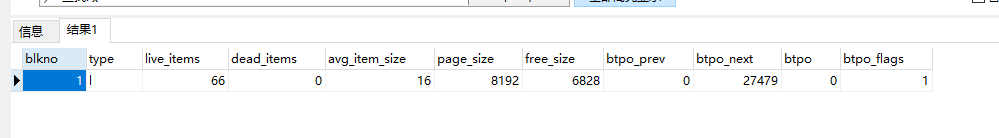
select \* from bt\_page\_stats('idx\_create\_time\_drama\_0', 3);

1. 查看leaf-page=1的分页信息

Btpo=0，表示没有再下一层了，说明这一个分页存储的条目就是对应的数据记录(ctid)

Btpo\_flags=1，表示leaf

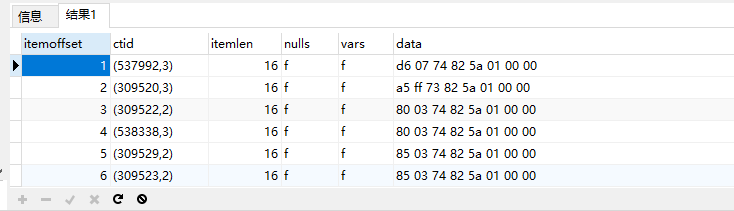
select \* from bt\_page\_stats('idx\_create\_time\_drama\_0', 3);



1. 查看leaf-page=1的分页条目

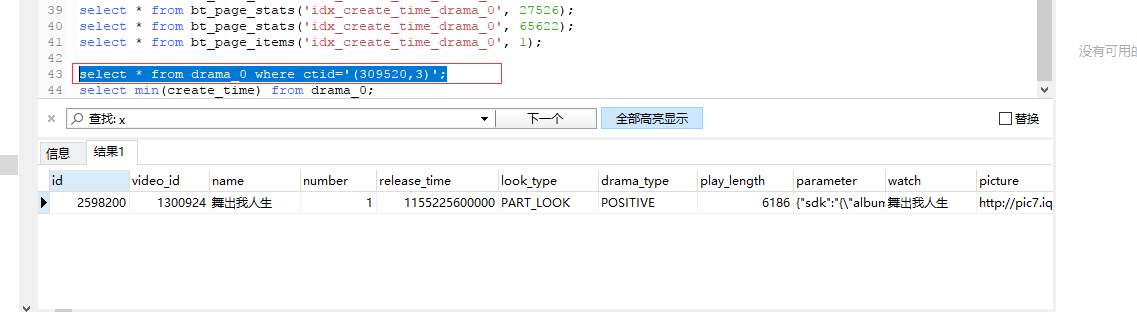
由于6中的btpo\_next不为空，所以第一条数据应该是(309520,3)

select \* from bt\_page\_items('idx\_create\_time\_drama\_0', 1);



1. 查找(309520,3)的数据信息

可以看出在7中的data为a5 ff 73 82 5a 01，对应的16进制是01 5a 82 73 ff a5，刚好就是drama的create\_time为1488247324581



## Postgresql的插入、更新、删除

更新：新增一条数据记录，并将原来的数据变更为已删除，t\_xmax为新记录的t\_xmin的，代表被新数据替代

删除：在记录中的t\_xmax的值标志。不会做记录删除

Vacuum: 清理t\_xmax不为空的记录，将其所有的值清空，将对应的index记录也清除

Vacuum full:清空所有t\_xmax的记录，并移动记录。整理空间