

索引|存储引擎

- 索引存储引擎
 - 设计目标
 - 概要设计
 - 缓存方案
 - 重做日志
 - 内存操作
 - 持久化
 - 从磁盘中读入
 - 故障恢复
 - 碎片整理
 - 启动流程
 - 索引文件存储协议
 - 元数据页结构
 - 数据页结构
 - 非叶子节点数据页结构
 - 叶子节点数据页结构

设计目标

- 数据持久化到磁盘中
- 支持可配置的固定长度的key
- 查询效率要高，使用缓存
 - 支持精确查找，时间复杂度 $O(\log n)$
 - 支持范围查找，时间复杂度 $O(\log n + m)$
- 插入效率要高
 - 支持插入删除
 - 支持任意时刻断电恢复
 - 故障允许短时间或少量数据的丢失
- 文件大小理论上无限值（最大 2^{64} ）

概要设计

使用B+树来构建索引，操作磁盘的粒度为页（默认16k），也就是B+树的一个结点

由于写回磁盘的代价过高，所以采用异步的方式将修改或新增的节点写回磁盘

为了简化设计，每个索引文件对应一个进程处理；本文描述的都是针对单个索引文件的操作。

缓存方案

在进行数据（ $\langle k, v \rangle$ ）操作（插入/修改/删除）时，必然涉及读写数据。这里使用三个两类LRU缓存（下文称LRU）进行磁盘数据的缓存：

- 第一类缓存（`unchangedCache`）：存放在执行一系列操作过程中没有发生更改的节点（也就是与磁盘中的数据一致的数据）。
 - 这样的LRU需要1个。
 - 这些数据都是从磁盘中读取而来的
- 第二类缓存（`changedCache`）：存放发生修改的节点（也就是与磁盘不一致或者磁盘不存在的数据）
 - 这样的LRU需要2个，每次使用1个，当一个满了之后，将会异步做持久化操作，另一个启用工作
 - 这些数据都是 `unchangedCache` 发生修改的数据在淘汰时添加而来的
 - 工作中的LRU叫做 `changeCacheWork`
 - 持久化中的LRU叫做 `changeCacheFreeze`

重做日志

同时由于数据延时异步刷磁盘，所以要使用重做日志（Redo log）防止数据丢失

- 每个第二类缓存对应一个重做日志文件，
- 当一个第二类缓存在使用中，对象的写操作将追加到重做日志中
- 当一个第二类缓存持久化完成后就可以清空对应的重做日志

内存操作

针对操作大概流程如下

- 收到一个操作
- 一、先读 `changeCache`
- `changeCacheFreeze` 查找操作节点，存在则拷贝一份
 - 若发生更改，放入 `changeCacheWork`
 - 若没有发生更改忽略
- `changeCacheFreeze` 不存在
- `changeCacheWork` 中查找，存在，返回该节点引用，直接修改即可
- `changeCacheWork` 不存在

- 向 unchangeCache 中查找，存在，返回该节点引用，直接修改即可
- unchangeCache 不存在
- 二、再读 unchangeCache
- 从磁盘中读入，插入 unchangeCache 并返回
 - 插入过程中若发生淘汰，淘汰的节点若发生修改则插入 changeCacheWork
 - 当 changeCacheWork 满，且 changeCacheFreeze 持久化完成，则交换两者身份后，异步对 changeCacheFreeze 进行持久化

注意所有发生修改的节点都要分配新的页Id

持久化

持久化过程的思路是，在持久化过程中，要维护两棵树在磁盘中。这样若在持久化过程中发生故障；在启动后可以通过原树+重做日志恢复数据。

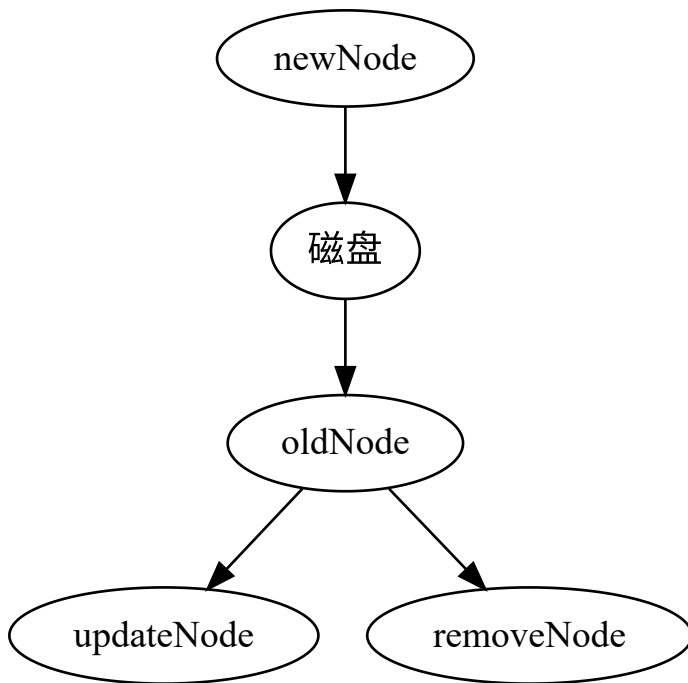
既然需要维护两棵树，则每个逻辑上的B+tree节点在磁盘中可能存在两个页，每个页都包含数据，同一时刻这两个页有一个是有效数据，另外的为无效数据。持久化版本号大的为有效数据。这两个页分为一下两种：

- 被链接页 该节点的父亲直接指向该页
- 影子页 该节点的必须通过 被链接页 的 after 字段找到页

changeCacheFreeze 中的节点分为3类：

- 第一类节点（ newNode ）：新创建的节点，内存存在，磁盘不存在
- 第二类节点（ updateNode ）：更新的节点，内存存在新的，磁盘存在旧的
- 第三类节点（ removeNode ）：被删除的节点，内存存被标记删除，磁盘存在

状态转换图如下：



changeCacheFreeze 两种状态：

- 第一种状态：正在进行持久化
 - 此时不能进行两个 changeCache 的切换
 - 且必须先读 changeCacheFreeze 再读 changeCacheWork
- 第二种状态：可以进行持久化
 - 此时可以进行两个 changeCache 的切换
 - 不需要读 changeCacheFreeze ，直接读 changeCacheWork

每一次持久化都会创建一个递增版本号，所有新增加的页都会写入这个版本号（nodeVersion），用于故障恢复。

大概执行过程为

- 修改磁盘中文件某字段标记正在进行持久化
- 需要对 changeCacheFreeze 进行几次遍历
- 第一次遍历：
 - 将所有 newNode 写入磁盘
- 第二次遍历：
 - 将所有 updateNode
 - 将数据写入无效数据页，
 - 修改 after 指针
- 将磁盘中文件的部分元数据备份到备份区域
- 修改磁盘中文件某字段标记为正在进行元数据修改
- 修改元数据（切换树，因为有两个树）

- 恢复所有标记字段

从磁盘中读入

需要注意的是，根据版本号（`nodeVersion`），决定读取当前页还是 `effect` 页，则直接读 `effect` 指向的页

- 如果 `effect==0` 返回当前页
- 否则，如果 `effect.nodeVersion>=meta.nextNodeVersion` 返回 `effect` 页

故障恢复

故障分为几种情况

- 没有线程进行持久化操作：
 - 直接执行重做日志
- 线程持久化操作中，但没有进行修改元数据：
 - 遍历，将所有遍历到的废弃标记清空
 - 直接执行重做日志
- 线程持久化操作中，正在元数据修改：
 - 从元数据备份区进行元数据恢复
 - 遍历，将所有遍历到的废弃标记清空
 - 直接执行重做日志

碎片整理

由于持久化操作会产生大量副本，且删除仅仅标记为废弃，所以磁盘文件会无限膨胀，所以需要进行文件碎片整理

碎片整理有两个方案：

- 方案一：遍历树，将所有废弃节点创建一个可用页链表
- 方案二：在方案一的基础上进行数据迁移

为了效率，选择方案一

启动流程

- 检测状态，进行故障恢复
- 执行重做日志
- 进行碎片整理

索引文件存储协议

使用B+树数据结构

- 索引文件划分为多个连续的页（Page）
- 每个页大小可配置（pageSize，默认16k），取值范围为 $[64, 2^{64}]$
- 每个页按顺序进行编号，从0开始
- 第0页，存放元数据（meta）
- 其他页存放数据（data）
- 所有数据以网络字节序存储（大端）

索引文件整体结构

pageId	0	1	2	...
内容	meta	data	data	data
大小	pageSize	pageSize	pageSize	pageSize

元数据页结构

Meta结构

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
magic				version				pageSize				flag			
4				4				4				4			
16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
degree				depth				keyLen				valueLen			
4				4				4				4			
32	33	34	35	36	37	38	39	40	41	42	43	44	45	46	47
count								root							
8								8							
48	49	50	51	52	53	54	55	56	57	58	59	60	61	62	63
sqt								nextPageId							
8								8							
64	65	66	67	68	69	70	71	72	73	74	75	76	77	78	79

usedPageCnt								nextNodeVersion							
8								8							
80	81	82	83	84	85	86	87	88	89	90	91	92	93	94	95
flagBak				depthBak				countBak							
4				4				8							
96	97	98	99	100	101	102	103	104	105	106	107	108	109	110	111
rootBak								sqtBak							
8								8							
112	113	114	115	116	117	118	119	120	121	122	123	124	125	126	127
nextPageIdBak								usedPageCntBak							
8								8							
128	129	130	131	132	133	134	135	136..pageSize-1							
nextNodeVersionBak								未使用							
8								...							

Flag位说明

31~4	3	2	1	0
未使用	isCreating	isSwitchTree	isPersistence	isUnique

- magic 4字节 魔数 0x960729db 表示该文件是索引存储文件
- version 4字节 文件版本号 目前为 1
- pageSize 4字节 页大小 默认为 16k
- flag 4字节 标志
 - flag[0] isUnique 表示该索引文件是否唯一
 - flag[1] isPersistence 是否正在进行持久化
 - flag[2] isSwitchTree 是否正在进行切换树
 - flag[3] isCreating 是否正在进行创建文件
 - flag[31..4] 未定义
- degree 4字节 B+树的度，根据 pageSize 计算和 data 页结构计算
- depth 4字节 树的深度，用于判断树叶子节点
- keyLen 4字节 键字节数 长度，简单起见 小于 (页长度-链接数据页控制字段)/3
- valueLen 4字节 值字节数，简单起见 小于 (页长度-叶子数据页控制字段-keyLen)

- count 8字节 该索引数据计数
- root 8字节 根节点所在的页
- sqt 8字节 第一个叶子节点所在的页
- nextPageId 8字节 下一个可用页的号
- usedPageCnt 8字节 [1, nextPageId) 已将使用的页的数目，结合 nextPageId 在达到一定情况下进行自动磁盘整理
- nextNodeVersion 8字节 下一次磁盘持久化使用的版本号
- xxxBak 重要数据的备份，用于断电恢复

注意： keyLen 和 valueLen 的限制是为保证一个页至少放下一对 kv

数据页结构

非叶子节点数据页结构

非叶子节点数据页															
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
prev								next							
8								8							
16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
after								nodeVersion							
8								8							
32	33	34	35	36	37	38	39	40	...						
size				flag				...							
4				4				...							
...															
key								child							
keyLen								8							
KV对直到页尾															

- prev 8字节 表示左兄弟所在的页
- next 8字节 表示右兄弟所在的页
- after 8字节
 - 0 没有影子节点

- !0 影子节点所在位置
- nodeVersion 8字节 该节点在持久化的版本号
- size 4字节 该页已使用的key的数目，不能大于 degree
- flag 4字节 标志
 - flag[0] 该页是否被废弃
 - flag[31..1] 未定义
- key keyLen 字节 键
- child 8字节 键指向孩子所在的页

叶子节点数据页结构

简单起见规定一个页能放下所有的 kv 对

叶子节点数据页

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
prev								next							
8								8							
16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31
after								nodeVersion							
8								8							
32	33	34	35	36	37	38	39	40	...						
size				flag				...							
4				4				...							
...															
key								value							
keyLen								valueLen							
KV对直到页尾															

与非叶子节点数据页区别在于

- value valueLen 字节 存放的是数据