

阿里云数据库



PostgreSQL 实战教程

行业资深专家联合出品 PostgreSQL技术进阶必备 实战视角下全面掌握PostgreSQL核心技术







目录

04	国产化浪潮之上的PostgreSQL
11	认识PostgreSQL中与众不同的索引
23	PG Ganos时空场景快速开发实践
36	高维向量检索技术在PG中的设计与实践
49	PostgreSQL监控实战基于Pigsty解决实际监控问题
63	PostgreSQL复制原理及高可用集群
75	性能优化和体系化运维



微信关注公众号: 阿里云数据库 第一时间,获取更多技术干货



阿里云开发者"藏经阁" 海量免费电子书下载



4

国产化浪潮之上的PostgreSQL

作者 | 赵振平

一、数据库过去式

为什么数据库是过去式? 因为过去正在变革。

关系型数据库始于六七十年代,随着关系数据库理论的成立,诞生了很多伟大的公司,如:甲骨文、微软、IBM DB2、还有消失的Sybase。从七十年代至今,这些公司基本都处于垄断地位,即使在二十世纪初MySQL和PostgreSQL数据库逐渐盛行,但仍然无法影响这些历史悠久的公司的市场地位。

这些历史悠久的数据库公司为什么如此坚不可摧,存在以下几个原因:

1. 拥有最优秀的产品

提到关系型数据库时,自然而然联系到业界公认的龙头老大甲骨文。甲骨文的产品无论从性能或稳定性等方面,都是最顶尖的。

2. 客户需求坚不可摧

由于这些公司历史悠久的品牌影响力与市场认可度,他们的产品成为了许多公司与企业的第一选择。例如当在使用甲骨文产品的过程中遇到问题时,由于对甲骨文的盲目推崇,公司与企业也不会对问题过于苛责,因为在他们心中这已经是世界上最好的产品,这也是市场不好的一个地方。

3. 强大的销售体系

这些历史悠久的公司非常善于使用品牌营销进行产品推广与销售,每次的新品发布会总是能用出色的方式吸引众多业内人士的眼球,即使推出的新品是其他公司已经有类似产品,但这些龙头公司总能用深厚的品牌影响力与悠久的历史为自己背书,使得众多用户与企业趋之若鹜,痛快买单。

二、数据库最好的时代

(一)国际市场格局已经发生巨大变化

国际市场格局的变化包括:云数据库、价格、客户需求。

1.云数据库

近年来云数据库对整个市场进行重新洗牌,由于云数据库能够节省成本,许多企业包括政府部门都把数据库迁到云上。

2.价格

从七八十年代至今,像甲骨文等公司的产品价格都十分高昂,用户在以前没有选择的余地,但如今越来越多开源和低廉的 解决方案出现在市场,使得市场价格也在悄然改变。

3.客户需求

过去的客户购买产品的主要是奔着License,使得企业合法化或上市。如今客户虽然仍存在这样的需求,但技术服务的需求占比越来越重。

结合2019年全球所有数据库的销售额来看,整个市场销售额呈下降趋势,甲骨文在全球市场销售额下降19%+,幅度十分大。国际数据库市场的巨大变化,为中国的数据库工程师和企业的发展带来很好的机遇与挑战,可以说是最好的时代。

(二)国内市场迎来新机遇

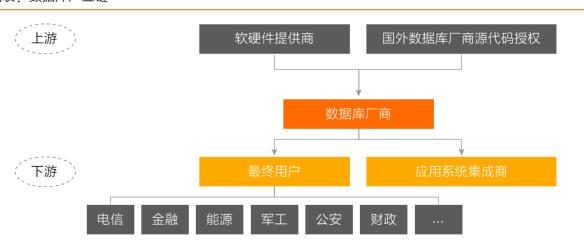
这里结合华泰证券一份公开的数据库研究报告来进行阐述。

图表:IT产业链



资料来源: IDC, 华泰证券研究所

图表:数据库产业链



报告中显示,目前国内的数据库厂商处于IT产业链的中游,上承软硬件提供商与国外数据库厂商源代码授权,下接应用系统集成商与最终用户,包含电信、金融、能源和军工等。

目前国内数据库厂商主要分为三个方向,分别是传统数据库、云数据库和开源数据库,各个方向都有领头羊厂商在领跑数据库发展。

名次	厂商	市场份额(按销售额)
1	Oracle	48.5%
2	IBM	10.1%
3	Microsoft	9.6%
4	SAP	7.2%
5	Teradata	3.9%
6	南大通用	2.5%
7	达梦	2.3%
8	神舟通用	1.5%
9	人大金仓	1.1%
10	其他	13.3%

2018年国内数据库市场份额

根据2018年国内数据库市场份额可看出,国内的市场仍由国外市场垄断,国产数据库厂商所占市场份额相加仍与国外公司相差甚远。

图表: 中国数据库管理系统市场规模及预测

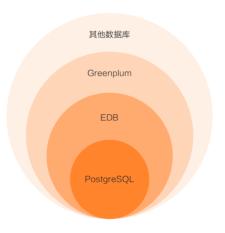


报告指出,随着国内数据库市场的不断发展,2021年市场规模预计达到158.8亿元,并预测在未来的三年继续快速上升。

综上所述,随着国产数据库厂商的不断突破与国内市场规模不断上涨,国内将迎来新的机遇与挑战。

三、PostgreSQL是你的新底座

(一)技术底座



基于PostgreSQL的技术底座,用户可以开发很多东西。

例如开发新的数据库,将PostgreSQL做成产品的一部分,如ERP的一部分或电信信息系统的一部分等。目前已经有许多成功案例,并且成为国内外很有影响力的公司,比如基于PostgreSQL的EDB,还有已经在美国上市的Greenplum,基于PostgreSQL也可以开发其他数据库。

这里需要注意的是,PostgreSQL某些地方的功能无法满足用户的需求,用户可利用PostgreSQL特有的插件式机制,在 PostgreSQL开发自己的插件。

(二)商业底座



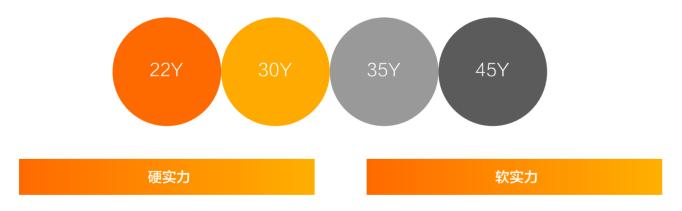
PostgreSQL强大的可塑性与广泛的使用市场使之成为商业底座。

基于PostgreSQL创立的新公司遍布世界各地,这些公司基于PostgreSQL可以做许多新产品,例如EDB。基于PostgreSQL还可以满足许多需求,例如相关的技术服务、技术支撑、开发服务等。

综上所述,PostgreSQL不仅是硬实力的技术底座,也是高速发展的商业底座。

四、35岁DBA中年危机

在往年,市场上20岁+的数据库工程师的简历有许多,35岁及以上的数据库工程师简历很少出现。而在近年,越来越多的35岁+的数据库工程师出现在求职市场,DBA中年危机开始显现。



对一个数据库工程师来说,20岁是职业生涯的黄金发展时期,强大的学习能力使你能在短时间内成长为公司的骨干。

当到达30岁时,大多数人基本到达数据库职业生涯的巅峰。

当35岁的时候,许多工程师感受到人生的彷徨,在DBA生涯的分岔路上犹豫不决。此时有一部分人选择继续深耕技术,有一部分转向非技术工作。

当到达45岁时,现实的残酷表明,对比20岁+的年轻人,大多数45+岁的工程师在技术市场竞争力非常小,中年危机显现。

当一个数据库工程师到了30岁以后,技术的硬实力已经无法满足职业生涯发展的需求,更多的软实力才能让自己具备更多的市场竞争力。这个软实力包括许多部分,例如跟随行业变革前进、优秀团队、沟通能力、团队沟通能力与协同能力等。

例如以前很多人做Oracle,也确实能有许多就业方向,但目前市场的Oracle工程师数量众多,市场竞争激烈。随着整个时代发生变革,市场往开源数据库和国产数据库方向前进,因此PostgreSQL是一个很好的基座。我们跟随行业与时代的变革而变革,离开舒适区,投身主流领域,才能更好扩展自身职业生涯。

随着数据库市场的不断更新迭代,PostgreSQL产业在中国市场发生巨大变化, PostgreSQL管道铺设的各个行业,以各种直接或间接的形式渗透到各行各业。在PostgreSQL快速发展的时代,或许35岁的中年危机也是人生契机。

五、PostgreSQL学习方法论

(一)数据库品牌

虽然PostgreSQL在市场快速发展,但有不少Oracle工程师、DB2工程师、开发人员对PostgreSQL呈观望甚至抵触立场,原因是觉得学习PostgreSQL的门槛高,学习难度大。



如果将数据库品牌比喻成汽车品牌,Oracle相当于宝马,DB2相当于奔驰,而新兴的PostgreSOL相当于长城汽车。

如果你能够熟练驾驶宝马与奔驰,那么从技术角度来说,通过简单的熟悉与练习,你也能够快速上手长城汽车,因为大部分的原理都是一样的。因此,对于Oracle工程师、DB2工程师、开发人员来说,PostgreSQL并没有想象中的生涩难懂,相反,熟练掌握Oracle、DB2的工程师掌握PostgreSQL后,能在当下PostgreSQL盛行的数据库市场中取得极强的竞争力。

(二)类似的体系结构

如上图所示,Oracle与PostgreSQL的架构存在许多相似的地方:

• 内存结构类似

两者都有高速缓存区,Oracle称为SGA,PostgreSQL称为内存共享,区域也是对应的。

·进程结构类似

都有日志输写进程、数据库输写进程、归档进程。

·用户进程连接方式类似

当用户连接进来时,在Oracle里面默认分配服务器之间的进程,PostgreSQL也一样。需要排序时,Oracle在PGA里面进行,PostgreSQL在Work Men里面进行。

·物理结构类似

Oracle有数据文件、控制文件、表空间、归档日志文件、参数文件、密码文件、认证文件等,PostgreSQL也都对应结构,只是叫法不同。

·故障排查的过程类似

Oracle和PostgreSQL都有错误日志文件等。

通过上述架构对比,可以发现Oracle与PostgreSQL十分相似,对于熟练掌握Oracle的工程师来说,可以快速上手PostgreSQL。

随着国内数据库市场的巨大改革,PostgreSQL逐渐占据市场主导地位,然而Oracle工程师遍地都是,而从业1~2年的PostgreSQL工程师仍是凤毛麟角。不少工程师已经开始嗅到其中契机,上手PostgreSQL增强自身竞争力,在日渐扩大的数据库市场占得一席之地。

认识PostgreSQL中 与众不同的索引

■ 作者 | 唐成

一、索引总体介绍

(一)索引的作用

这些历史悠久的数据库公司为什么如此坚不可摧,存在以下几个原因:

· 索引主要有三个作用:

(1)加速TUPLE定位

select * from test01 where k=10; select * from test01 where k>100 and k<200;

(2)主键,唯一约束作用

create table test01(id int primary key, k int, t text); create unique idx_test01_k on test01(k);

(3)排序,有索引情况下,不需要重新排序,可以直接访问用 select * from test01 order by k;

(二)索引的分类

1.按算法分

按算法分类,索引可分为B-Tree索引、Hash索引、GiST索引、GIN索引与BRIN索引。

B-Tree索引(最常见索引)

等值查询: =、IS NULL, IN;

范围查询: >、< 、>=、<=、BETWEEN AND、 LIKE(开头匹配), ILIKE (大小 写一致的字符开头匹配),~

Hash索引

只能等值查询;

等值查询可能B-Tree索引更快;

PG10之前,无法在主备之间同步WAL日志。

· GiST索引

不是一种索引类型,而是一种可以实现自定类型和策略的索引架构;

包含了用于二维几何数据类型的 GiST 操作符类;

包含操作符: @> 图型没有重叠操作符号: <<

· GIN索引

倒排索引,常用在全文检索中;

可高效地检测某值是否存在很多行中;

已实现了用于数组的GIN操作符类: @>、&&

· BRIN索引

块范围索引;

存储放在一个表的连续物理块范围上的值摘要信息,如最大值、最小值;

可以用于: <、<=、=、>=、>

通常其他数据库没有BRIN索引,是PG的亮点功能。

2.其他分类

PG索引按照其他分类也可分为: 唯一索引, 部分索引, 多列索引和表达式索引, 这里不展开作详细介绍。



CREATE INDEX idx_test01_park_k ON test01(k) where k> and k <2000;

(三) 非阻塞式创建索引

非阻塞式创建索引是PostgreSQL的一大优势。

使用普通方式创建索引时,PostgreSQL会锁定表以防止写入,在此过程中其他用户仍然可以读取表,但是DML等操作被一直阻塞,直到索引创建完毕,这在大多数的在线数据库中都是不可接受的行为。

鉴于此,PostgreSQL支持不长时间阻塞更新的情况下建立创建索引,这是通过"CREATE INDEX CONCURRENTLY idx_tab01_note on testtab01(note);"选项来实现的。

当该选项被使用时,PostgreSQL会执行表的两次扫描,因此该方法需要更长一些的时间来建索引,尽管如此,这个选项也是很有用的一个功能。

(四) 非阻塞式重建索引

在PostgreSQL的12版本之前,重建索引时不支持Concurrently的参数,可以在同样的列上用Concurrently建一个不同名的新索引,再把旧索引删除,这样也不阻塞DML等语句。

(五) PostgreSQL中文社区技术认证



目前PostgreSQL中文社区技术认证有三级认证,分别为PCA(认证专员)、PCP(认证专家) PCM(认证大师),可在社区网站"http://www.postgres.cn"查看。

二、BRIN索引的例子

- create table test01(id int, t text);insert into test01(id,t) select seq, rpad(",50,'x') from generate_series(1, 3000000) as t(seq);
- create index idx_test01_k_brin_128 on test01 using brin(id);
- create index idx_test01_k_brin_64 on test01 using brin(id) with (pages_per_range=64);
- create index idx test01 k brin 4 on test01 using brin(id) with (pages per range=4);
- create index idx_test01_k_btree on test01(id);

上图为BRIN索引的一个例子,我们创建一张表,并顺序插入3000000条记录,然后"create index idx_test01_k_brin"创建一个索引。默认情况下索引有128个物理块,上面建一个最大值与最小值的摘要信息。除了默认情况,我们又建了64个数据块与4个数据块的索引,同时我们建了一个普通的B树索引。

如上图所示,此时我们可以查看索引大小,pages_per_range不同值时BRIN索引通常在1MB以下,而普通索引为64M以上。可以看到,用BRIN创建的索引,无论在哪种情况下,索引的大小都远远小于用B-Tree方式创建的索引。

```
OUERY PLAN
Bitmap Heap Scan on test01 (cost=89.00..1508.48 rows=1 width=55) (actual time=2.293..2.354 row=1 loops=1)
 Recheck Cond: (id = 100)
 Rows Removed by Index Recheck: 387
 Heap Block: lossy=4
 -> Bitmap Index Scan on idx_test01_k_brin_4 (cost=0.00..89.00 rows=388 width=0) (actual time=2.226..2.227
rows=40 loops=1)
       Index Cond: (id =100)
Planning Time: 0.225 ms
Execution Time: 2.436 ms
(8 rows)
```

索引插入时会导致物理块上有范围次序,用BRIN索引会起到很大的作用。如上图所示,可以看到执行计划快速完成,并 走到BRIN索引上面,这就是BRIN索引的用处,也是PostgreSQL的一大亮点。

三、数组上建GIN索引的例子

下面是一个用GIN索引查找电话号码号主的例子。

- 联系人表:
- CREATE TABLE contacts(
- · id int primary key,
- · name varchar(40),
- · phone varchar(32)[],
- address text);

假设我们先建一个联系人的表,有上图5个字段。由于每个人可能存在多个联系电话,于是我们将这些信息建成一个数 组。在数组的情况下,无法建立普通索引,但在PostgreSQL中可在数组上建立GIN索引。

```
osdba=# insert into contacts select seq, seq, array[seq+13600000000, seq+13600000001] from generate_
series(1, 500000, 2) as seq;
INSERT 0 250000
Time: 2368.684 ms (00:02.369)
osdba=# CREATE INDEX idx_contacts_phone on contacts using gin(phone);
CREATE TNDEX
Time: 56196.839 ms (00:56.197)
osdba=# SELECT * FROM contacts WHERE phone @> array['13600006688'::varchar(32)];
 id | name |
                           phone
                                            address
 6687 | 6687 | {13600006687,13600006688} |
(1 row)
Time: 5.345 ms
osdba=# explain SELECT * FROM contacts WHERE phone @> array['13600006688'::varchar(32)];
```

在这里我们建了250000行数据,然后我们再给它建了一个GIN索引,用"@>"表示这个数组中包含某个固定电话,这样 就可以查出号码对应的号主。

```
QUERY PLAN
Bitmap Heap Scan on contacts (cost=29.69..2298.29 rows=1250 width=95) (actual time=0.079..0.080 row=1 loops=1)
  Recheck Cond: (phone @> '{13600006688}'::character varying(32)[])
  Heap Blocks: exact=1
  -> Bitmap Index Scan on idx_contacts_phone (cost=0.00..29.37 rows=1250 width=0) (actual time=0.053..0.053
rows=1 loops=1)
       Index Cond: (phone @> '{13600006688}'::character varying(32)[])
Planning Time: 0.113 ms
Execution Time: 0.108 ms
(7 rows)
```

通过执行计划可以看到,通过在PostgreSQL的数组上建立GIN索引来查找数值时,所需时间非常短,仅需 0.108ms。

四、快速查找某个IP是哪个地区

假设我们有一张表,记录了IP地址范围对应的地区,给一个公网IP就可以查询出这个IP地址所对应的地区。

(一)普通解决方案

```
create table ipdb1
   id int,
   ip_begin inet,
   ip_end inet,
   area text,
   sp text
  普通做法基本格式
```

如上图所示,该格式包含IP的ID,IP的起始地址与结束地址,IP所在地区,IP对应的运营商,Inet表示PostgreSQL里 IP地址的范围,例表如下:

```
osdba=# select * from ipdb1 limit 10;
 id | ip_begin | ip_end | area |
2634 | 0.0.0.0 | 0.255.255.255 | IANA | 保留地址
2635 | 1.0.0.0 | 1.0.0.255 | 澳大利亚 | 亚太互联网络信息中心
2636 | 1.0.1.0 | 1.0.3.255 | 福建省 | 电信
2637 | 1.0.4.0 | 1.0.7.255 | 澳大利亚 | 墨尔本Big
2638 | 1.0.8.0 | 1.0.15.255 | 广东省 | 电信
2639 | 1.0.16.0 | 1.0.31.255 | 日本 | 东京IZTs
2640 | 1.0.32.0 | 1.0.63.255 | 广东省 | 电信
2641 | 1.0.64.0 | 1.0.127.255 | 日本 | 広島県中区大手町Energia通信公司
2642 | 1.0.128.0 | 1.0.255.255 | 泰国 | CZ88.NET
2643 | 1.1.0.0 | 1.1.0.255 | 福建省 | 电信
(10 rows)
```

可以看到,例如IP地址1.0.1.0到1.0.3.255是来自福建电信。有了这么一个地址库,我们就可以快速查询一个IP所对应的 相关信息。

例如我们想查询36.22.250.214来自哪里,可以输入:

select * from ipdb1 where '36.22.250.214'>=ip_begin and '36.22.250.214' <=ip_end;

耗时308ms,得到结果如下,可以看到这个地址来自浙江电信。

```
osdba=# select * from ipdb1 where '36.22.250.214' >= ip_begin and '36.22.250.214' <= ip_end;
 id | ip_begin | ip_end | area | sp
-----
8551 | 36.22.128.0 | 36.22.255.255 | 浙江省 | 电信
(1 row)
Time: 308.293 ms
```

```
QUERY PLAN
 Gather (cost=1000.00..6822.36 rows=6134 width=51)
   Workers Planned: 2
  -> Parallel Seq Scan on ipdb1 (cost=0.00..5208.96 rows=2556 width=51)
        Filter: (('36.22.250.214'::inet >= ip_begin) AND ('36.22.250.214'::inet <= ip_end))
(4 rows)
Time: 0.636 ms
```

通过执行计划可以看到,该SQL是一个并行的全表扫描,CPU占用高。

这种情况的改进方法,是在起始地址上加一个索引:

create index idx_ipdb1_ip_begin on ipdb1(ip_begin);

```
QUERY PLAN
 Index Scan using idx_ipdb1_ip_begin on ipdb1, (cost=0.42..267.37 rows=6134 width=51)
  Index Cond: (ip_begin <= '36.22.250.214'::inet)</pre>
   Filter: ('36.22.250.214'::inet <= ip_end)
(3 rows)
Time: 0.869 ms
```

通过执行计划可看到,加了该索引之后,耗时大幅减少。

此时可以在结束地址上也加一个索引:

create index idx_ipdb1_ip_end on ipdb1(ip_end);

```
osdba=# explain analyze select * from ipdb1 where '36.22.250.214'>=ip_begin and '36.22.250.214' <=ip_end;
                                                                 OUFRY PLAN
 Index Scan using idx_ipdb1_ip_begin on ipdb1 (cost=0.42..267.37 rows=6134 width=51) (actual time=1.296..1.297 rows=1 loops=
  Index Cond: (ip_begin <= '36.22.250.214\[::inet)
Filter: ('36.22.250.214'::inet <= ip_end)</pre>
   Rows Removed by Filter: 5917
 Planning Time: 0.103 ms
Execution Time: 1.328 ms
```

由于索引还是做了范围查询,因此占用资源较多。

(二)终极解决方案

```
• CREATE TYPE inetrange AS RANGE (

    subtype = inet

• );
• CREATE TABLE ipdb2 (
· id integer NOT NULL,

    ip_range inetrange,

    area text,

    sp text

• );

    CREATE INDEX idx_ipdb2_ip_range ON ipdb2 USING gist (ip_range);

    select * from ipdb2 where ip_range @> '36.22.250.214'::inet;
```

如上方所示,该方案创建一个RANGE类型,RANGE类型表明起始时间与结束时间,然后将IP地址的开始与结束都放在 一个字段中,然后在该字段中建一个GIST索引。

然后在查的范围是包含了某个IP地址,这时走的索引的效率远高于之前的范围查询索引,相当于是一个等值查询。

```
osdba=# select * from ipdb2 limit 10:
 id | ip_range | area |
2634 | [0.0.0.0,0.255.255.255] | IANA | 保留地址
2635 | [1.0.0.0,1.0.0.255] | 澳大利亚 | 亚太互联网络信息中心
2636 | [1.0.1.0,1.0.3.255] | 福建省 | 电信
2637 | [1.0.4.0,1.0.7.255] | 澳大利亚 | 墨尔本Big
2638 | [1.0.8.0,1.0.15.255] | 广东省 | 电信
2639 | [1.0.16.0,1.0.31.255] | 日本 | 东京I2Ts
2640 | [1.0.32.0,1.0.63.255] | 广东省 | 电信
2641 | [1.0.64.0,1.0.127.255] | 日本 | 広島県中区大手町Energia通信公司
2642 | [1.0.128.0,1.0.255.255] | 泰国 | CZ88.NET
2643 | [1.1.0.0,1.1.0.255] | 福建省 | 电信
(10 rows)
```

可以看到, ip range字段包含了表的起始与截至, 此时加入输入:

select * from ipdb2 where ip_range @> '36.22.250.214'::inet;

查询 IP 36.22.250.214,可以快速查到对应信息浙江电信。

```
osdba=# select * from ipdb2 where ip_range @> '36.22.250.214'::inet;
         ip_range
                       l area l sp
-----
8551 | [36.22.128.0,36.22.255.255] | 浙江省 | 电信
(1 row)
Time: 7.356 ms
```

```
osdba=# explain analyze select * from ipdb2 where ip_range @> '36.22.250.214'::inet;
                                                      QUERY PLAN
Index Scan using idx_ipdb2_ip_range on ipdb2 (cost=0.28..8.30 rows=1 width=57) (actual time=0.180..0.419 rows=1 loops=1)
  Index Cond: (ip_range @> '36.22.250.214'::inet)
Planning Time: 0.101 ms
Execution Time: 0.453 ms
(4 rows)
Time: 0.992 ms
```

从上方的执行计划可以看到耗时大幅减少,并且Cost值为8.3,对比之前的268大幅降低。

通过这种方式,当有大量系统要来查询IP地址时,可以有效减少耗时,并降低CPU占用,以上就是GIST用RANGE使用 的一个例子。

五、让like %XXX%走索引

PostgreSQL中还有一个黑科技——让Like在'%XXX%'走索引,下面举例说明。

```
osdba=# create table test01(id int, t text);
CREATE TARLE
Time: 6.782 ms
osdba=# insert into test01 select seq, seq from generate_series(1, 1000000) as seq;
INSERT 0 1000000
Time: 2431.869 ms (00:02.432)
osdba=#
osdba=# analyze test01;
ANALYZE
Time: 1401.654 ms (00:01.402)
osdba=# explain analyze select * from test01 where t like '%99999%';
Gather (cost=1000.00..11§23.33 rows=100 width=10) (actual time=21.595..187.302 rows=19 loops=1)
  Workers Planned: 2
  Workers Launched: 2
  -> Parallel Sea Scan on test01 (cost=0.00..10613.33 rows=42 width=10) (actual time=76.734..174.633 rows=6 loops=3)
        Filter: (t -- '%99999%'::text)
        Rows Removed by Filter: 333327
Planning Time: 0.153 ms
Execution Time: 187.328 ms
(8 rows)
```

如上方所示,首先我们建一张表,插入1000000条测试数据,接着收集统计信息。由于现在表中可能没有索引,走的并行 做全盘扫描,此时执行时间为100~300毫秒。如果关掉并行,执行时间还会更长。

其他数据库中, like是要找两个%中间的数,通常是无能为力,但在PostgreSQL中可以解决这个问题。

```
osdba=# explain analyze select * from test01 where t like '%99999%';
 Bitmap Heap Scan on test01 (cost=12.78..373.22 rows=100 width=10) (actual time=0.970..2.205 rows=19 loops=1)
  Recheck Cond: (t ~ '%99999%'::text)
  Rows Removed by Index Recheck: 3681
  Heap Blocks: exact=1013
  -> Bitmap Index Scan on idx_test01_t (cost=0.00..12.75 rows=100 width=0) (actual time=0.668..0.668 rows=3700 loops=1)
        Index Cond: (t ~ '%99999%'::text)
 Planning Time: 0.208 ms
Execution Time: 2.246 ms
(8 rows)
Time: 2.816 ms
```

首先先装入插件create extension pg_trgm;,之后建一个GIN索引,让Like走'%99999%'。通过执行计划可以看到,这 次执行时间为2ms,效率很高,解决了其他数据库遇到的难题。

六、GIN+JSON用户画像

最后我们来看,如何用GIN索引在JSON上做用户画像系统。

1.标签模型

•职业:农民、工人、IT工程师、理发师、医生、老师、美工、律师、公务员、官员 • 爱好:游泳、乒乓球、羽毛球、网球、爬山、高尔夫球、滑雪、爬山、旅游 • 学历: 无学历、小学、初中、高中、中专、专科、本科、硕士、博士 •性格:外向、内向、谨慎、稳重、细心、粗心、浮躁、自信

首先建立一个简单的标签模型如上,总共分为四类:职业、爱好、学历和性格。

2.建表

CREATE TABLE user_tag(uid serial primary key, tag jsonb);

第二步通过我们建立一张表,第一个字段UID表示用户ID,第二个TAG是打标签,此处打一个JSONB的数据类型。

3.造数据

建完表后,为了查看效果需要造数据,我们写了一些辅助的函数来完成,函数如下:

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION f random attr(attr text[], max attr int)
RETURNS text[] AS $$
DECLARE
  i integer := 0;
  r integer := 0;
  res text[];
  v text;
  I integer;
  num integer;
BEGIN
  num := (random()*max attr)::int;
  IF num < 1 THEN
     num := 1;
  END IF:
   I := array_length(attr, 1);
   WHILE i < num LOOP
     r := round(random()*l)::int + 1;
     v := attr[r];
     IF res @> array[v] THEN
       continue;
     ELSE
       res := array_append(res, v);
       i := i + 1;
     END IF;
  END LOOP;
  return res;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

4. 造数据(续)

```
INSERT INTO user tag(uid, tag)
SELECT seq,
   json_build_object(
     f_random_attr(array['农民','工人','IT工程师','理发师','医生','老师','美工','律师','公务员','官员
'], 1),
     f random attr(array['游泳','乒乓球','羽毛球','网球','爬山','高尔夫球','滑雪','爬山','旅游'], 5),
     f random attr(array['无学历','小学','初中','高中','中专','专科','本科','硕士','博士'], 1),
     f_random_attr(array['外向','内向','谨慎','稳重','细心','粗心','浮躁','自信'], 3))::jsonb
 FROM generate series(1, 100000) as t(seq);
```

接着开始造入100000条记录的数据,由于标签是造的数据,所以是随机生成的。

5. 建GIN索引

CREATE INDEX idx_user_tag_tag on user_tag using gin(tag);

造数据完成后,在列上建GIN索引,建立完成后,可在表中快速查询到相应信息。例如查询性格为"外向"和"细心"的 老师,可以通过语句:

select * from user_tag where tag @> '{"性格":["外向","细心"]}' and tag @> '{"职业":["老师"]}';

可以很快查到,如下方所示:

```
osdba=# explain analyze select * from user_tag where tag @> '{"性格":["外向","細心"]}' and tag @> '{"职业":["老师"]}';
                                                              QUERY PLAN
Bitmap Heap Scan on user_tag (cost=120.00..124.02 rows=1 width=153) (actual time=2.951..3.180 rows=154 loops=1)
  Recheck Cond: ((tag @> '{"性格": ["外向", "细心"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"职业": ["老师"]]'::jsonb))
  Heap Blocks: exact=150
  -> Bitmap Index Scan on idx_user_tag_tag (cost=0.00..120.00 rows=1 width=0) (actual time=2.872..2.872 rows=154 loops=1) Index Cond: ((tag @> '{"性格": ["外向", "細心"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"职业": ["老师"]}'::jsonb))
 Planning Time: 0.086 ms
Execution Time: 3.218 ms
```

如果要查询更为详细的信息,例如性格为"外向"和"细心"而又喜欢"滑雪"和"游泳"的医生,可以通过语句:

select * from user_tag where tag @> '{"性格":["外向","细心"]}' and tag @> '{"职业":["医生"]}' and tag @>'{"爱好":["滑 雪", "游泳"]}';

很快查到,如下方所示:

osdba=# explain analyze select * from user_tag where tag @> '{"性格":["外向","细心"]}' and tag @> '{"职业":["医生"]}' and tag @>'{"爱好":["滑雪", "游泳"]}'; OLIFRY PLAN Bitmap Heap Scan on user_tag (cost=192.00..196.02 rows=1 width=153) (actual time=9.008..9.057 rows=10 loops=1) Recheck Cond: ((tag @> '{"性格": ["外向", "細心"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"职业": ["医生"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"要好": ["滑雪", "游泳"]}'::jsonb)) Heap Blocks: exact=10 -> Bitmap Index Scan on idx_user_tag_tag (cost=0.00..192.00 rows=1 width=0) (actual time=8.969..8.969 rows=10 loops=1) Index Cond: ((tag @> '{"性格": ["外向", "细心"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"职业": ["医生"]}'::jsonb) AND (tag @> '{"聚 好":["滑雪", "游泳"]}'::jsonb)) Execution Time: 9.108 ms (7 rows)

如果我们给用户打了这么一个标签,就可通过SQL很快查出对应的标签信息,以上就是用GIN索引做用户画像的一个简单 示例。

更多阿里云PostgreSQL图像识别、人脸识别、相似特征检索、相似人群圈选等精选案例可在https://developer.aliyun. com/article/747642查看。

PG Ganos时空场景快速开发实践

作者 | 图贲

一、认识Ganos

(一) Ganos是什么

Ganos是包含SQL + NoSQL云数据库与大数据的时空数据引擎。

Ganos取名于大地女神盖亚(Gaea)和时间之神柯罗诺斯(Chronos),代表"时空"结合。Ganos的使命是将时 空信息处理融入公有云/专有云PaaS服务,成为一种普惠计算。



上图列举了Ganos的许多特性,这些特性有数据库本身的能力,更多的是Ganos赋能给数据库之后的能力。

(二) Ganos支持哪些产品



Ganos不是一个独立的产品,而是以赋能的方式嵌入在云数据库产品中。

如上图所示, Ganos赋能的产品包括RDS PG、PolarDB、ADB PG、Lindorm/HBase以及DLA。其中RDS PG和 PolarDB是事务型关系数据库,既支持事务型应用,也支持轻量级分析,这两款数据库中的Ganos模型和函数功能是最全 面也是最丰富的。

可以将Ganos理解为PostGIS的升级版本PostGIS++,高度兼容PostGIS,其他几款数据库产品ADBGanos、Lindorm/ HBase Ganos、DLA Ganos更多是面向大数据分析型的场景。

(三) Ganos中丰富的时空模型



相比PostGIS,Ganos在时空模型上具备更多更强的特性和能力。

除了支持传统的几何模型、栅格模型和拓扑网络模型,还扩展支持了网格模型、时空轨迹模型以及点云模型。其中空间网 格模型是Ganos3.0版本推出的新特性,编码标准遵循自然资源部地球空间网格编码规则,是在这个规则基础之上设计和 实现模型。

二、如何使用Ganos

(一) 创建Ganos扩展

· 几何模型

Create extension ganos geometry cascade; Create extension ganos_geometry_topology;

• 栅格模型

Create extension ganos_raster;

• 轨迹模型

Create extension ganos_trajectory;

· 点云模型

Create extension ganos_pointcloud;

·路径模型

Create extension ganos_trajectory;

·网格码模型

Create extension ganos geomgrid;

Create extension ganos geometry pyramid;

在PostgreSQL数据库中使用Ganos需要先创建Ganos的扩展。

上图列举了Ganos中的七大模型以及扩展语句,其中六个模型在上面已做过介绍,此处要额外补充的是矢量金字塔模 型。它是在几何模型基础之上新增的一项黑科技,是为了能够快速显示大规模空间几何数据(干万级以上)而设计的一 种索引结构。矢量金字塔对空间几何数据创建一种稀疏索引,可以动态输出标准的mvt-pbf格式数据,通过Ganos提 供的矢量金字塔,亿条空间几何记录可以实现分钟级索引创建和秒级终端显示,无需进行传统繁琐的切瓦片处理。

			List of installed extensions
Name	Version	Schema	Description
ganos geometry	3.3	public	Ganos geometry extension for PostgreSQL
ganos geometry pyramid	3.3	public	Geometry Pyramid for PolarDB/PostgreSQL
ganos geometry topology	3.3	topology	Ganos geometry topology spatial types and functions
ganos geomgrid	3.3	public	Ganos geometry grid extension for PostgreSQL/POLARD
ganos pointcloud	3.3	public	Ganos pointcloud extension For PostgreSQL
ganos raster	3.3	public	Ganos raster extension for PostgreSQL
ganos spatialref	3.3	public	Ganos spatial reference extension for PostgreSQL
ganos trajectory	3.3	public	Ganos trajectory extension for PostgreSQL
plpgsgl	1.0	pg catalog	PL/pgSQL procedural language

创建扩展之后,如上图所示,在数据库中可以通过\dx命令就能查询到所有已经创建的扩展,目前Ganos3.3版本。

(二)矢量、栅格、轨迹入库

创建Ganos扩展之后,接下来要解决数据入库,不同的数据类型有不同的入库方法:

矢量数据入库

因为兼容postgis生态,可直接使用空间开源工具,包括ogr2ogr、shp2pgsql、QGIS、pg_dump/pg_restore等。

栅格、遥感数据入库

- (1) Ganos提供入库接口ST_importFrom、ST_createRast;
- (2) Ganos支持OSS作为存储引擎,这意味着用户可以将栅格原始文件存放在OSS中,Ganos会建立内部高效连接, 其中金字塔索引可选择数据库内建,也可选择适配OSS上已有索引信息;
- (3) pg_dump/pg_restore时,OSS外部原始文件不需要挪动,不影响PG数据库的使用;
- (4)入库时支持金字塔内建+外建自由组合;
- (5)支持批量文件并行入库,支持单幅超大影像切分后并行入库。

• 轨迹数据入库

Ganos提供入库接口ST_makeTrajectory;

支持轨迹点动态追加;

支持点表抽取为轨迹对象。

此外,Ganos支持与商用GIS平台如SuperMap、ArcGIS对接, 矢量数据与栅格/遥感数据可借助其平台直接入库。

(三) PG Ganos如何管理PB级遥感影像

1. PostgresSQL + Ganos + OSS组合

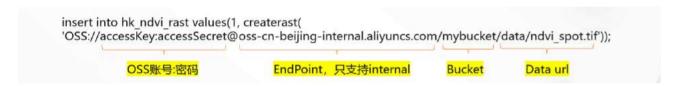
■ PostgresSQL + Ganos +OSS组合

- 元数据存储数据库内,原始文件保留在OSS。
- 金字塔可存储在数据库内,也可以保存在OSS。
- 降低成本
- 实现PB级数据管理



上文中提到,Ganos在云上可以借助OSS存储,它是在引擎层打通的。因此通过"PostgreSQL + Ganos + OSS"组 合,可实现 PB级遥感影像的管理。元数据和部分金字塔数据可以存储在数据库内部,遥感数据原始文件存放在OSS中, 由于OSS存储价格低廉,使得用户的使用成本也大大降低。

2. 遥感影像注册 (入库)



只需要按照insert SQL语句直接写入到数据库,将OSS地址传给ST createRast接口即可。这里需要注意的是OSS与 RDS购买域必须为同一个,比如都是北京区域。

3. 大范围影像拼接、镶嵌

将遥感影像数据注册入库之后,在Ganos也可以通过ST_mosaicFrom、ST_mosaicTo对大范围的影像进行拼接镶嵌等 操作再进行输出,达到管理PB级遥感影像管理的目的。

(四)PG Ganos如何管理轨迹数据

■ 轨迹构造

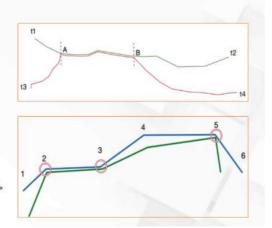
- 原生轨迹模型trajectory
- Create table traj(id integer, traj trajectory)
- ST makeTrajectory

■ 轨迹压缩

- 新增st_compress压缩接口
- 压缩质量更好, 保留重要特征轨迹点

■ 轨迹相似性判断

- ST IcsDistance, ST IcsSimilarity, ST IcsSubDistance.
- ST_JaccardSimilarity

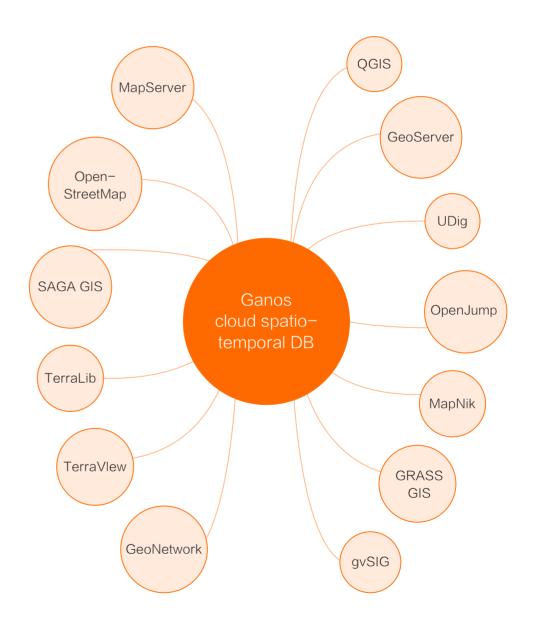


如上图所示,Ganos管理轨迹数据主要通过轨迹构造、轨迹压缩和轨迹相似性判断。

在Ganos中有原生的轨迹模型叫Trajectory,在创建轨迹表时可直接用这个数据类型。轨迹构造的单独接口ST_ makeTrajectory有很多的重载版本,具体使用方式可在官网的用户手册里进行查看。

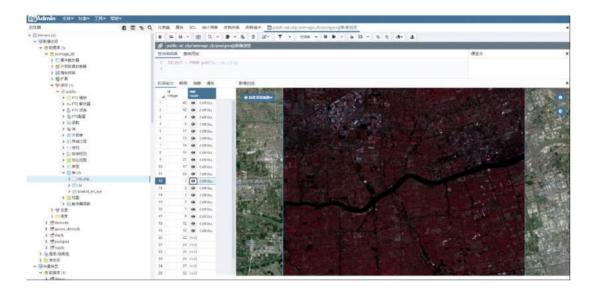
轨迹还提供一些轨迹压缩与轨迹相似性判断这些比较重要的接口。轨迹压缩是通过ST_Compress压缩接口实现,压缩 时可以保留重要的轨迹特征点,因此压缩质量会更好。轨迹相似性目前主要支持Lcss算法以及Jaccard的这种路径匹 配算法。

(五) Ganos与开源工具



如上图所示,Ganos无缝对接兼容PostGIS的各类GIS软件,显示和编辑包括GeoServer、QGIS、uDig、OpenJump等,这里重点介绍PGAdmin4。

PGAdmin4通过与Ganos集成,能够支持显示Ganos中的矢量和栅格数据,后续也会支持轨迹数据的直接显示。同时,在PGAdmin4中可以使用Ganos矢量金字塔功能,也就是说在PGAdmin4中可以直接显示上亿级的矢量数据,可以达到不切片、无障碍浏览效果。(需要PGAdmin4的定制版本可与我们联系,将来PGAdmin4改造代码会开源出来,供大家下载)



三、进阶实战

(一)实战介绍

实战课题

- (1)如何通过Ganos快速分析城市结构、社会属性与新冠病毒传播的之间的关系;
- (2)如何在Ganos中通过轨迹数据追踪患者行程,并挖掘风险点。

实战技能

- (1)利用Ganos进行空间统计分析;
- (2)实现矢量、栅格一体化查询;
- (3)实现轨迹追踪;
- (4)实现跨区域时空查询。

实战目的

- (1)熟练使用Ganos;
- (2)学会多源数据融合处理;
- (3)实现时空场景快速呈现,减少开发成本。

(二)空间统计分析

1.数据准备

数据准备包含两个类型的数据: 矢量数据与栅格数据。

/ 3	A P C TO	1 × 8	□ € □	S 9 7	E	\$ 25 2	19		
	id 🔺	cases	report_dat	gender	age	hospital	district	building_n	monitor_va
	1	2	2020-01-23	М	56	Princess Mar	沙田	天宇海1A座	3.00000000
2	2	2	2020-01-23	М	56	Princess Mar	沙田	帝逸酒店	3.10000000
3	3	3	2020-01-24	F	62	Princess Mar	电門	倚嶺南庭	3.00000000
4	4	4	2020-01-24	F	62	Princess Mar	沙田	銀湖天峰第一	3.10000000
5	5	5	2020-01-24	М	63	Princess Mar	沙田	銀湖天峰第一	3.10000000
6	6	6	2020-01-26	М	47	Princess Mar	東區	宇宙閣	2.80000000
,	7	8	2020-01-26	м	64	Princess Mar	电門	倚嶺南庭	3.00000000
В	8	9	2020-01-29	F	73	Princess Mar	油尖旺	香港W酒店	2.90000000
9	9	9	2020-01-29	F	73	Princess Mar	油尖旺	御金·國峰第	2.90000000
10	10	9	2020-01-29	F	73	Princess Mar	中西區	四季酒店	2.20000000
11	11	10	2020-01-29	М	72	Princess Mar	油尖旺	香港W酒店	2.90000000
2	12	10	2020-01-29	М	72	Princess Mar	油尖旺	御金·國峰第	2.20000000
3	13	10	2020-01-29	М	72	Princess Mar	中西區	四季酒店	2.90000000
4	14	11	2020-01-30	F	37	Princess Mar	油尖旺	香港W酒店	2.20000000
5	15	11	2020-01-30	F	37	Princess Mar	由西區	加季洒庄	2.90000000

(1)矢量数据:包含多边形的行政街区数据(表hk_tpu)与点类型的患者案例数据(表hk_cases)。如上图所示,通过矢量数据可以看到案例患者的性别与年龄、确诊医院、所属街区等。



(2) 栅格数据: 是具有社会属性的数据,包括NDVI监测数据、建筑密度、建筑高度值等,都以Tif文件形式提供。

2.数据入库

· 矢量数据库入库

- ogr2ogr -nln hk_tpu -nlt MULTIPOLYGON -geomfield geom -f PostgreSQL PG:"dbname= 'ganos_train_db' host= 'pgm-***.rds.aliyuncs.com'port='1921' user='ganos_train' password='ganos@2021 ' " " ./data/hk_tpu_84.shp"
- ogr2ogr -nln hk_cases ··· "./data/sick_cases.shp"

矢量数据是用ogr2ogr进行入库,填写的是云上购买的RDS PG的访问参数。

	文件名	文件大小	存储类型
6	<u>/ data/</u> ganos_train/		
	building_density_100m.tif	1.251MB	标准存储
<>	building_density_100m.tif.aux.xml	1.674KB	标准存储
**	building_height_5m.tif	420.052MB	标准存储
<>	building_height_5m.tif.aux.xml	0.18KB	标准存储
	ndvi_spot_84.tif	272.233MB	标准存储
O	ndvi_spot_84.tif.aux.xml	0.328KB	标准存储

• 栅格数据入库

- · 首先, Tif文件上传至OSS;
- 其次,执行导入的SQL语句insert into hk_ndvi_rast values(1, st_importfrom('chunktbl', 'OSS://accessKey:accessSecret@oss-cn-***internal.aliyuncs.com/bucket/data/ndvi_84.tif'));

这里由于影像文件较小,采用的是ST_Importfrom接口,可以将影像文件的所有像素值全部写入到数据库。

3.统计分析

如上图所示,假如要统计街区患者案例较多的街区编号,可以通过st_contains空间查询接口,快速的得到案例排名前5的街区编号,分别为121、131、212、113、144。

(三)矢栅一体化查询

用Ganos可以进行矢量+栅格一体化查询,提高开发效率。例如查询街区编号为121区域的NDVI监测总值与平均值,查询某某街区的建筑密度、建筑高度等这类问题。传统的GIS开发实现,上述查询通常需要五个步骤,如下图所示:

步骤1	\rangle	步骤2	\geq	步骤3	\geq	步骤4	>	步骤5
• 读取矢量图层		• 解析id=121 的geometry 对象		读取栅格数据坐标换算		遍历栅格像素 n*m拿到所有像素值		计算总量计算平均值

如今用Ganos一条SQL语句即可搞定,语句如下:

通过ST_Values接口传入一个栅格对象,接着再传入一个几何对象,指定栅格对象的查询波段,然后就可以统计几何对象 范围内所有的像素值,同时计算它的平均值,极大提高开发效率。

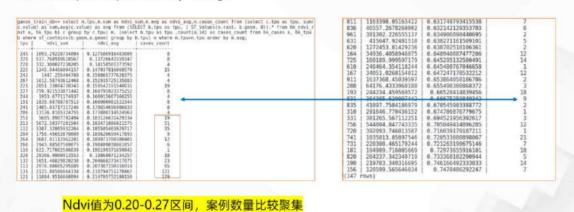
在矢删一体化的基础上,可以分析城市结构、社会属性与新冠病毒传播的之间的关系,以下是通过一条SQL语句查询计算所有街区的ndvi平均值与案例数之间的关系。

```
select m.tpu,m.sum as ndvi_sum,
    m.avg as ndvi_avg,
    n.cases_count from
    (select
        c.tpu as tpu, sum(c.value) as sum,avg(c.value) as avg from
        (SELECT b.tpu as tpu, (ST_Values(a.rast, b.geom, 0)).*
        from hk_ndvi_rast a, hk_tpu b) c group by c.tpu) m,
        (select b.tpu as tpu, count(a.id) as cases_count
        from hk_cases a, hk_tpu b
        where st_contains(b.geom,a.geom) group by b.tpu) n

where m.tpu=n.tpu order by m.avg;
```

33

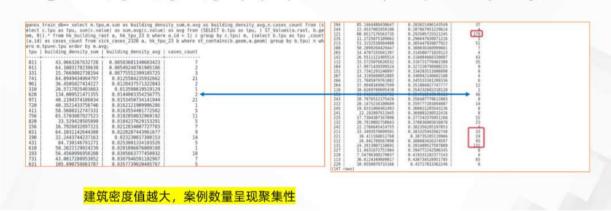
select m.tpu,m.sum as ndvi_sum,m.avg as ndvi_avg,n.cases_count from (select c.tpu as tpu, sum(c.value) as sum,avg(c.value) as avg from (SELECT b.tpu as tpu, (ST_Values(a.rast, b.geom, 0)).* from hk_ndvi_rast a, hk_tpu b) c group by c.tpu) m, (select b.tpu as tpu ,count(a.id) as cases_count from hk_cases a, hk_tpu b where st_contains(b.geom,a.geom) group by b.tpu) n where m.tpu=n.tpu order by m.avg;



NDVI值表示植被指数,当这个值过大或者过小时,不一定代表人群数多,往往是在中间值时,人口聚集最多。如上图所 示,我们截取了前面几十条以及后面几十条数据,通过结果可以发现NDVI值在为0.2~0.27之间,它的案例数是最聚集 的。

同样通过一条SQL语句,我们可以计算所有街区的建筑高度值与案例数之间的关系,如下所示:

select m.tpu,m.sum as building_density_sum,m.avg as building_density_avg,n.cases_count from (select c.tpu as tpu, sum(c.value) as sum,avg(c.value) as avg from (SELECT b.tpu as tpu, (ST_Values(a.rast, b.geom, 0)).* from hk_building_rast a, hk_tpu_23 b where a.id = 1) c group by c.tpu) m, (select b.tpu as tpu ,count(a.id) as cases_count from sick_cases_2326 a, hk_tpu_23 b where st_contains(b.geom,a.geom) group by b.tpu) n where m.tpu=n.tpu order by m.avg;



可以看到,在建筑密度比较低的这些街区中,案例分布通常是个位数。在建筑密度比较高的这些街区中,案例数明显增加, 最大值也是分布在建筑密度比较高的这些区域,由此可以反映出来建筑密度值越大,案例数量呈现聚集性。

(四)轨迹追踪

1.用点表构造轨迹表

id	cases	gps_location	tm building	monitor
197	105	POINT(114.174102 22.276862)	2020-03-04T00:00:00 東方大度(非住宅)	2.8000000000000000
198	105	POINT(114.158267 22.28074)	2020-03-04T00:00:00 德輔道中10號(非住宅)	2.8000000000000000
199	105	POINT(114.156035 22.280796)	2020-03-04T00:00:00 威靈頓廣場(非住宅)	2.2000000000000000
200	105	POINT(114.146895 22.285173)	2020-03-04T00:00:00 東華醫院(非住宅)	3.9000000000000000
201	105	POINT(114.15893 22.317721)	2020-03-04T00:00:00 中銀中心(非住宅)	2.2000000000000000
202	105	POINT(114.156801 22.281744)	2020-03-04T00:00:00 皇后大道中29號(非住宅)	2.2000000000000000
203	105	POINT(114.165208 22.278546)	2020-03-05T00:00:00 統一中心(非住宅)	2.2000000000000000
204	105	POINT(114.186752 22.271353)	2020-03-05T00:00:00 樂陶苑C座	2.6000000000000000
205	105	POINT(114.175995 22.337698)	2020-03-05T00:00:00 根德道5號(非住宅)	2.3000000000000000
206	105	POINT(114.186275 22.281215)	2020-03-05T00:00:00 記利佐治街25-29號(非住宅)	2.3000000000000000
207	105	POINT(114.177719 22.275594)	2020-03-05T00:00:00 鄧肇堅醫院(非住宅)	2.900000000000000
208	105	POINT(114.128607 22.281686)	2020-03-05T00:00:00 士美菲路市政大廈(非住宅)	2.400000000000000
209	105	POINT(114.172602 22.295263)	2020-03-05T00:00:00 香港喜來登酒店(非住宅)	2.2000000000000000

我们可以将患者的案例形成轨迹,同时通过轨迹追踪患者的行程,挖掘一些潜在的风险点。

如上图所示,我们用案例编号查询行程,可以看到编号为105的案例在不同的时间去过很多场所(案例数据中监测时间记 录不够详细,只具体到某一天)。可以将监测行程点抽取形成一条轨迹数据,通过ST makeTrajectory,把编号为105的 案例聚合成一条轨迹写入到轨迹表里。

如果想把所有的患者案例聚合成轨迹,将这个查询语句中的where cases =105直接改成Group Bycases就可以实现。

2.轨迹追踪

形成轨迹表后可以进行轨迹追踪,需要经过下列语句:

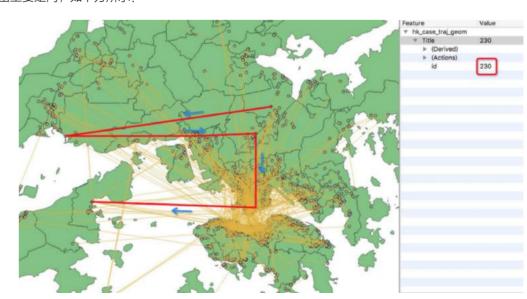
• 轨迹空间显示

create table hk_case_traj_geom as select id,st_trajectoryspatial(traj) as geom from hk_case_traj;

轨迹追踪

select traj from hk_case_traj where id = 230;

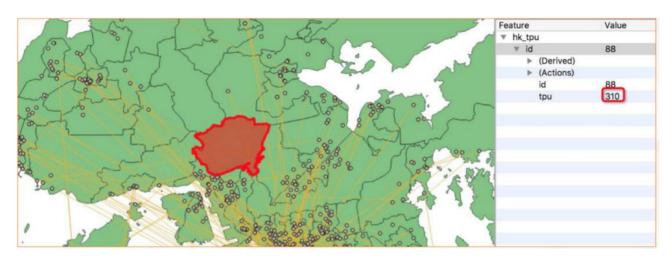
例如我们查询编号为230的轨迹,可到轨迹表中输入相应编号进行查询,可以快速查询到该编号到过的场所,再根据时间 先后模拟出主要走向,如下方所示:



{"trajectory":{"version":1,"type":"STPOINT","leafcount":6,"start time":"2 020-03-19 00:00:00", "end time": "2020-03-20 00:00:00", "spatial": "SRID=4326; LINESTRING(114.016126 22.306496,114.178505 22.300889,114.178605 22.374329, 114.118402 22.371844,113.989477 22.371797,114.193748 22.400927)", "timeline ":["2020-03-19 00:00:00","2020-03-19 00:00:00","2020-03-20 00:00:00","2020 -03-20 00:00:00", "2020-03-20 00:00:00", "2020-03-20 00:00:00"], "attributes" :{"leafcount":6,"case no":{"type":"integer","length":4,"nullable":true,"va lue":[253,253,253,253,253,253]}, "building name":{"type":"float", "length":8 "nullable":true, "value":[2.5,3.1,3.0,2.4,2.6,2.8]}, "monitor value": {"type ":"string","length":64,"nullable":true,"value":["香港愉景灣酒店(非住宅)" 港晶中心(非住宅)","積富街89號(非住宅)","眾安街8號(非住宅)","香港黃金海岸渡 店(非住宅)","晉名峰 D座"]}}}}

(五)时空查询

如果通过案例查询310区域,那么在案例表中会显示该区域曾经出现过一个患者案例,如下图所示:



街区编号为88(tpu=88)的区域通过st contains只查询出一个患者案例。

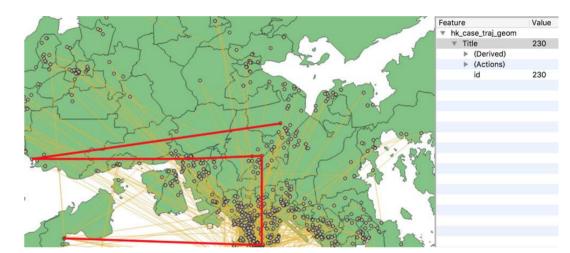
但我们拿到行程轨迹后,可以进行轨迹跨区域时空查询,包括时间空间的交织,挖掘潜在的风险点。

实现语句如下:

select traj from hk tpu a, hk case traj b where st intersects(b.traj, '2020-03-19 00:00:00'::timestamp, '2020-03-21 00:00:00'::timestamp, a.geom) and a.tpu = 310;

通过这种方式,可以查询到穿过310区域的患者轨迹有8条,也就是说有些区域虽然案例数少,但是有其他案例经过该区 域,只是数据没有被挖掘出来。通过轨迹的时空查询将潜在的数据挖掘出来,这个结果会影响该区域的风险等级判断。如 下图:

ganos_train_db=> select b.id from hk_tpu a, hk
 case_traj b where st_intersects(st_trajectory
spatial(b.traj), a.geom) and a.tpu = 310; 112 121 230 620 ganos train db=> select b.cases from hk tpu a, hk cases b where st intersects(a.geom, b.geom) and a.tpu = 310; cases 1 row



(六)使用接口汇总

Ganos Geometry

ST Intersects, ST Contains

矢量接口: 主要是空间关系的判断。

Ganos Raster

ST importFrom, ST createRast, ST Values, ST mosaicFrom, ST mosaicTo

栅格接口: 主要是入库、矢量栅格一体化查询以及拼接镶嵌。

Ganos Trajectory

ST_makeTrajectory、ST_trajectorySpatial、ST_Intersects

轨迹接口: 主要是轨迹构造, 轨迹的空间对象, 以及轨迹的时空查询。



更多资料, 欢迎扫码加入 "Ganos时空云计算"钉钉群

高维向量检索技术在PG中的设计与 实践

■ 作者 | 杨文(缁尘)

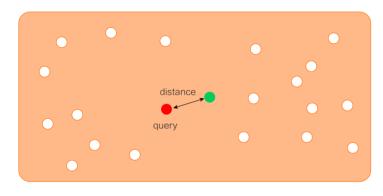
一、背景介绍

什么是向量检索(近似最近邻检索/ANN)

向量检索是从一堆已知的点中,找出给定P点的最相邻的K个点的过程。这些点可以是: 1维点、2维的点、3维的点......这 些点我们统一叫做向量。

高维:维度大于10,小于1000,称之为高维向量。

超高维:维度大于1000,称之为超高维向量。



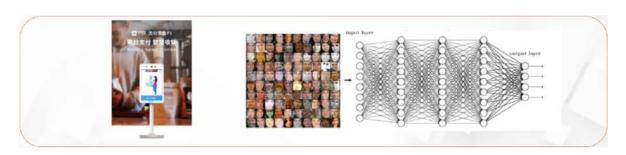
应用场景一: 以图搜图/人脸识别

以图搜图和人脸识别两个应用场景,属于一个范畴。

图片搜索类,比如在淘宝的搜索框后边的拍立淘。拍立淘的功能是:对感兴趣的商品进行拍照,然后搜索到和它相似的商 品。后端实现的技术是,运用深模型比如CNN等对图片进行特征抽取,抽取出来的特征就是高维度向量。比如是256维度 的向量,查询的时候,将拍照的照片进行同样的特征抽取,也取出256维向量检索过程,运用256维的向量在全库中进行 相似的向量查询。如下图所示:



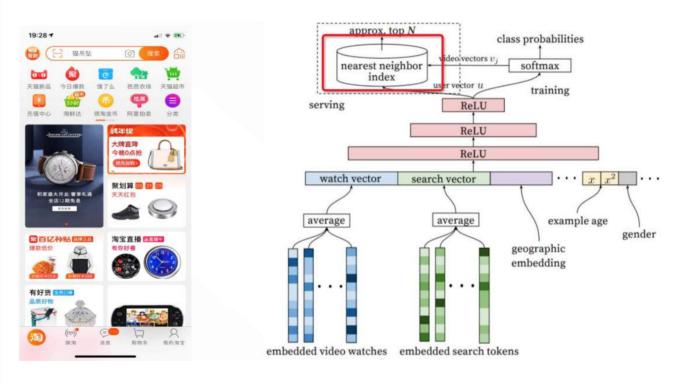
人脸识别是支付宝的特色产品,它的应用场景就是刷脸支付。刷脸支付的技术实现方式和以图搜图类似。在离线训练CNN 等深度模型,在离线对全库的人脸进行特征抽取,做存库的处理。刷脸时,对采集的这张照片进行人脸特征抽取,运用这 个特征在全库中进行相似点查询。



以图搜图和人脸识别这两个过程都运用到了向量检索技术。

应用场景二: 推荐

个性化推荐场景的方式类似于以图搜图方式,区别在于,推荐是基于用户的特征查找和用户感兴趣商品的过程。它的技术 实现方式是采用双塔模型等深度模型,对用户进行用户特征的抽取,对商品进行商品特征的抽取。在最后查询阶段,是用 用户的特征在商品的特征库中进行检索。这是个性化推荐的项目检索过程。如下图所示:

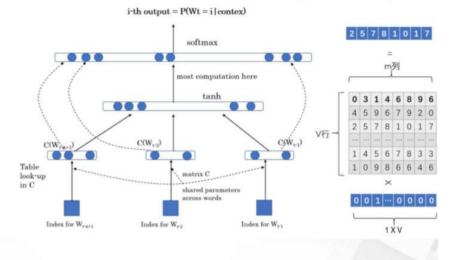


应用场景三:基于深度模型的语义检索

基于深度模型的语义检索,它的应用场景也很广泛,比如打开支付宝或者淘宝进行搜索,都运用到了相应的技术。最近比 较火热的bert模型,也适用于这种场景。运用深度模型对词汇进行特征抽取,最后会落到检索过程,还有应用向量检索查 找到与待查询词相匹配的商品。如下图所示:



神经网络语言模型 (NNLM)



通过以上场景可以发现向量检索技术广泛的应用于搜索、推荐、人脸识别等等场景,结合深度学习,技术的发展,向量检索技术最近这些年也得到了比较快速的发展和广泛的应用。

二、向量检索算法/PG自定义索引

向量检索最简单的实现方法是逐一比对方式,简称为暴力搜索方式。这种方式优缺点很明显,优点是准确率足够高,逐一比对,总能找到最相似的向量,这种方式的准确率是100%。缺点是查询耗时很高,不能应用于工业界的场景中。

ANN检索算法

业界研究出了很多的向量检索算法,向量检索算法简称为ANN检索算法,即近似最近邻的算法,通过这个简称也能发现,一般的实现方式都是运用精度的损失,来换取性能的大幅提升。

因此一个算法的好坏,可以用转换的效率是否足够高来衡量,能用很小的精度损失来换取大幅的性能提升的ANN算法就是一个好的算法。目前常用的相应检索算法,总结基本可以分为4大类,基于**树**、基于**哈希**、基于**量化**、基于**图**,这4个方式各有优缺点,也各有不同的应用场景。

基于树: KD-tree、KMeans-tree、VP-tree、Ball-tree等等,其共同特点在于利用某种策略,对空间进行逐层切分, 直到树的叶子节点只覆盖空间的一个小的局部。通过这个方式大幅提升检索性能。

基于哈希: 局部敏感哈希(Locality Sensitive Hashing)、谱哈希(Spectral Hashing)、球哈希(Sphere Hashing)、锚 点图哈希(AnchorGraph Hashing)等等。他们的共同特征则是通过超平面或者曲面,将空间进行直接切分,并对切分后得到的各个细小区域进行二进制编码,通过构建哈希表来加速查询。其中,超平面或者曲面可以通过学习或者非学习的方式得到,其表示我们称之为哈希函数。

基于量化: 矢量量化 (Vector Quantization) 、粗量化 (Coarse Product) 、积量化 (ProductQuantization) 及其改进的最优积量化 (Optimised Product Quantization) 、复合积量化 (Composite Quantization) 。量化的思想是对向量

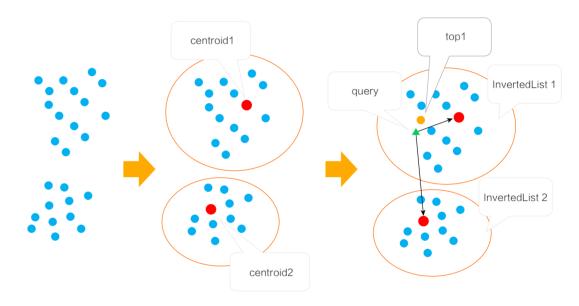
进行kmeans等聚类方式,将相邻向量使用中心点代替,从而通过倒排索引以及子空间距离计算加速等策略提高检索速度。

基于图:近邻的近邻也很可能是近邻。从随机选择的初始点开始,通过检查邻居里距离query更近的点,把该点当作下一次迭代需要检查邻居的点,如此不断迭代,通过邻居的邻居,我们会逐渐逼近query。

这4种方式各有优缺点,在实际应用场景中,根据各个业务不同的要求进行选取。下边针对一些典型的算法,对算法原理进行详细描述。

1. 粗量化(IVFFlat)

算法原理如下图所示,空间中所有的向量,如最左边的向量天然具有聚类的属性。然后进行聚类,把空间分成两个类,如图所示分成上下两类,每个类存在一个中心点,比如图中用红点表示类簇的中心点,这是离线的处理过程。在线查询时,根据query和两个中心点进行比较,查到距离哪个中心点最近,只保留中心点所处的类簇,丢弃不相关的类簇。



这种算法优缺点很明显,即算法足够简单,只需要聚类即可。缺点是虽然精度可以足够高,但需要查询的中心点保留很多,比如图中可以保留两个中心点时,可以达到100%的准确率,这相当于暴力检索,性能不高,即精度换取性能的效率并不高。适用场景是精度要求很高,但是对查询耗时要求不严格的场景,一般在100毫秒级要求的场景。总结粗量化的特征是:

要点:

- 1. 聚类。
- 2. 查询中心点集合=>遍历对应类簇。

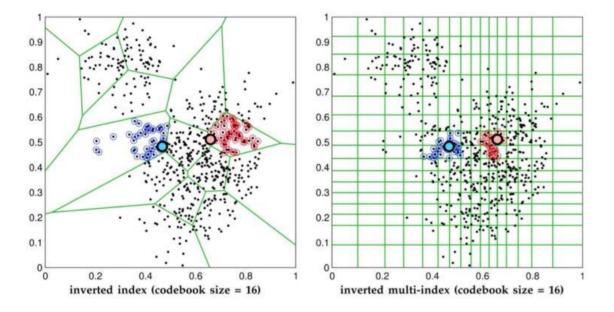
优缺点与适用场景:

- 优点: 简单
- · 缺点: 精度高性能不高
- 适用场景: 召回精度要求高,但对查询耗时要求不严格(100ms级别)的场景。

41

2. IMI

IMI量化产生的背景是解决粗量化的问题,第一个问题是,候选集质量是效果天花板;第二个问题是,数据量巨大,聚类中心点多耗时长。如下图所示,经过粗量化之后,只保留两个类簇,最终效果的好坏决定于两个类簇中的点。另一个是数量巨大,两个点的点数很多,聚类中心点多耗时长。这是IMI产生的背景。



怎么来解决上述的问题?如图所示,以两维的向量为例(x轴和y轴),将向量进行两维度的切分,在每个维度上分别进行聚类。比如图中x轴和y轴两个空间,分别进行聚类。查询效率性能和粗量化类似,好处是把聚类分的更细。如图所示,查询的范围都是集中在两个点的周围。优点是可以达到足够高的精度,同时查询耗时比粗量化更低。缺点是实现比粗量化复杂,增加分段聚类过程,耗时比粗量化高,但高的并不明显。适用场景与粗量化类似,对准确率有一定要求,同时对查询要求并不高的场景。IMI总结如下:

背景

- 候选集质量是效果天花板
- 数据量巨大,聚类中心点多耗时长

要点:

- 1. 向量切割
- 2. 分段聚类

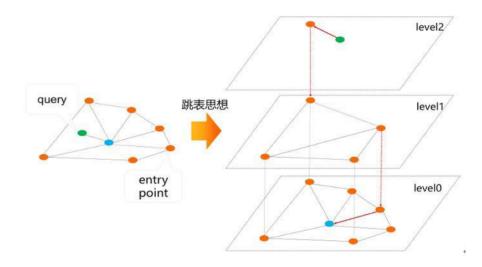
优缺点:

- ・优点: 精度高
- ·缺点:实现相对IVFFlat复杂,并且查询耗时依然较高(100ms)
- · 适用场景:和IVFFlat类似,但对准确率要求更高的场景。

3.近邻图/HNSW

近邻图的方法论是: 近邻的近邻也很可能是近邻。如何来实现查找过程?

首先将离线的点进行近邻图构造,如下图所示,连成一张图,随机采用一个点作为入口点。绿色的点是查询点,查询是从入口点进入,查询它和它的邻接点之间哪一个距离query更进。保留距离query近的点,然后从这个点再找他和他的邻居点距离query最近的点,依次迭代,最终找到最近的量向。



这种连接图的方式也有优化的空间,如上图中,如果点数非常多,入口点距离最近邻较远,会经过很多次的跳转才能查到最近邻。优化方法是采用跳表的思想,采用多层连接图方式,上层图是下层图的缩略图,通过这种方式能快速的定位到它可能出现的区域,从而达到加速查找的目的。

跳表的多层图就是HNSW的核心思想,它的优点是查询速度快,准确率又能有一定的保障。缺点是邻接点存储浪费内存,增加存储空间的开销。使用场景是对于查询耗时有一定要求,同时准确率也有一定要求的场景。另外对于存储耗时的增长不敏感的场景,都可以采用近邻图的算法。近邻图特征总结如下:

背景:量化检索数据量大,精度低。

方法论: 近邻的近邻也很可能是近邻。

优缺点与使用场景:

· 优点:速度快、精度高 · 缺点:邻居点存储开销

·使用场景: 超大规模向量数据集(干万级别),且对查询延时有严格要求(10ms级别)的场景。

ANN算法库

ANN算法库典型有Faiss、SPTAG、proxima、vearch。

Faiss: Facebook开源向量检索库,现在比较有名。

·优点: 算法齐全,目前业界中研究方向都是基于Faiss开源的库进行优化。

•缺点:代码工程质量很一般,比较适用于学术界的研究,工业界使用并不是特别友好,需要产品化。

SPTAG:是微软开源向量检索库。

- 优点: 有算法创新,将树算法和图算法进行了结合,实现了比较高效的图算法。
- ·缺点:支持的ANN算法比较少,只有几种优化的图算法,部分特定场景,测试看能力不如Faiss。

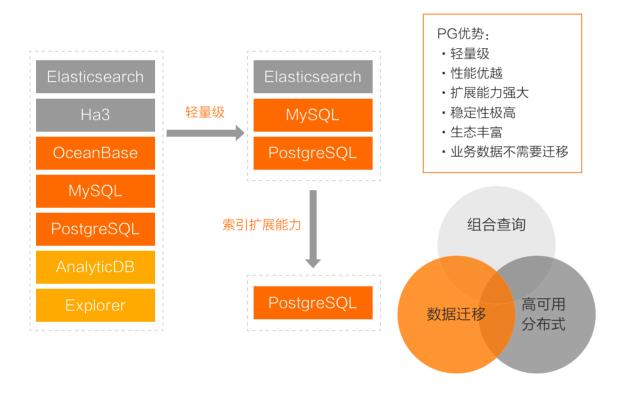
Proxima: 是阿里的达摩院向量检索库,目前阿里集团内部的向量检索实现,大部分基于Proxima。

- ·优点: ANN算法齐全, 支持扩展。性能足够高, 特定场景, 测试看能力优于Faiss。
- 缺点: 并不开源, 集团外无法使用。

Vearch: 京东开源的向量检索引擎。适用于对搜索需求简单,重在向量检索的初创公司。

- 优点: 是完整的检索引擎, 是分布式的服务, 可服务化部署。
- 缺点: 其他搜索能力较弱, 分布式能力弱。

为何选择PG做向量检索引擎



技术选型的路程,如上图所示,候选集合如左边,选择很多,可以分为搜索引擎类,开源搜索引擎和内部资源搜索引擎, 还有OLAP数据分析的库,例如阿里自研的AnalyticDB,蚂蚁自研的Explorer。

另一类是数据库类,如OceanBase、MySQL、PostgreSQL,业务场景是需要有轻量级的这种要求,经过筛选之后,有 Elasticsearch、MySQL、PostgreSQL三款引擎,经过索引扩展能力的考核之后,剩下的只有PG一个数据库,MySQL 索引扩展相比PG不是很丰富。

Elasticsearch扩展对索引层面的扩展相对复杂,因此总结PG的优势,首先是比较轻量级,第二性能比较优越,扩展能力 比较强大,稳定性足够高,生态丰富,有很多开源的贡献。

基于PG的优势,首先采用它的业务使用者并不需要数据的迁移,很多的业务数据都存在数据库中,可以直接实现线上检 索的这样一个功能: 另外支持组合查询, 可以结合其他条件进行组合查询。

同时PG还支持分布式部署,通过第三方插件的支持来实现分布式的部署,经过这些考量,选择PG作为向量检索引擎的技 术引擎。

PG已有向量检索方案

在确定了选用PG作为我们引擎之后,对向量检索算法,PG上的已有的方案进行调研和总结,主要的方案如下图所示:

索引插件	实现方式	特点	特点
imgsmlr	基于Gist索引	内部提供图像特征提取等方法	只能用于16维的向量检索场景,不适用于大规模的工业应用
cube	基于Gist索引	支持向量的聚类、向量的距离计算	仅支持100维以下,测试性能不佳
freedy	基于上层SQL扩展函数	支持丰富的ANN算法	SQL function,大规模数据场景性能无法接受

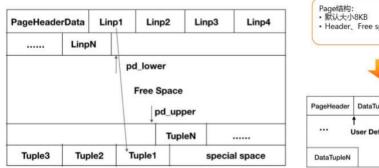
结论: 亟需自定义索引插件解决问题

以上调研的情况,结论就是如果基于 PG做向量检索引擎,需要我们自研向量检索插件。

自定义基础一: PG 基本存储单元——Page结构

在上面的背景和目标之后,对PG的自定义插件能力上进行考量,PG本身支持非常丰富的自定义索引能力,总结有两个基 础,基础一是PG的基本的存储单元: page结构,是完全可以自定义的。

如图所示,是基表的page结构。



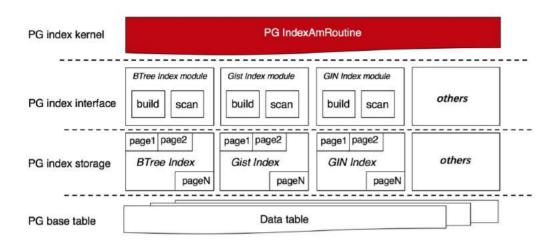
 Header, Free space, Spacial space PageHeader DataTuple1 DataTuple2 PageTailer

大概分为三个组成部分,第一部分是Pageheader部分,结尾是special space部分,中间部分是记录的存储部分,Tuple 是一条记录的存储单元,多个Tuple就存储在一个页面内,在页面Page的起始部分会有记录的指针,通过指针进行寻址。

Page的默认结构是存储8k,当记录数小于8k的时候,就可以存储多个记录在一张Page中。

对于索引所采用的Page结构和此结构是完全一样的,区别在于中间部分不限制,是可以完全自由使用的空间。

可以从图中可以看到,DataTuple是最小的数据存储单元,存储结构完全可以自定义,这个是PG提供自自定义索引的一 个重要的基础。



基础二,是PG支持了非常丰富的索引API,整个PG的存储结构可以分为几个层次:第四层是数据的存储,第三层是索引的存储,第二层是索引的接口层,第一层是通过 Index Am Routine结构底来控制索引的各个API的调用。

```
/* interface functions */
                                                                           ambuild function ambuild; 全量build ambuildempty_function ambuildempty;
NodeTag type;

    Total number of strategies (operators) by which we can traverse/search
    this AM. Zero if AM does not have a fixed set of strategy assignments.

                                                                           aminsert function aminsert; # in ambulkdelete; # in ambulkdelete;
                                                                                                                                               标记删除和清理
                                                                           amvacuumcleanup function amvacuumcleanup;
                                                                           amcanreturn_function amcanreturn; /* can be NULL */
 intle amsupport;

* does AM support ORDER BY indexed column's value? */
                                                                           amcostestimate function amcostestimate;
   ancanorder;
loes AM support ORDER BY result of an operator on indexed column? */
                                                                           amoptions function amoptions;
 ool amcanorderbyop;

* does AM support backward scanning? */
oool amcanbackward;

* does AM support UNIQUE indexes? */
oool amcanunique;

* does AM support multi-column indexes? */
                                                                           amproperty function amproperty;
                                                                           amvalidate_function amvalidate;
                                                                           ambeginscan function ambeginscan; 查询初始化
                                                                           amrescan function amrescan:
 ool amcanmulticol;

does AM require scans to have a constraint on the first index column? */
                                                                                                                                                                 一次返回一个match项
                                                                           amgettuple function amgettuple;
                                                                                                                                 /* can be NULL */
                                                                           amgetbitmap function amgetbitmap; /* can be NULL */
  ol amoptionalkey;
does AM handle ScalarArrayOpExpr quals? */
                                                                           amendscan function ame
                                                                                                                                                                   一次返回多个match项
 * does AM handle IS NULL/IS NOT NULL quals? */
                                                                                                                                 /* can be NULL */
                                                                           ammarkpos_function ammarkpos;
 col ammearchnulls;
* can index storage data type differ from column data type? */
col ammtorage;
                                                                          amrestrpos_function amrestrpos;
                                                                                                                                /* can be NULL */
  can an index of this type be clustered on? */
                                                                           /* interface functions to support parallel index scans */
 ool anclusterable;
* does AX handle predicate locks? */
                                                                           amestimateparallelscan_function amestimateparallelscan; /* can be NULL */
bool amprediccks;

* does AM support parallel scan? */
bool ancamparallel;

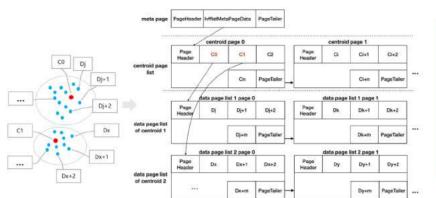
* type of data stored in index, or InvalidOid if variable */
Old ambewyyne;
                                                                           aminitparallelscan function aminitparallelscan; /* can be NULL */
                                                                           amparallelrescan_function amparallelrescan;
                                                                        IndexAmRoutine:
```

如图所示,是他的Page的 Index Am Routine的 API的定义,从这个定义中可以看到,它支持非常丰富索引操作的接口,例如索引 build和单个索引insert,以及标记和删除,还有查询初始化、返回以及查询相关的接口。

三、PASE索引设计

IVFFlat索引设计

基于这些基础,设计了 PG的向量检索插件,起名为PASE。



・ Meta page: 入口、配置项

Centroid page: 中心点存储
 Data page: 向量数据存储

查询过程简述:查询开始首先从meta page中获得centroid page list的入口 CO,从而加载整条centroid page list,接着遍历整条centroid page list,找到与query最近的n个中心点为CO,C1,.... Cn,通过中心点又可以找到每个cluster包含的向量: CO->Dj,Dj+1,,.... C1->Dx,Dx+1,...., 依次与query进行计算距离,找到最近的k个向量并返回

向量检索算法包含很多种类,需要进行选择一些算法来作为基础算法库,在这里选择了两种算法作为基础算法,首先是 IVFFlat算法,是粗量化的方法,这种方法优势是实现很简单,性能、准确率能达到一定的要求,在性能要求不高的情况 下,这种方法是很适合使用的。

另外一种算法是HNSW,多层图的算法,这种算法适用于大部分工业界的场景,对性能和准确率有一定要求,同时对于存储量要求并不是特别严格。

这两种算法都实现在了PASE的基础库中。

IVFFlat索引设计,如上图所示是索引的算法的原理图,根据原理,把Page进分进行了分类,分为三种类的Page:

首先是Meta Page,负责存储两种Page的入口、查询的入口以及一些配置项,在MetaPage这种存储。

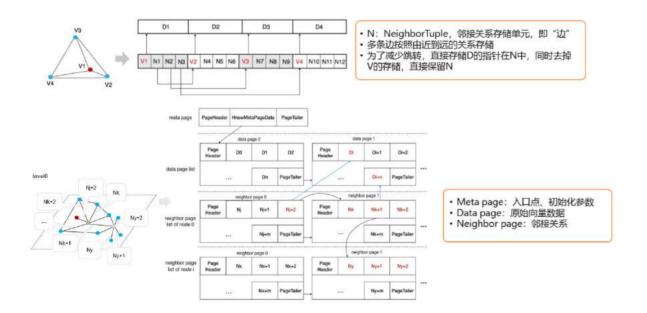
第二类是中心点Page,中心点Page是用于存储中心点数据的,要对全局向量进行聚类,例如这张图得到两个中心点,多的话可能会有更多的中心点,这些中心点存储在中心点Page中,连续存储,当一个page存不下的时候,会通过PageTailer这个结构来存储下一个页面的起始地址,将这些Page连成一个Pagelist,这种方式来存储一个中心点Page链表。

第三类是DataPage,用于存储原始向量数据。

如图所示,分为两个类簇,这两个类簇数据是存储在两个数据链条中,存储结构其实和中心点的存储结构类似,在中心点 Tuple中存储了它对应的数据链条的起始地址,查询查询的时候,首先把query向量和中心点向量依次进行比较。

查到最近的中心点,通过中心点Tuple结构,定位到datalist的入口地址,从入口地址依次遍历它的dataPage进行比对, 查到最近的向量,这就是IVFFlat算法的实现原理。

HNSW索引设计



HNSW图算法索引设计存储,如图所示,首先简化成4个点,每个点都有它的临界点,需要存储连接关系和原始的数据两种数据,如图,V1对应的临界点是 V2、V3、V4这三个点,用N来表示边关系,N1就表示V1到V2的边,通过N1来指向 V2,链接起来。V1又指向了它的对应的数据的地址,通过这种方式来来进行图的连接关系和原始数据的存储。

这种存储也有一些可以优化的点。

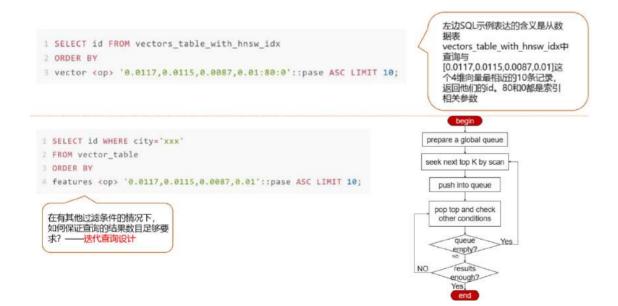
例如为了减少跳转,直接将存储D的指针存在N中,就不需要经过一次跳转,定位到它的向量数据,通过这种方式来加速 它的过程,同时去掉V的存储,因为N直接可以存储连接关系了,不需要一个V存储点本身了,因此我们得到图中下侧数据 图,这个是页面和页面关系的配置关系的存储关系的一张图,分为三种。

第一Meta page存储源数据,包括一些配置的入口点以及初始化的配置。

第二Data page和IVFFlat的 Data page类似,存储原始的数据。

第三Neighbor page是用来存储邻接关系。

PASE自定义数据类型/迭代查询设计



有了向量检索算法的和page设计,需要设计一个比较高效的一个数据类型来表达向量。

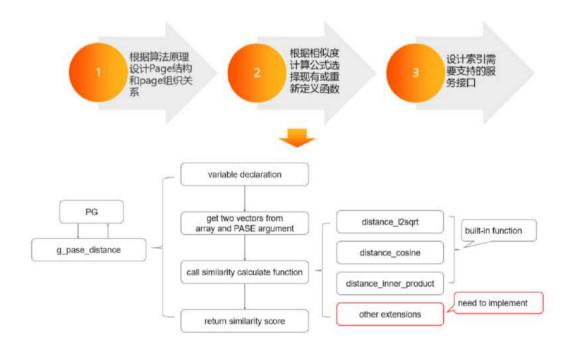
PG支持自定义数据类型,因此设计了一个数据类型来支持向量检索,如图中所示SQL所表示的含义是查询到距离四维向量最近的10个向量,通过这个方式来表示向量,数据类型定义了几个段落,图中还有两个段落,这两个段落是配置项,通过配置项来控制索引检索的行为,是自定义数据类型。

另外一个设计中需要注意的是组合查询的场景,如图中所示示例,查询距离向量最近的同时又满足city条件的记录,同时要返回10条记录,向量索引查询出来的数量其实并不能保证数量,因此设计了一种迭代查询的一个方式,如图中所示。

seek next top K by scan功能是查询下边最近邻的一个迭代的接口,含义就是每次查询下面最近的最近邻,和其他条件进行过滤,过滤之后不符合返回数量,在进行下一次seek去查询,经过不断的迭代查询,最终一定会满足查询数量要求,是其中的一个特色功能。

PG自定义向量索引指南

在page的插库上支持新的相应检索算法有三个步骤。



四、PASE实践/课后练习

示例要求,使用两种索引,实现从5万个512维的向量中找到和某个向量最相似的向量,如图所示

使用两种索引实现,从5万个256维向量中找到和某个向量最相似的向量



- 1、创建一个表,用这种方式来生成一个表,行数是5万个,第一维度是从1~5万出现逐渐递增的这样一个数字,来构造一个向量。
- 2、创建IVFFlat索引,创建索引的含义过程参数可以参考官方的文档。对于此示例的含义是采用内部聚类的方式,不需要提供中心点的定义,只需要用数据,天然的聚类的方式来聚类,维度是512维。索引构建的示例图,索引构建过程中印出来构建的数量以及构建的各部分的时间,
- 3、在此之下构建一个 hnsw索引,它的参数它的构建类型是和IVFFlat索引不一样,参数也有不同。

查询和IVFFlat是类似的,只是索引操作符有区别,通过这个操作符我们来定位到它是哪种索引,索引构建过程会打出一些第8个信息,通过查询结果可以看到,两个索引算法它的查询结果是有一些区别的,顺序上会有一些区别,原因在于索引实现上会有一些区别,导致结果会有一些区别。

真实场景中的数据可能相似度差距并没有这么明显,导致两种算法的查询结果会有一些区别,精度上也会有一些区别。

PostgreSQL监控实战 基于Pigsty解决实际监控问题

▮ 作者 | 冯若航

一、为什么需要监控系统

离开监控系统管理数据库就像蒙眼开车,我们通过利用监控系统实现对数据库状态的观察与管理,下面通过两个实验举例 说明。

(一)实验1:利用监控系统观测查询负载

(1)使用正常连接数负载,观察系统状态

这里我们做一个实验,已有一主两从的数据库集群PG-test,为集群添加50的读写QPS,1000的只读QPS,利用监控系统的信息,印证我们主动施加的负载。这个负载是用PG自带的压测工具PG Bench生成的。

命令一:

while true; do pgbench -nv -P1 -c2 --rate=50 -T10 postgres://test:test@pg-test:5433/test; done

命令二:

while true; do pgbench -nv -P1 -c4 --select-only --rate=1000 -T10 postgres://test:test@pg-test:5434/test; done

第一行命令我们用PG Bench给从库select-only加上了1000的TPS,第二条命令我们给主库加上了50的TPS,从库使用4条连接,主库使用2条连接。

那么我们期待的结果总共加了1050的TPS,主库50,两个从库每人各500,从库总共1000。

如上图所示,我们可以看到整个集群的GPS数据,主库上的TPS差不多是50左右,从库上的TPS差不多是1000,符合我们的预期。

(2)使用十倍的连接数施加同样负载,观察系统状态

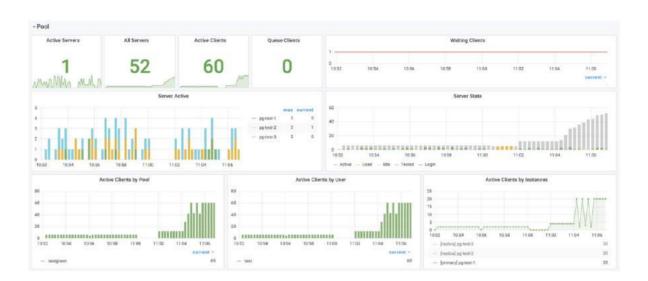
接下来我们稍微改动一下,施加同样的负载,但使用十倍的连接数量,原来我们使用了2条读写连接,4条只读连接,现在翻十倍变为20条和40条,观察连接池在这一过程中起到的作用。

命令一:

while true; do pgbench -nv -P1 -c40 --select-only --rate=1000 -T10 postgres://test:test@pg-test:5434/test; done

命令二:

while true; do pgbench -nv -P1 -c20 --rate=50 -T10 postgres://test:test@pg-test:5433/test; done



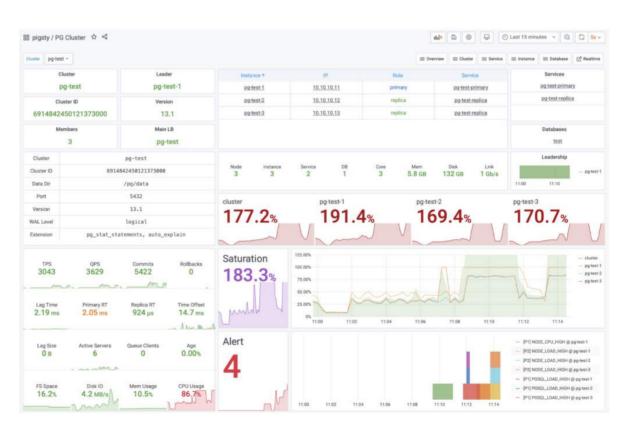
我们来看一下监控系统,PG Cluster Session是专门绘画关于集群相关的指标,其中的Active Clients by Instance是按照实例划分的连接数。如上图所示,通过最近5分钟的情况可以看到,之前使用的是6条连接,2主2从2从,现在使用60条,就变成20,20。如果说TPS指标它是有一定抖动误差的话,那么连接数这样的指标可以算是相当精确了。

(3)使用尽可能大的负载,观察系统在过载下的表现

我们采用没有 TPS限制的PG Bench,用最大负载把集群尽可能打满,观察系统在过载情况下的表现。

命令一: while true; do pgbench -nv -P1 -c20 -T10 postgres://test:test@pg-test:5433/test; done

命令二: while true; do pgbench -nv -P1 -c40 --select-only -T10 postgres://test:test@pg-test:5434/test; done



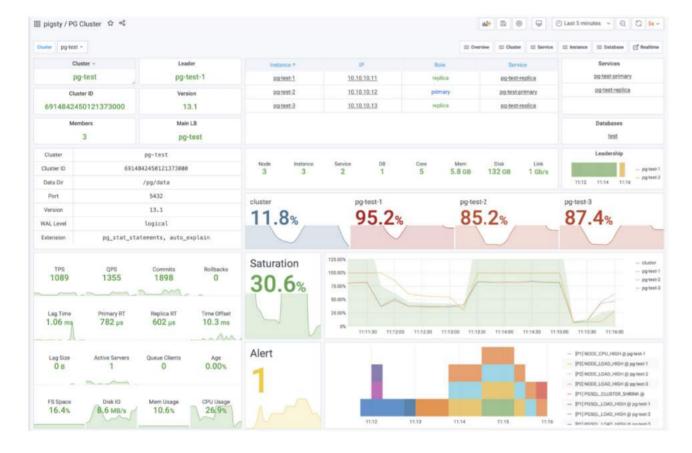
如上图所示,我们回到主页可以看到,监控面板目前的负载水平已经超过100%,主库负载严重超标,两个从库也基本进 入过载状态,整个系统已经爆表。当我们将负载定量重新调低后,整个系统的负载水平会逐渐回到温和状态。

以上实验反映了监控系统的基本功能,它能够如实地反映用户给集群施加的负载以及集群本身内部的状态。

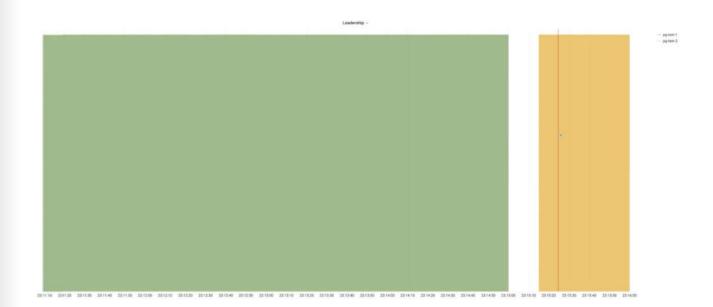
(二)实验二: 重启主库,观察集群领导权交接

我们通常所说的高可用,指的是当一个系统的主库宕机时,应该有一个从库自动被提升出来接管系统。如果没有监控系统 的话,这个操作对我们而言是一个很抽象的事情,下面我们借助监控系统来观察一下这个操作过程。

比如我们登录到第一台主库所在的机器上,然后执行ssh - t node-1 sudo reboot,可以看到负载都开始报错。但在短短 数秒内,无论是读流量还是写流量,它都自行恢复正常运行。



如上图所示,我们可以看到监控系统中原本的主库pg-test1已经被踢掉了,pg-test2被提升成新的主库了,开始承接写流 量。当pg-test1重启完成之后,它是一台死掉的Primary,会尝试将自己降格为一台新的从库,重新挂在pg-test2的位置 上。



同时我们可以看到,整个集群的领导权Leadership图表已经发生转移,比如说原来集群的新领导是pg-test1,现在变成 pg-test2。

通过以上两个实验可以看出,监控系统对于反应系统状态来说,是一个非常实用的工具。

二、用监控系统解决一些实际问题

(一)用监控系统解决问题

1. 黄金监控指标

(一)阿里云 常用指标

指标	维写	层次	来源	种类
错误日志条数	Error Count	SYS/DB/APP	日志系统	错误
连接池排队数	Queue Clients	DB	连接池	错误
数据库负载饱和度	PG Load	DB	连接池	饱和度
主从复制延迟	Repl Lag	DB	数据库	延迟
平均查询响应时间	Query RT	DB	连接池	延迟
活跃后端进程数	Backends	DB	数据库	饱和度
数据库年龄	Age	DB	数据库	饱和度
每秒查询数	QPS	== APP ==	连接池	流量
CPU使用率	CPU Usage	SYS	机器节点	饱和度

TPS	QPS	Commits	Rollbacks
3741	4275	6458	0
M_M	MM	- MM	
Lag Time	Primary RT	Replica RT	Time Offset
1.79 ms	2.11 ms	885 µs	3.57 ms
			aurenth M
Lag Size	Active Servers	Queue Clients	Age
0 B	10	0	0.01%
	- And		
FS Space	Disk IO	Mem Usage	CPU Usage
16.7%	2.3 MB/s	9.9%	84.3%
			MARCH

Pigsty提供了约1200个指标,但最重要的就是这10个,这也是PG Cluster首屏上呈现出的关键指标。

数据库负值和饱和度是最重要的指标。按照Google SRE的监控最佳实践,这些指标可以分为4大类,饱和度、延迟、流 量和错误,都具有很重要的参考价值。

2. PG Load 衡量数据库的负载程度

PG的负载是不是也可以采用类似于CPU利用率和机器负载的方式来定义?当然可以,而且这是一个极棒的主意。让我们先来考虑单进程情况下的PG负载,假设我们需要这样一个指标,当该PG进程完全空闲时负载因子为0,当该进程处于满载状态时负载为1(100%)。类比CPU利用率的定义,我们可以使用"单个PG进程处于活跃状态的时长占比"来表示单个PG后端进程的利用率。

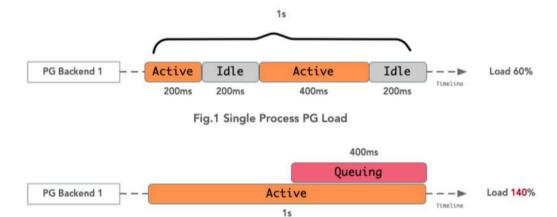


Fig.2 Load Overflow

如上图所示,在一秒的统计周期内,PG处于活跃(执行查询或者执行事务)状态的时长为0.6秒,那么这一秒内的PG负载就是60%。如果这个唯一的PG进程在整个统计周期中都处于忙碌状态,而且还有0.4秒的任务在排队,如那么就可以认为PG的负载为140%。

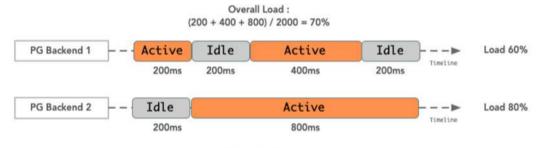


Fig.3 Parallel PG Load

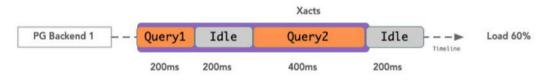


Fig.4 Xact or Query

对于并行场景,计算方法与多核CPU的利用率类似,首先把所有 PG进程在统计周期(1S)内处于活跃状态的时长累加,然后除以"可用的PG进程 / 连接数",或者说"可用并行数",即可得到PG本身的利用率指标,如上图所示。两个PG后端进程分别有200ms+400ms与800ms的活跃时长,那么整体的负载水平为:

(0.2S+0.4S+0.8S)/1S/2=70%

总结一下,某一段时间PG的负载可以定义为:

pg_load=pg_active_seconds/time_eroid /parallel

- ·pg active seconds是该时间段内所有PG进程处于活跃状态的时长之和。
- time_peroid是负载计算的统计周期,通常为1分钟,5分钟,15分钟,以及实时(小于10 秒)。
- · Para11el是PostgreSQL的可用并行数,后面会详细解释。

因为前两项之商实际上就是一段时间内的每秒活跃时长总数,因此这个公式进一步可以简化为活跃时长对时间的导数除以可用并行数,即:

rate(pg_active_seconds [time_peroid])/parallel

time_peroid通常是固定的常量(1,5,15分钟),所以问题就是如何获取PG进程活跃总时长pg_active_seconds这个指标,以及如何评估计算数据库可用并行数max_para11el了。

3. 黄金指标: 数据库饱和度

数据库负载pg load= pg conn busy time / avail CPU time

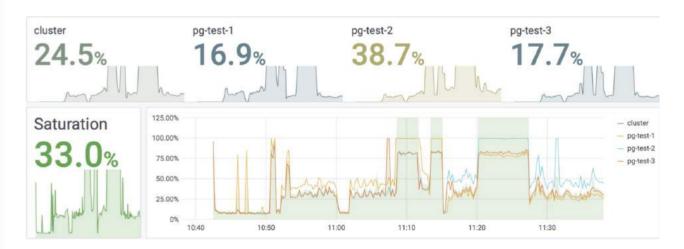
数据库饱和度saturation = max(cpu usage, pg load)

饱和度用于反映数据库整体资源利用率理论上应当取所有饱和度指标的最大值(PG, CPU, 内存, 网络, 磁盘·····)

PG Saturation = max(PG Load, CPU Usage, xxxUsage...)

实际应用中,饱和度指标取PG Load与CPU Usage的最大值作为饱和度,当数据库使用非独占式部署,其他应用占用 CPU资源时,PG Saturation比单纯的PG Load更能反映数据库整体负载水位。

- record: pg:ins:saturation0 expr: pg:ins:load0 > node:ins:cpu_usage or node:ins:cpu_usage
- record: pg:ins:saturation1 expr: pg:ins:load1 > node:ins:cpu_usage or node:ins:cpu_usage
- record: pg:ins:saturation5 expr: pg:ins:load5 > node:ins:cpu_usage or node:ins:cpu_usage
- record: pg:ins:saturation15 expr: pg:ins:load15 > node:ins:cpu_usage or node:ins:cpu_usage



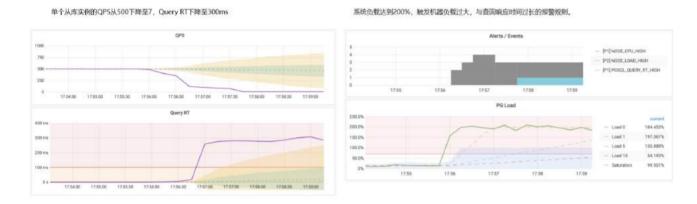
(二)慢查询定位优化

1. 什么是慢查询?

慢查询是数据库的大敌,这里我们使用PG Bench用例模拟一个慢查询。

ALTER TABLE pgbench_accounts DROP CONSTRAINT pgbench_accounts_pkey;

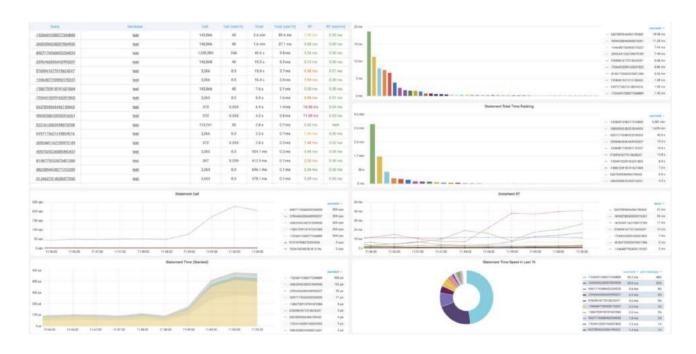
该命令会移除pgbench_accounts表上的主键,导致相关查询变慢,系统瞬间雪崩过载。



2. 定位慢查询

定位集群RT异常,定位到具体的实例和查询。首先,使用PG Cluster面板定位慢查询所在的具体实例,这里以pg-test2为例,然后使用PG Query面板定位具体的慢查询:编号为-6041100154778468427

该查询表现出:响应时间显著上升: 17us升至280ms QPS显著下降:从500下降到7,花费在该查询上的时间占比显著增加,可以确定就是这个查询变慢了。



3. 发现异常

接下来,利用PG Stat Statements面板,根据查询ID定位慢查询的具体语句。查询以aid作为过滤条件查询pgbench_accounts 表查询变慢,大概率是这张表上的索引出了问题。

分析查询后提出猜想:该查询变慢是pgbench_accounts表上aid列缺少索引,下一步,查阅PG Table Detail面板,检查pgbench_accounts表上的访问。定位潜在问题,找出顺序扫表,建立所需索引。





4.性能优化

我们尝试在pgbench accounts表上为aid列添加索引,看看能否解决这个问题。

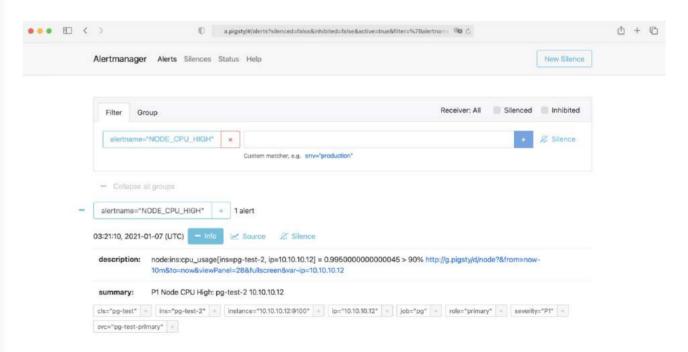
CREATE UNIQUE INDEX ON pgbench_accounts (aid);

可以看到,查询的响应时间与QPS已经恢复正常,整个集群的负载水平也恢复正常,报警也平息下来。精准衡量优化效 果,直观展示工作成绩,真正做到数据驱动。



(三) 定位系统故障

人工时时盯着指标,是一个非常辛苦的活,更好的选择是由机器来盯着这些指标,您设定好规则,机器发现这些指标超出 异常范围的时候,自动给你触发发送报警,Pigsty里面提供了一系列的报警规则,同时报警事件也可以在监控系统的面板 里面看到,通过这种条状甘特图的方式,我们可以看到哪一个时间段触发了报警事件,从而有的放矢的去排查。报警系统 提供了很多计算好的衍生指标,所以不用再写特别复杂的表达式,可以直接用。

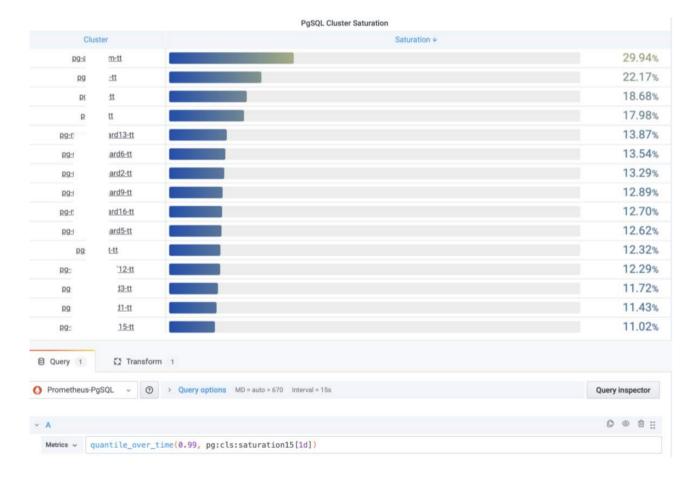




(四)系统水位评估

1. 水位评估: 饱和度的历史分位点

除了直观的衡量实时的数据库负载水平,还可以用来计算数据库的水位,水位就是一个长期的资源使用量指标,通常来 说,如果我们的某一个数据库集群长时间处于高负载状态,我们就是说它水位比较高,我们可能就要给它扩容。如果它长 时间处于低水位状态,处于闲置,那么我们就要给他缩容。



扩容和缩容的依据就是所谓的水位,水位就是过去某一个时间段饱和度的百分位点。比如说现在采用的就是过去一天里面 水位的99分位点,对于那种有周期性的负载来说,一天是一个比较好的这种衡量指标,如果您的业务周期性是一周或者一 月,可以使用过去一周或者一月的饱和度数据,来计算它的99分位点或者99.99分位点,来评估集群的水位。比如这里某 一套集群,它的水位是30%,那么就是意味着系统在过去一天的99%的时间里面,它的资源使用率都在30%以内,我们 就认为它的水位是30%。像这样的指标对于评估长时间段系统的资源利用率很有用。评估资源利用率,就可以评估成本, 及时的进行优化,这是一个典型应用。

三、How如何部署一套监控系统?

(一) 开源软件

参考文档: http://pigsty.cc



63

(二)公开文档与演示

上手

基于Vagrant,快速在本机拉起演示系统。

这篇文档将介绍如何在您手头的笔记本或PC机上,基于Vagrant与Virtualbox,拉起Pigsty演示沙箱。 本教程着眼于在本地单机创建Pigsty演示环境,如果您已经有可以用于部署的机器实例,可以参考部署教程。

·太长;不看

如果用户的本地计算机上已经安装有Vagrant、Virtualbox与Ansible,那么只需要克隆并进入本项目后,依次执行以下命令即可:

make up # 拉起vagrant虚拟机 make ssh # 配置虚拟机ssh访问 make init # 初始化Pigsty

sudo make dns # 写入Pigsty静态DNS域名 (需要sudo,可选)
make mon-view # 打开Pigsty首页 (默认用户密码: admin:admin)

正常情况下执行结果详见参考-标准流程。

(三)快速上手

快速开始

git clone https://github.com/Vonng/pigsty

cd /tmp

make up

make ssh

sudo make dns make init

PostgreSQL复制原理及高可用 集群

Ⅰ 作者 | 朱贤文 | 成都文武信息技术有限公司

一、PostgreSQL高可用

(一) PostgreSQL高可用的种类

- 常用的高可用架构及基本原理包括:
- (1) 共享存储;
- (2)流复制;
- (3)逻辑复制:

1. 共享存储:

共享存储是所用的存储空间相同,但实例运行放在不同的节点上。

示意图如下:



当在正常工作状态,主节点在计算机上启动,但是计算机里文件系统是接在SAN存储上,SAN存储同时也可以连接到备用节点,正常情况下主节点对共享存储进行读写,对外提供业务和服务。



如上图所示,当主节点故障时,会由备用节点接管数据库,重新启动实例做回滚。这种架构底层用到专门的存储叫SAN,它的好处是数据放在共享存储上,当主节点坏掉,从节点启动后会沿着主节点坏掉的时间点进行回滚,回滚到最后一次切换,经过Commit和Rollback,最后把数据库打开对外提供服务,不会丢数据。

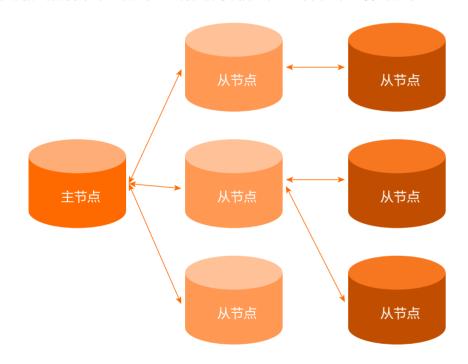
这对数据可靠性要求较高的行业,是比较好的方案。

2.流复制

在Oracle里面,可以用对等的DataGate概念对应PostgreSQL的流复制。根据数据流,每一个数据流Commit的时候会复制下去。

流复制分为: 同步流复制和异步流复制。

根据用户不同的配置情况,在流复制里面可以搭建很多节。主节点上面,对外正常提供读写服务,然后通过流复制,可以挂一个或者多个从节点。在从节点上面,可以根据业务场景的需要,对高可用的需要或者负载均衡的需要,搭建一个或者多个二级从节点,根据业务需求,第二级从节点上再往后可以搭建第三、第四、第五等多级从节点。

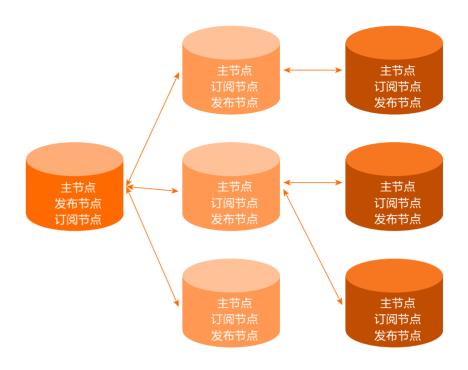


流复制特点总结:

- 主节点可以有多个从节点;
- 从节点上还可以挂载从节点;
- 从节点个数没有明确限制,层级无限制;
- 主从间可以同步复制、可以一步复制,也可以同步一步混合复制。

3.逻辑复制

逻辑复制是数据库内部数据块的具体操作,比如Insert、Delete操作解析出来,经过发布节点Sender进程向外发布之后,然后订阅节点对订阅Publisher定义的指定名字进行搜索表的操作。



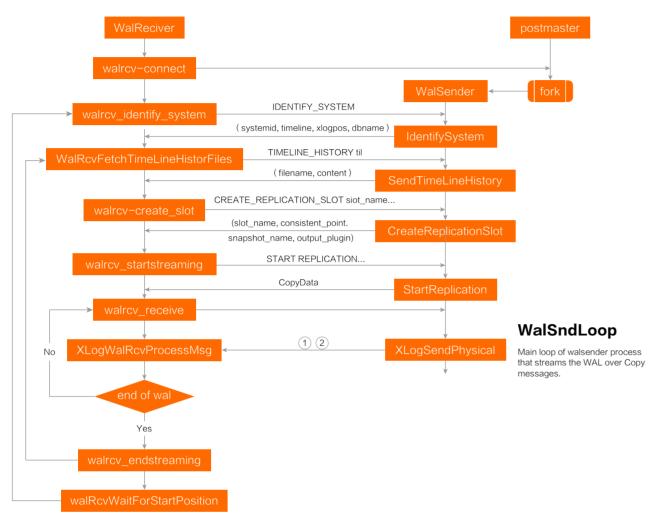
逻辑复制特点总结:

- 所有节点都是对等关系,都可读写;
- 所有节点可以是发布节点,订阅节点,也可以同时是发布节点和订阅节点。

逻辑复制和流复制之间的差别是:

- 流复制里只有一个主节点,可以挂很多从节点。逻辑复制里所有的节点都是对等的主节点,都可以提供对外读写操作。
- 逻辑复制实际是从逻辑上把SQL解析出来,到其他订阅节点进行重放,相当于SQL的重新回放。流复制发布的数据是更改的数据块。

二、PostgreSQL流复制

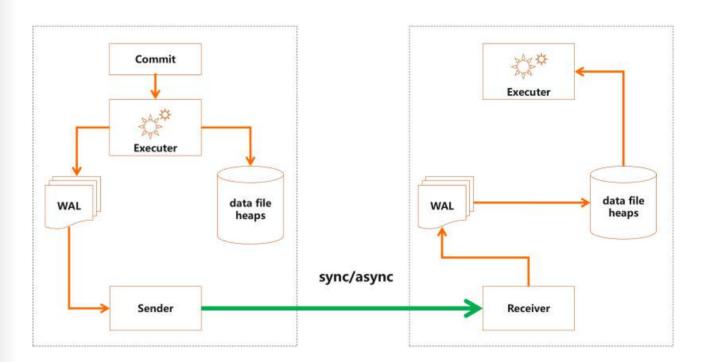


PostgreSQL数据库流复制基本原理

如上图所示,从写程序流程来看基本原理,首先启动Postmaster进程,系统正常运行,如果客户端 (WalReciver)进行 流复制,启动之后客户端会连到Master,Master收到流复制信号会Fork一个指定层,指定层启动WalSender,后面是相 应的流程,根据系统ID或用户网段在相应时间内完成。

计算要从什么时间点取什么数据呢?

系统在有SendTimeLineHistory的情况下会选择优先使用,否则会去做一些其他操作。通过CreateReplicationSlot开始 找复制的时间点拷贝数据,SendPhysicak收到私人信息后会进行写操作,整个流程形成一个大循环。



数据库的Commit操作之后,Execute执行器将要改的脏数据写到WAL中,通过Sender发送到从数据库,从数据库这端对 应的Receiver写到WAL日志里面,WAL再到数据库文件Date File Heaps,写到数据库之后,外面的查询执行器就可以 进行取数据,以上就是流复制的大致流程。

→ ~ pg_basebackup --help pg basebackup takes a base backup of a running PostgreSQL server. Usage: pg_basebackup [OPTION]... Options controlling the output: -D, --pgdata=DIRECTORY -F, --format=p|t -r, --max-rate=RATE -R, --write-recovery-conf -T, --tablespace-mapping=OLDDIR=NEWDIR --waldir=WALDIR -X, --wal-method=none|fetch|stream -z, --gzip -Z, --compress=0-9 General options: -c, --checkpoint=fast|spread -C, --create-slot -l, --label=LABEL -n, --no-clean -N, --no-sync -P, --progress -S, --slot=SLOTNAME -v, --verbose -V, --version --no-slot -?, --help Connection options: -d, --dbname=CONNSTR -h, --host=HOSTNAME -p, --port=PORT -s, --status-interval=INTERVAL -U, --username=NAME -w, --no-password -W, --password Report bugs to <pgsql-bugs@lists.postgresql.org>.

流复制环境搭建

上方为流复制环境搭建实现过程,用 pg_basebackup命令搭建,用 help关键的参数,这里 "-d"是拷贝过来的数据库要放在哪个目录, "-f"是用什么样子的格式拷过来, "p|t"t是纯文本,p是裸数据,"-r"是以什么样子的速率来拷,可以限制它的速度等等。

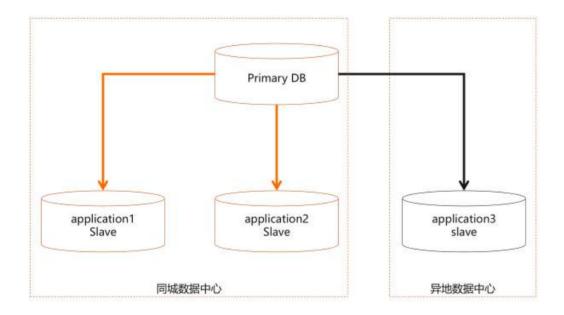
下面举一个简单的例子:

- → ~ export PGDATA=/data/appdb
- **→** ~
- → ~ basebackup -h 192.168.56.3 -U replicator \
- -D \$PGDATA -R -Fp -Xs -P
- → ~
- → ~
- → ~synchronous_standby_names

首先定义到"data/appdb"目录,用basebackup命令,从主节点"192.168.56.3"通过Replicator用户,把"d"指定到这里,"-R-Fp-Xs-P","-R"命令会创建一个从节点,同时自动创建Replicator文件。

如果是设置同步复制,通过synchronous_standby_names控制同步复制。例如部署一套系统在两个数据中心里面,这两个数据中心通过FIRST 2 (application1,application2,application3)的方式Commit成功了,认为整个系统成功。

· Synchronous_satandby_names=FIRST 2(application1, application2, application3)

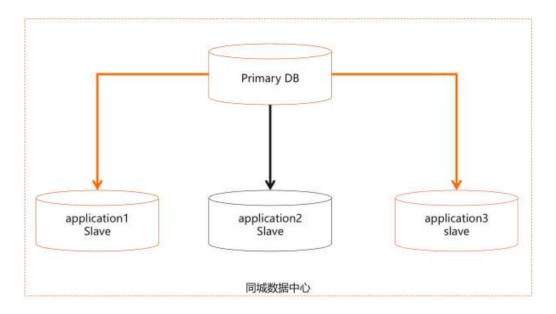


Application1与Application2在同一个数据中心,因此主节点Commit的时候要保证Application1与Application2两个节点同时成功。

FIRST 2是定义三个Application,定义前面两个成功则认为提交成功。用特性限制服务器可以限制整个架构,例如同城用一个Commit或者异地用一个Commit,可根据实际情况进行定义。

Synchronous_satandby_names=ANY 2(application1, application2, application3)

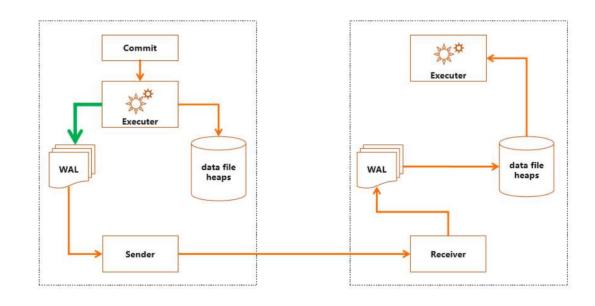
同步复制有几个点来控制具体行为,这些行为会决定Commit本身的性能与可靠性等。如下图所示:



一个数据库三个Slave,只需要Application1/2/3其中任意两个Commit成功即可。

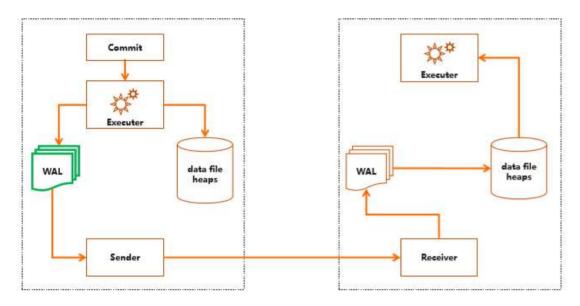
Synchronous_commit=off

同步复制有几个点来控制具体行为,这些行为会决定Commit本身的性能与可靠性等。如下图所示:



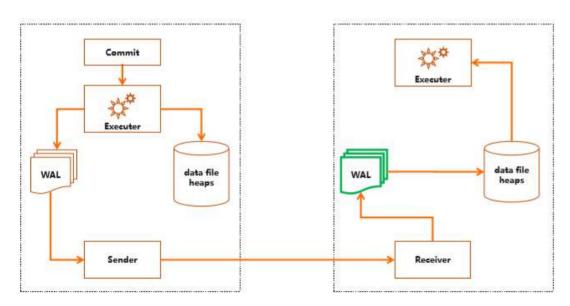
首先在主节点上面Commit, Executer直接写内存,相当于从WAL buffer里去写WAL文件,这个过程只确认WAL buffer里 面的东西是否写到文件系统中,这个时候相当于关闭本地写WAL文件的过程,具有一定风险,但是Commit返回会非常快。

· Synchronous_commit=local



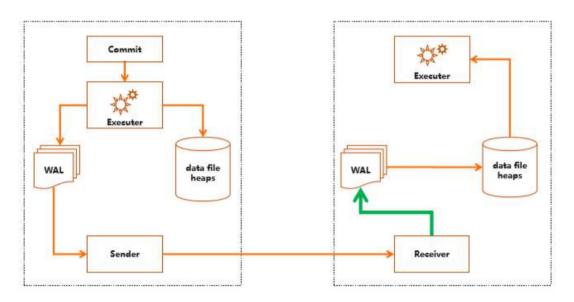
synchronous_commit=local表示Commit的时候将数据写到本地的WAL文件里,数据库是写到本地提交。虽然是同步, 但Local的可靠性比 Off要高一点,能保证主节点上面数据写入到日志。

Synchronous_commit=on(default)



还有一个选项synchronous_commit=on(default),On表示Commit完成。Commit之后写到WAL文件中,然后通过 WAL Sender发送出去,从端接收数据,同时将数据写到从端的WAL filed中,这个是默认的级别,相当于本地的WAL与 从端的WAL里都有这个数据,数据就是安全的。

Synchronous_commit=remote_write

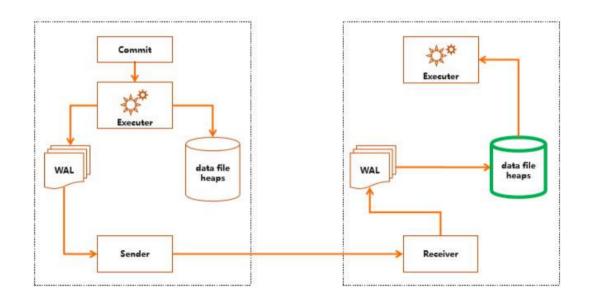


Sender发送数据,Reserve收到后向文件系统中写数据,把数据提交给文件系统的缓存,不会把数据从缓存中刷到磁盘 内。相当于对端那个服务器,这个返回非常快,因为当数据Flash到WAL文件时它已经返回,但只能保证本地这一份数据 的可靠性,无法保证远端那一份数据的可靠性,有可能会导致数据丢失。

如果遇到一些极端情况,例如Commit恰好在中间某处,Reserve往下写但还没有写到WAL文件之前,如果这个时候阻断 断电,从端没有把数据切换,将数据库切换成组,就可能会存在一定的问题。

Synchronous_commit = remote_apply

数据写到WAL文件中,从端数据库把数据Apply到远端的数据库了,此时两端数据库里面的内容完全一致。如下图所示:

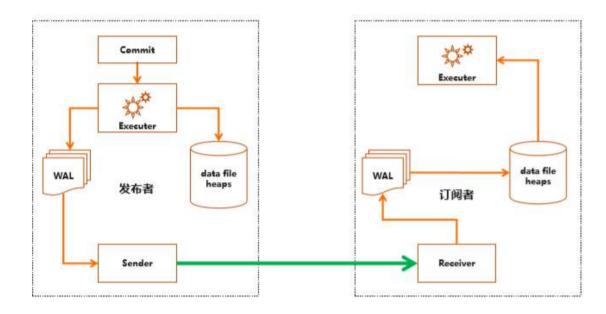


Remote_play是复制性能最低的一种,一旦数据Remote_play到远端的数据库之后,主端有什么数据,从端就一定能看见什么样的数据。

但是在Synchronous_commit=on(default)默认的情况下,数据则不一定相同。因为主端写的压力很大,只会将从端写到WAL中。由于是先改的脏数据再去改数据,因此主端可以查,但在从端因为做 Replay的时候速度是串行的,Replay的性能不一定能跟上,因此这个时候到从端去查数据不一定能够查到,但这并不意味着数据丢失,而是因为数据仍在WAL中,还没恢复到数据库里。

三、PostgreSQL逻辑复制

1. 逻辑复制的工作原理



逻辑复制有个概念是发布者和订阅者,主端如果要通过逻辑复制,首先要进行定义,配置文件里面有一个日志级别,要把它设置为Logical之后的话就可以去定义Publisher,传输通道是用Sender or Reserve机制。

2. 逻辑复制搭建

发布端:

确保WAL_LEVEL=Logical pg_hba.conf设置正确的权限

订阅端:

CREATE SUBSCRIPTION mysub

CONNECTION 'host=192.168.1.50 port=5432 user=foo dbname=foodb'

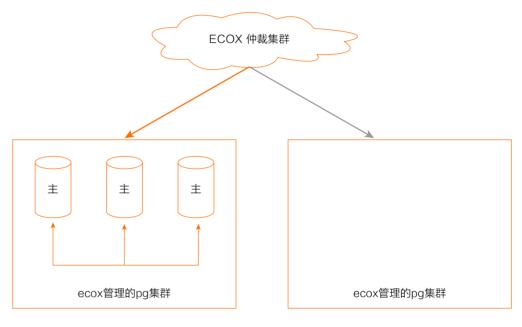
PUBLICATION insert_only

首先在发布端确保Level(此处指Logical),确保逻辑复制可以正常进行。通过PG_hba设置用户所需要的权限,设置完成之后可以到数据库中去定义Publication。例如定Publication的名字为"insert_only",然后FOR TABLE叫"mydata",table给它定义一个权限WITH(publish = 'insert');,此时,这张表只会去做发布Insert、Update、Delete这样的操作,不会往外发送,用户可以通过Publish关键字里面定义多个行为。

当命令执行完之后,Population也完成,接着设置订阅端,通过CREATE SUBSCRIPTION mysub,同样要跟连接串定义,例如是主机、端口、用户、数据库等,有了连接串之后,Publication用定义对应的名字,这样在主端做什么事情,从端马上可以得到反馈。

四、PostgreSQL ECOX高可用集群

ECOX是一个专门为PostgreSQL流复制设计的高可用集群。



ECOX架构图

如上图所示,ECOX有一个仲裁集群,它避免单点故障导致误判。一个仲裁集群可以管N个PG集群,在PG集群内部的主从是自动切换的。

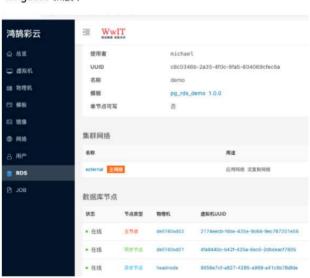
PostgreSQL Hunghu DB KingBase 新版本 [root@69fc5c44-436b-69dc-d637-b63f2e16a815 ~]# su - postgres Last login: Thu Jan 7 12:54:30 UTC 2021 on pts/0 -bash-4.2\$ ecoxd --help Usage: ecoxd [--help] [--version] <command> [<args>] Options: -h,--help show this page and exit -v,--version show version and exit Commands: start start cluster stop stop cluster show cluster status show -bash-4.2\$ ecoxd show cluster init cluster instance success PostgreSQL 12.0 is compatible node name : ip address | port | online *node0000000000: 10.9.10.116 | 5433 | TRUE node0000000001: 10.9.10.117 | 5433 | TRUE node0000000002: 10.9.10.114 | 5433 | TRUE master : node0000000000 comaster 1: node0000000001 last master: node0000000000 sync replication :node0000000001

上图为ECOX的基本原理例子,有0、1、2三个节点,可以看到节点的IP与端口是否在线,Master、Commaster与Last Master的详情。

这个系统目前支持PostgreSQL,Hunghu DB以及KingBase新版本。

ECOX & RDS: DCP (Database Cloud Platform







性能优化和体系化运维

▮ 作者 | 唐成

一、操作系统优化

操作系统优化主要从共享内存、参数设置、使用大页、信号量和Limit参数等方面阐述。

(一)共享内存

当用户使用PostgreSQL 9.3或GreenPlum5及以前的版本,为防止数据库使用Swap,需先设置下面两个参数:

- kernel.shmmax = 16724692992
- kernel.shmall = 4083177

从PostgreSQL 9.3开始,数据库不再大量使用Sysv类型的共享内存,主要使用MMAP类型的共享内存,因此上面两个参 数设置一个较小的值,数据库也可以启动。

(二)参数设置

1. vm.swappiness=0

在数据库中需尽量避免使用Swap,因此将该参数值设置为0。

2. Overcommit参数

通常情况下设置vm.overcommit_memory=2,即不让系统超申请。通常情况下该值为0,表示申请的内存可以超过物理 机内存。当大家都开始使用的时候,则会发生OOM,将一些进程给Cut掉,这在数据库中是比较危险的情况,因此建议将 vm.overcommit_memory设为2。

除此之外,需要设置vm.overcommit ratio=90,需要根据实际情况设置。

当设置完这两个值后,可以申请的内存不超过:

swap的大小 + 物理内存* vm.overcommit_ratio

例如: 一个256G内存的机器,16G Swap,应该把vm.overcommit_ratio= 93,这样256*95%+16=254G,内存申请 不可超过254G,如果超过的话则申请失败。

(三)大页

1. 为什么要使用大页

使用大页是因为页表问题的存在,使用小页会存在页表占用过多内存的问题。

假设一台256G的机器,我们分配了共享内存为128G。如果是小页,大小为4K,则有33554432页表项,每项至少占用4

字节,则页表大小32M*4=128M,如果有1024个连接,则页表占用128M*1024=128G内存,占据机器总内存的一半。 如果使用2M大小的大页表,则:则有128G/2M=65536项,65536*4=256K,1024个连接:1024*256k=256M内存, 内存占用率大幅降低。

通常在 Linux操作系统里面,建议使用大页。

2. 大页配置

大页参数设置: vm.nr_hugepages;

这个参数设置的值为多少,则有对应数量的2M大页。大页的大小需要与数据库的Shared_buffer相一致,如果比 Shared buffer大很多则会浪费资源。

大页不会被Swap,默认Lock,即类似Oracle的lock_sga,且分配大页内存后,及时不使用大页,也不可做其他用途。

(四)信号量

PostgreSQL数据库是多进程数据库,进程和进程之间访问同一个共享内存时,需要各种各样的"锁"机制,通常信号量 指的就是进程之间的"锁"。需要设置kernel.sem=20 13000 20 650,参数的4个数据对应: SEMMSL、SEMMNS、 SEMOPM, SEMMNI.

- · SEMMSL: 信号集的最大信号量数, PostgreSQL要求大于17, 取整数20, Oracle要求是250。
- · SEMMNS: 整个系统范围内的最大信号量数,所以SEMMNS = SEMMSL *SEMMNI。
- · SEMOPM: Semop函数在一次调用中所能操作一个信号量集中最大的信号量数,所以能常与SEMMSL相同。
- · SEMMNI: 信号量集的最大数目,PostgreSQL数据库中要求是数据库进程数/16,假设允许10000个连接,即需要至 少625,取一个整数650。这个进程数不只是用户服务进程,还需要包括一些管理的服务进程,如Autovacuum的Work进 程。

(五) Limit参数

1. /etc/security/limits.conf (软/硬限制一样):

- · soft nofile 65536
- · hard nofile 65536 (打开文件的值)
- soft nproc 131072
- hard nproc 131072 (进程数)
- soft memlock -1
- hard memlock -1 (内存)

2. /etc/security/limits.d/20-nproc.conf

• soft nproc 131072

当设置了"/etc/security/limits.d/20-nproc.conf"时,参数有时候不一定生效,因为在不同的机器中可能还有个 Limits.d,下面有个配置文件优先级比limits.d/20-nproc.conf高,有些机器不一定是20,可能是其他的值。此时要将值设 高一些,然后检查底下limits.d下面这篇文件中是否设置,如果没有则要把这个值设高,如果设低的话,limits.d.conf里设 高也没有用。

二、数据库配置优化

数据库主要包含以下几个参数:

· Shared buffer

- (1) 小内存(32G)的机器上配置4GB~8GB即可;
- (2) 小内存的机器(>32G), 配置8GB即可。

通常Shared buffer配置4GB~8GB即可。PostgreSQL是使用这个文件缓存做的,如果Shared buffer设大,缓存有两份。

· Work mem

- (1) 通常保持默认的4MB即可;
- (2)如果机器内存很多,可以设置为64MB,通常不要太大,防止发生OOM。

Maintenance_work_mem:

可以在Session级别设置,当手工建索引或Vacuum慢时,可以把这个参数在Session级别调大。

· Wal buffers

通常保持默认值-1即可,-1表示会自动根据shared_buffer的大小而自动设置一个合适的大小,最大不要超过WAL文件 的大小,如16MB。

· Max_connections

可以设置的大一些,如5000,因为修改这个参数需要重启机器。

时间上还有很多的其他参数,如一些超时参数,防止长时间发呆的连接,防止长时间发呆的事务等,具体详情可关注 PostgreSQL中文社区的培训认证考试PCA、PCP、PCM。

三、日常操作

数据库日常操作及对应语句:

• 查看数据库版本

select version();

• 查看数据库的启动时间

select pg_postmaster_start_time();

· 查看最后load配置文件的时间

select pg_conf_load_time();

显示数据库时区

show timezone;

• 查看有哪些数据库

psql - l

• 查看当前用户

select user; select current_user, session_user; current_user, session_user指不带括号的函数。

• 查看当前连接的数据库名称

select current_catalog, current_database ();

· 查看当前客户端的IP及端口

select inet_client_addr(), inet_client_port();

· 查看当前数据库服务器的IP及端口

select inet_server_addr(), inet_server_port();

· 查询当前session的后台服务进程的pid

select pg_backend_pid();

查看参数配置

- (1) show shared_buffers
- (2) select current_setting('shared_buffers');

· 查看当前正在写的WAL文件

- (1) 9.X: select pg_xlogfile_name(pg_current_xlog_location());
- (2) >=10版本: select pg_walfile_name(pg_current_wal_lsn());

·查看当前WAL的buffer还有多少字节没有刷到磁盘中

9.X:selectpg_xlog_location_diff(pg_current_xlog_insert_location(), pg_current_xlog_location()); >=10版本:: select pg_wal_lsn_diff(pg_current_wal_insert_lsn(), pg_current_wal_lsn());

• 查看数据库实例是否正在做基础备份

- (1) 9.X: select pg_xlogfile_name(pg_current_xlog_location());
- (2) >=10版本: select pg_walfile_name(pg_current_wal_lsn());

·查看当前WAL的buffer还有多少字节没有刷到磁盘中

select pg_is_in_backup(), pg_backup_start_time();

· 当前数据库实例是Hot Standby状态还是正常数据库状态

(1) select pg_is_in_recovery();

如果是备库显示true,否则是主库。

(2) pg_controldata |grep state

指控制文件,在生产情况"in production"情况下是主库,在恢复状态下是备库。

• 查看数据库的大小

select pg_database_size('osdba');

· 查看表的大小

- (1) select pg_size_pretty(pg_relation_size('ipdb2'));
- (2) select pg_size_pretty(pg_total_relation_size('ipdb2'));

· 查看某个表上索引的大小

- (1) select pg_size_pretty(pg_indexes_size('ipdb2'));
- (2) "ipdb2" 指表名。

• 查看表空间的大小

- 1) select pg_size_pretty(pg_tablespace_size('pg_global'));
- 2) select pg_size_pretty(pg_tablespace_size('pg_default'));

• 查看表对应的数据文件

select pg_relation_filepath('test01');

让配置生效

- (1) pg_ctl reload
- (2) select pg_reload_conf();

·切换Log日志文件

select pg_rotate_logfile();

·切换WAL日志文件

- (1) 9.x: select pg_switch_xlog();
- (2) >=10版本: select pg_switch_wal();

· 手工产生checkpoint

checkpoint;

·查询正在运行的SQL(也能看到等待事件)

select * from pg_stat_activity;

·取消一个长时间运行的查询SQL(非DML)

select pg_cancel_backend(pid);

·终止一个进行运行的SQL(包括DML)

select pg_terminate_backend(pid);

・ 杀掉除自己之外的连接(危险)

Select usename, datname, client_addr, pg_terminate_backend(pid) from pg_stat_activity where pid<> pg_backend_ pid();

查看备库

select * from pg_stat_replication;

·暂停备库的wal日志应用

select pg_xlog_replay_pause();

继续备库的wal日志应用

pg_xlog_replay_resume();

·检查备库的wal日志应用是否暂停了

pg_is_xlog_replay_paused();

四、运维方案

(一)制定运维整体方案

制定完善运维整体方案,包括运维环境监控、日常数据库管理、数据库备份与恢复、性能监控、性能调优。

运维环境监控:包括CPU是否过高、IO是否过忙、网络监控(网络流量是否过大)、磁盘空间监控、数据库年龄监控(如果 数据年龄超了,数据库会停止工作)、表和物化视图上索引的数量、数据库级的统计信息。

日常数据库管理:包括实例状态检查、PG监听是否正常、WAL日志检查(是否出现爆增还爆减)、表空间检查、日志检查 (是否报错)、备份有效性检查的方法。

数据库备份与恢复:包括备份策略设定、物理备份、逻辑备份(库表小做逻辑备份)、备份脚本、恢复脚本或恢复操作过 程、如何防止误删除(是否架建延持备库)。

性能监控:包括检查等待事件、磁盘IO监控、TOP 10 SQL、数据库的每秒查询的行、插入的行、删除的行、更新的行。

性能调优:包括OS层面优化、PG参数优化、SQL优化、IO优化、架构优化:如读写分离、分库分表。

上述工作都需要提前做好,以保证后续正常运维。

(二)运维的工作

日常运维工作包括:

- •表、索引、物化视图、数据库、表空间的大小,表空间剩余可用空间;
- 数据库年龄、表的年龄;
- 表,物化视图的索引数量;
- •索引扫描次数;
- •表、物化视图、索引膨胀字节数,膨胀比例;
- Deadtuple;
- 序列剩余次数;
- HA,备份,归档,备库延迟状态;

- 错误日志统计;
- 事件触发器、触发器的情况;
- · Unlogged table的情况,如果是9.X版本之前,了解Hash Index情况;
- 锁等待;
- · 活跃度, Active, Idle, Idle in transaction状态会话数, 剩余可用连接数;
- · 带事务号的长事务, 2PC事务;
- · 网卡利用率,CPU利用率,IO利用率,内存利用率;
- · 慢SQL及当时的Analyze执行计划;
- TOP SQL;
- ·数据库级别统计信息:回滚数,提交数,命中率,死锁次数,IO TIME, Tuple DML次数。



阿里云开发者电子书系列



微信关注公众号:阿里云数据库 第一时间,获取更多技术干货



阿里云开发者"藏经阁" 海量免费电子书下载