

# 实验 存储与缓存管理器

李清伟 SA23011033

qingweili2357@mail.ustc.edu.cn

## 1 摘要

本项目实现了数据库管理系统 (DBMS) 中不考虑并发情况下的存储管理器、缓冲管理器。在缓冲替换策略上, 本项目实现了 naive 版本、LRU、LRU-K、Clock 算法, 并在通过 FixNewPage 构建好的包含 50000 个页的堆文件上实现按照 trace 文件操作数据库堆文件进行了磁盘 IO 次数、缓冲命中率、运行时间、被替换的数量、数据结构维护时间 等性能数据的测量与对比。本项目有以下发现: 1) LRU-2 策略相比于其他版本的替换策略在磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量指标上效果更好。2) LRU-k 中 k 的设置不是越大越好。3) LRU-k(k=2,3,4) 策略在磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量上效果比 LRU 好。4) Clock 算法在运行时间 和数据结构维护时间 上比 LRU 系算法好, 但是在磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量指标上效果较差。

## 2 管理器设计

本项目主要有 4 部分组成, 包含存储管理器、缓冲管理器、性能评估器、驱动程序。

### 2.1 存储管理器

存储管理器使用 page ID 作为索引方式。一个 page 的大小为  $\text{FRAME SIZE} = 4\text{KB}$ 。一个 page 的从文件开始的偏移为  $[\text{pageID} * \text{pageSize}, (\text{pageID} + 1) * \text{pageSize}]$ 。存储管理器 主要提供了 ReadPage 和 WritePage 接口供缓冲管理器 调用, 分别对应读、写操作。每次读写操作的大小为 1 个 page 大小。其他接口功能比较简单直接, 因此不再赘述。

### 2.2 缓冲管理器

一个事务通过 FixPage 接口请求一个已经存在的 page。当上层事务使用完这个 page 之后, 会通过 UnfixPage 来提示缓冲管理器 对该 page 的使用结束, 可以将记录使用该 page 的数量减少。当上层事务要求新 page 时, 会通过 FixNewPage 请求获得新 page。

缓冲管理器 主要是因为存在加速上层索引、文件、记录管理器请求响应的需求而出现的。为了达到这一目的, 缓冲管理器 将频繁访问的 page 放到内存中 (这里为 GlobalBuf), 并且 BCB 来存储这个 page 的状态信息, 包括是否 dirty, 当前使用该 page 的事务数量, frame 和 page 的映射、是否加锁等。

由于内存资源有限, 因此当缓冲被填满时, 需要将一些替代代价低的页替换出去, 并从存储管理器 中获得请求所需要的页, 并加入到缓冲中, 维护相关信息。在选择受害者时, 存在替换策略的问题, 本项目实现了常见的替换策略 LRU、LRU-K、Clock, 并且还实现了一个非常简单的 naive 版本。

#### 2.2.1 page 和 frame 对应关系设计

本项目中 page 和 frame 的关系如图 1 所示。只要有一个 frame 是空闲的, 就会将其分配给没有 frame 对应的新 page。分配完成之后, 会将  $\text{frame} \rightarrow \text{page}$  的映射存入 f2p 中。而  $\text{page} \rightarrow \text{frame}$  的关系则通过键为 page, 值为 BCB 链表的哈希表 p2bcb 进行存储。具体来说, 要从一个 page 找到 frame ID, 需要:

1. 通过哈希函数得到  $\text{pageHash} = \text{Hash}(\text{page ID})$

2. 通过 pageHash 和 p2bcb 得到 BCB 链表头指针
3. 在 BCB 链表中比对 BCB 中存储的 page ID，得到 BCB 之后返回 frame ID

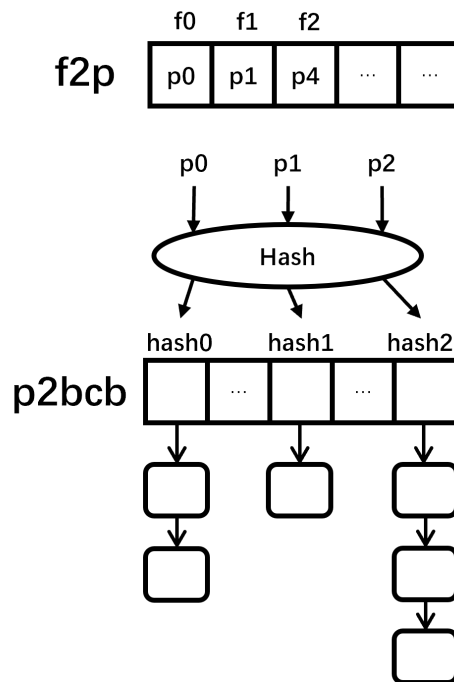


图 1 f2p 和 p2bcb 结构

### 2.2.2 BCB 链表

BCB 结构定义如代码 1 所示。

```
class BCB {
public:
    BCB(int pageid, int frameid)
        : pageID(pageid), frameID(frameid), latch(0), count(0), dirty(0), next(nullptr) {}
    int pageID;
    int frameID;
    int latch;
    int count;
    int dirty;
    BCB* next;
};
```

代码 1 BCB 结构定义

### 2.2.3 FixPage 操作流程

操作流程如图 2 所示。

### 2.2.4 替换流程

在图 2 的操作流程中，需要通过 SelectVictim 选择合适的受害者并进行替换，同时还需要维护 BCB, f2p, p2bcb 以及替换策略实现者内部的数据结构。SelectVictim 的流程如图 3 所示。

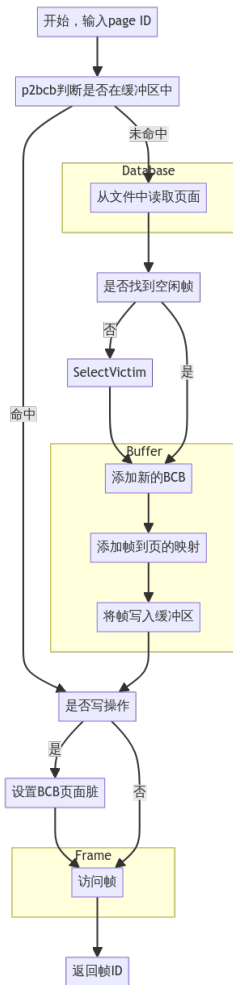


图 2 FixPage 操作流程

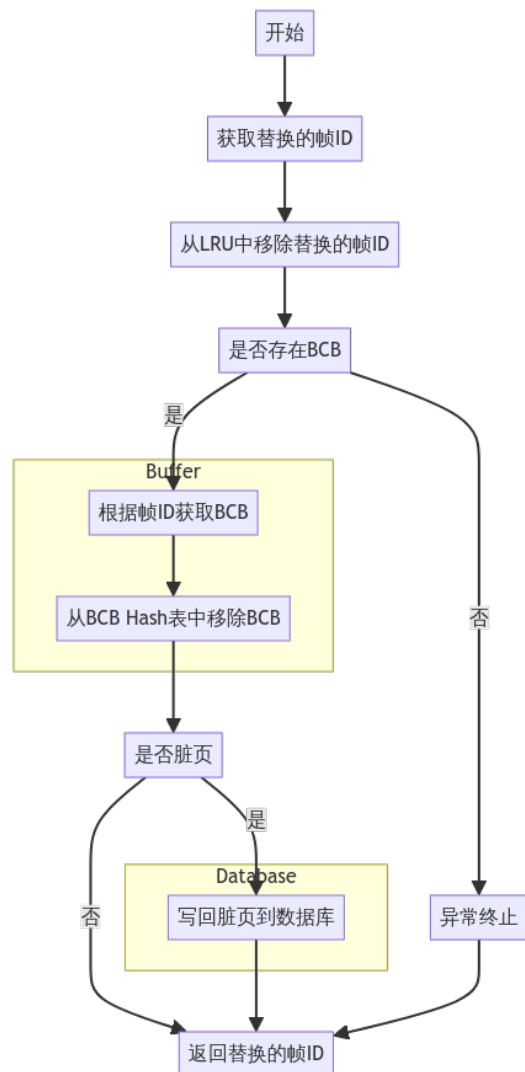


图 3 SelectVictim 操作流程

## 2.2.5 替换策略

### 2.2.5.1 naive

每次只选择 0 号 frame 进行替换。见../src/BMgr.cc

### 2.2.5.2 LRU

每次选择队尾作为 victim。每次访问都放到队头（如果在 LRU 链表存在，则先删除，后放到队头），见../src/LRUBMgr.cc 50 行以上。

### 2.2.5.3 LRU-K

维护两个列表，访问次数  $\geq K$  的放到一个热表，否则放到另一个冷表。优先替换冷表。见../src/LRUBMgr.cc 50 行以下。

### 2.2.5.4 Clock

当 clock 未满的时候，不断增加 current 并填充新访问的 frameID，设置 referenced 为 true。当 clock 满的时候，如果要访问的 frame 在 clock 中存在，则将相应项中的 referenced 设置为 true。否则表示已经替换了受害者页，需要设置新的 frame ID。此时直接在 current 指针下设置 frame ID 并设置 referenced 为 true。

在选择受害者时，不断将 `referenced == true` 的项设置为 `referenced = false`。一旦找到一个 `referenced` 为 `false` 的项，则作为受害者返回 `frame ID`。

## 2.3 性能评估器

性能评估器主要用于评估磁盘 IO 次数、缓冲命中率、运行时间、被替换的数量、数据结构维护时间。其中：

1. 磁盘 IO 次数 通过存储管理器的 `ReadPage` 和 `WritePage` 接口的调用次数确定。
2. 缓冲命中率 通过 `FixPage` 中是否找到 `BCB` 确定。如果找到，则为 `hit`，否则为 `miss`。
3. 运行时间 为所有 `Read`, `Write` 以及最后的 `WriteDirtys` 操作的时间求和组成。
4. 被替换的数量 为 `SelectVictim` 对被替换页的数量，包括被替换的干净页、脏页。干净和脏通过 `BCB` 的 `dirty` 位进行区分。
5. 数据结构维护时间 主要通过插桩得到，是不同替换策略维护数据结构所花费的时间累计和。

源代码见 `../include/Evaluator.h`

## 2.4 驱动程序

驱动器主要是用于解析待测负载文件并转换为对缓冲管理器的操作序列。同时驱动器还用于驱动生成性能测试数据。源代码见 `../main.cpp`

# 3 运行结果

运行方式见 `../README.md`。

统计指标见小节 2.3 的说明。

## 3.1 不同替换策略的性能对比

由于请求中 80% 的请求在前 20% 的页号上，因此为了充分发挥缓存的作用，将缓存大小 `BUFSIZE` 设置为  $12288 > 10000 = \frac{1}{2} \times 50000$ 。

不同策略的性能对比如图 4 - 图 8 所示。可以发现 LRU-2 策略相比于其他版本的替换策略在磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量指标上效果更好。LRU-k(k=2,3,4)策略在磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量上效果比 LRU 好。LRU 算法的磁盘 IO 次数甚至比不过 naive 版本的实现。

在 LRU-k 系列算法中，随着 K 增大，磁盘 IO 次数 并没有减少，缓冲命中率 也有所降低，被替换的数量 也有所减少。说明 k 不是越大越好。

同时 Clock 算法相比于 LRU 系算法在运行时间 和数据结构维护时间 上效果较好，但是磁盘 IO 次数、缓冲命中率、被替换的数量指标上效果甚至比 naive 算法还要差。

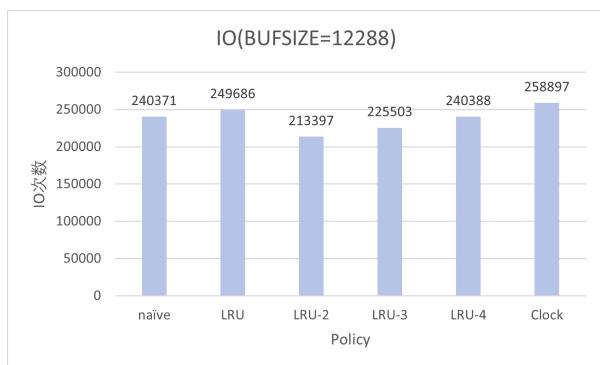


图4 BUFSIZE=12288 时不同策略的磁盘IO次数

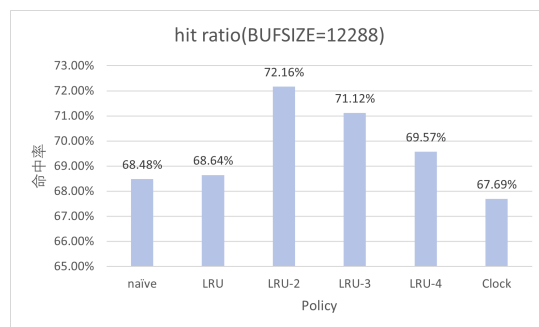


图6 BUFSIZE=12288 时不同策略的缓冲命中率

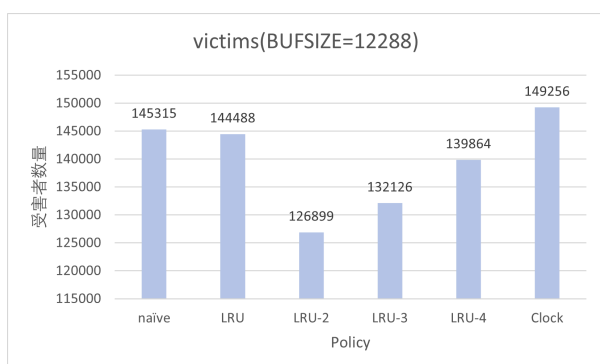


图5 BUFSIZE=12288 时不同策略的被替换的数量

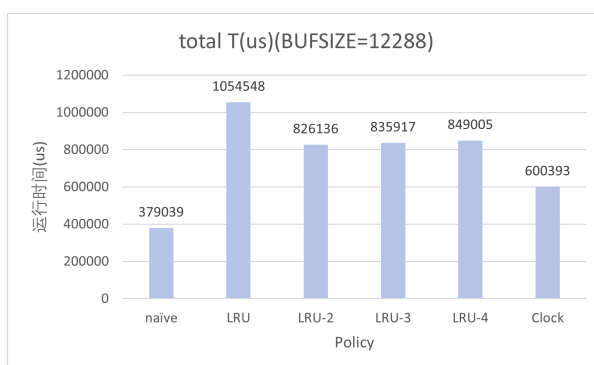


图7 BUFSIZE=12288 时不同策略的运行时间

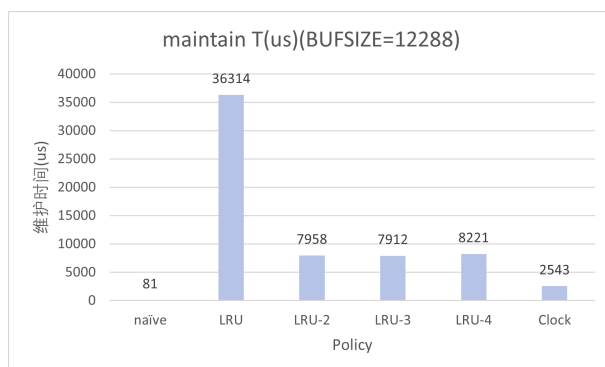


图8 BUFSIZE=12288 时不同策略的数据结构维护时间

### 3.2 LRU-2 算法在不同 BUFSIZE 下的性能变化

不同 BUFSIZE 对于替换策略的效果也有影响。对于 LRU-2 算法来说，其磁盘 IO 次数、缓冲命中率、运行时间的变化如图 9 - 图 11 所示。当 BUFSIZE 增大时，磁盘 IO 次数、缓冲命中率、运行时间效果都显著变好。但是当 BUFSIZE 进一步扩大时，运行时间并没有进一步减少，主要是因为 BUFSIZE 太大导致维护代价变高，如图 12 所示。

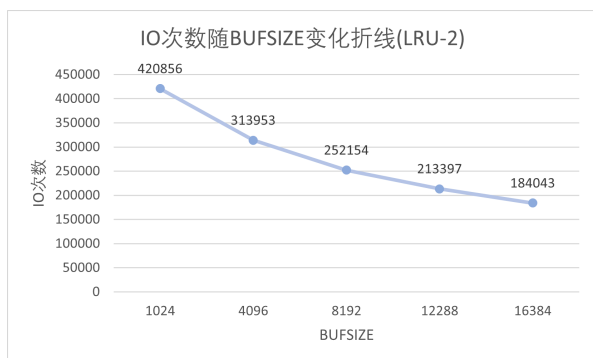


图9 LRU-2 磁盘IO次数随BUFSIZE变化折线图

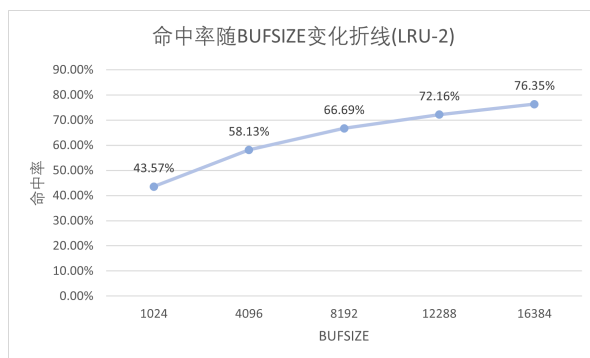


图10 LRU-2 缓冲命中率随BUFSIZE变化折线图

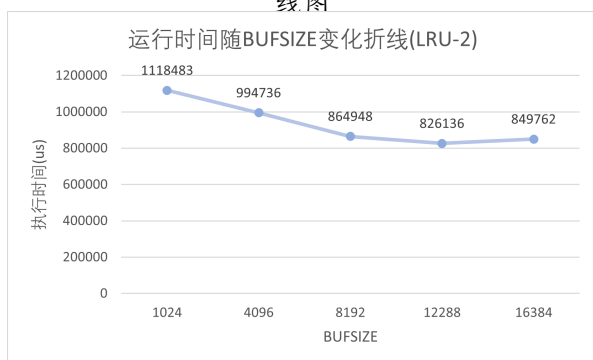


图11 LRU-2 运行时间随BUFSIZE变化折线图

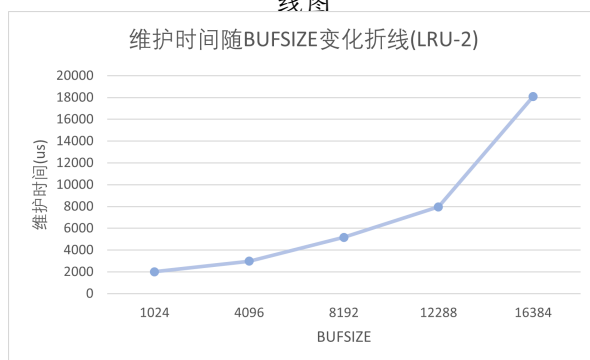


图12 LRU-2 数据结构维护时间随BUFSIZE变化折线图

## 4 总结

本项目实现了存储管理器、缓冲管理器以及多种替换策略。在替换策略的对比中发现LRU-2的效果较好。LRU-k中k的设置不是越大越好。Clock算法在运行时间和数据结构维护时间上比LRU系算法好，但是在磁盘IO次数、缓冲命中率、被替换的数量指标上效果较差。