Part 6 索引的数据结构

1. 索引及其优缺点

1.1 优点

- 提高数据检索的效率，降低`数据库的IO成本`，这也是创建索引最主要的原因。
- 通过创建唯一索引，可以保证数据库表中每一行`数据的唯一性`。
- 在实现数据的参考完整性方面，可以`加速表和表之间的连接`。换句话说，对于有依赖关系的子表和父表联合查询时，可以提高查询速度。
- 在使用分组和排序子句进行数据查询时，可以显著`减少查询中分组和排序的时间`，降低了CPU的消耗。

1.2 缺点

- 创建索引和维护索引要`耗费时间`，并且随着数据量的增加，所耗费的时间也会增加。
- 索引需要占`磁盘空间`，除了数据表占数据空间之外，每一个索引还要占一定的物理空间`存储在磁盘上`，如果有大量的索引，索引文件就可能比数据文件更快达到最大文件尺寸。
- 虽然索引大大提高了查询速度，同时却会`降低更新表的速度`。当对表中的数据进行增加、删除和修改的时候，索引也要动态地维护，这样就降低了数据的维护速度。

2. InnoDB中索引的推演

2.1 索引之前的查找

```
SELECT [列名列表] FROM 表名 WHERE 列名 = xxx;
```

2.1.1 在一个页中的查找

假设目前表中的记录比较少，所有的记录都可以被存放在一个页中，在查找记录的时候可以根据搜索条件的不同分为两种情况：

- 以主键为搜索条件
  - 可以在页目录中使用`二分法`快速定位到对应的槽，然后再遍历该槽对应分组中的记录即可快速找到指定的记录。
- 以其他列作为搜索条件
  - 因为在数据页中并没有对非主键建立所谓的页目录，所以我们无法通过二分法快速定位相应的槽。依次遍历记录。

2.1.2 在很多页中查找

大部分情况下我们表中存放的记录都是非常多的，需要好多的数据页来存储这些记录。在很多页中查找记录的话可以分为两个步骤：

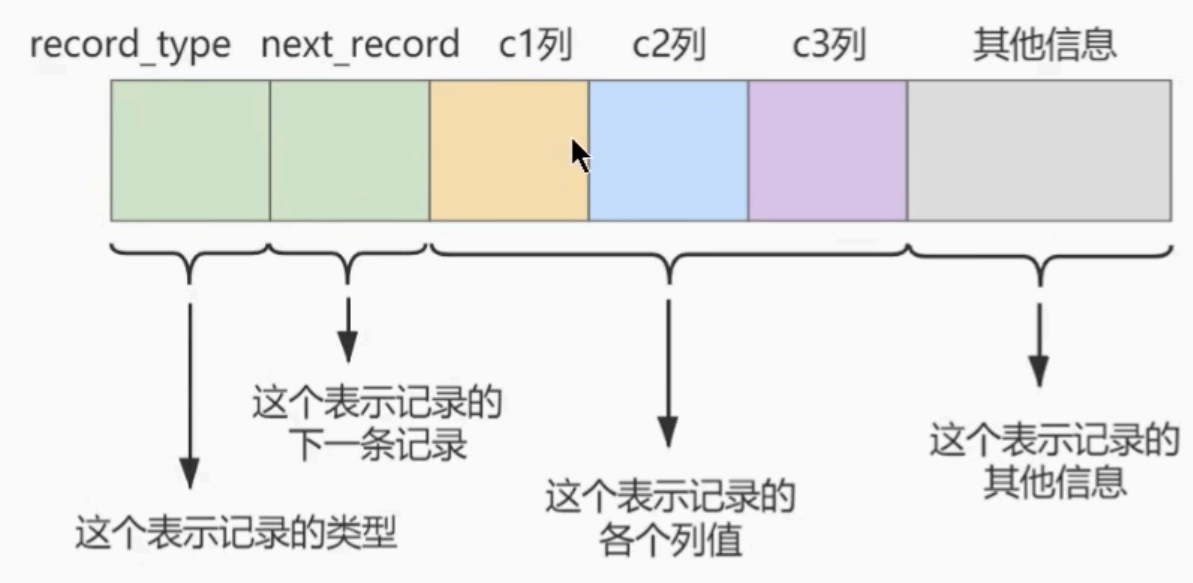
1. 定位到记录所在的页。
2. 从所在的页内查找相应的记录。

在没有索引的情况下，不论是根据主键列或者其他列的值进行查找，由于我们并不能快速的定位到记录所在的页，所以只能`从第一个页`沿着`双向链表`一直往下找，在每一个页中根据我们上面的查找方式去查找指定的记录。因为要遍历所有的数据页，所以这种方式显然是`超级耗时`的。

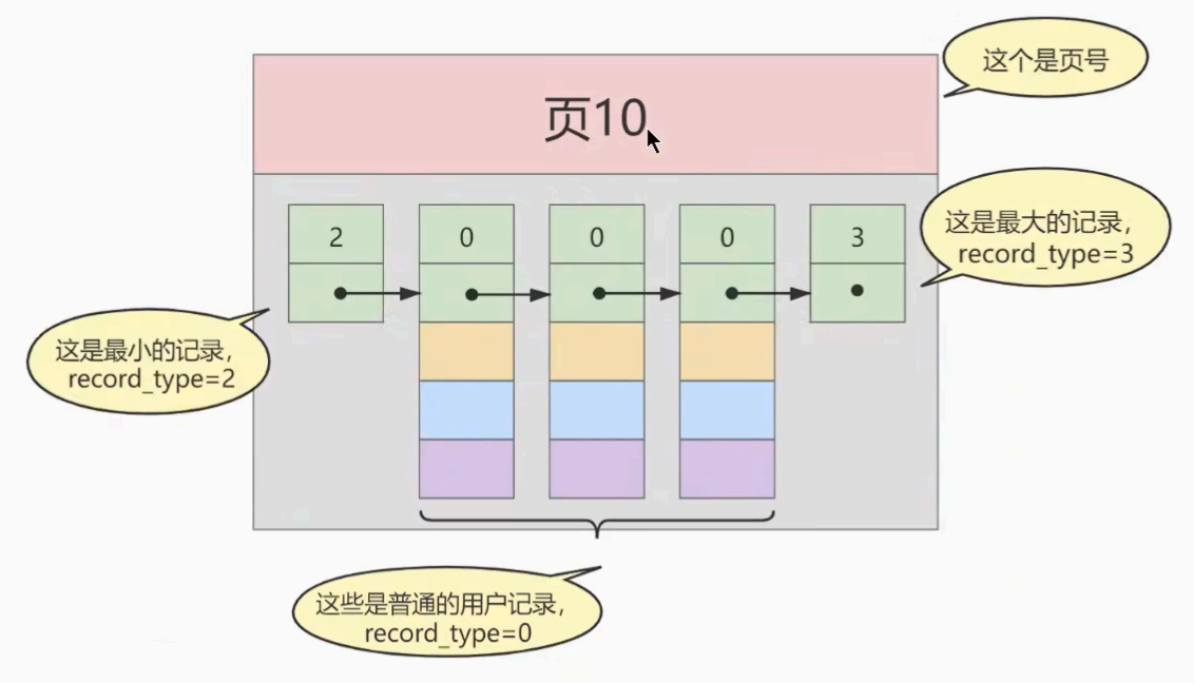
2.2 设计索引

```
mysql> CREATE TABLE index_demo(
    -> c1 INT,
    -> c2 INT,
    -> c3 CHAR(1),
    -> PRIMARY KEY(c1)
    -> ) ROW_FORMAT = Compact;
```

这个新建的`index_demo`表中有2个INT类型的列，1个CHAR(1)类型的列，而且我们规定了c1列为主键，这个表使用`Compact`**行格式**来实际存储记录的。



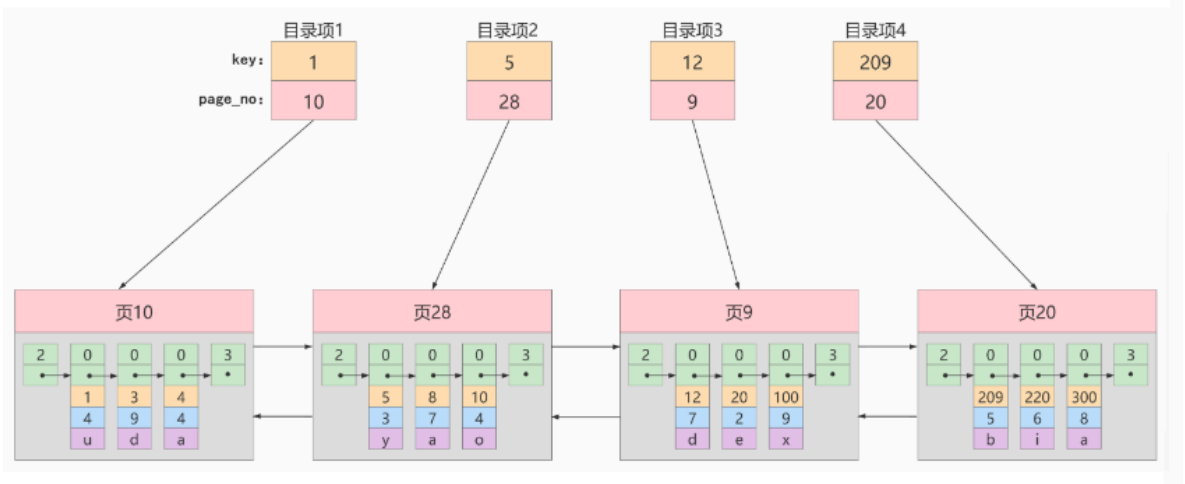
- `record_type`：记录头信息的一项属性，表示记录的类型，`0`表示普通记录、`1`表示目录项记录、`2`表示最小记录、`3`表示最大记录。
- `next_record`：记录头信息的一项属性，表示下一条地址相对于本条记录的地址偏移量，我们用箭头来表明下一条记录是谁。
- `各个列的值`：这里只记录在`index_demo`表中的三个列，分别是`c1`、`c2`和`c3`。
- `其他信息`：除了上述3种信息以外的所有信息，包括其他隐藏列的值以及记录的额外信息。



1. 一个简单的索引设计方案

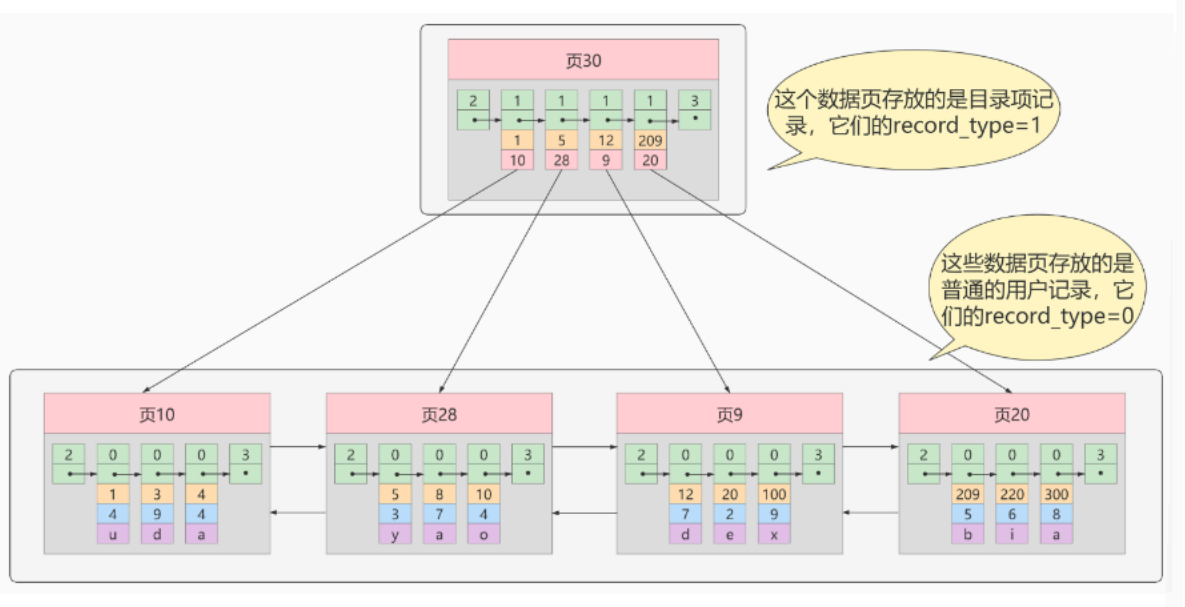
如果我们`想快速的定位到需要查找的记录在哪些数据页`中该咋办？我们可以为快速定位记录所在的数据页而`建立一个目录`，建这个目录必须完成下边这些事：

- **下一个数据页中用户记录的主键值必须大于上一个页中用户记录的主键值。**
  - 如果出现冲突，则需要进行**页分裂。**
- **给所有的页建立一个目录项。**



2. InnoDB中的索引方案

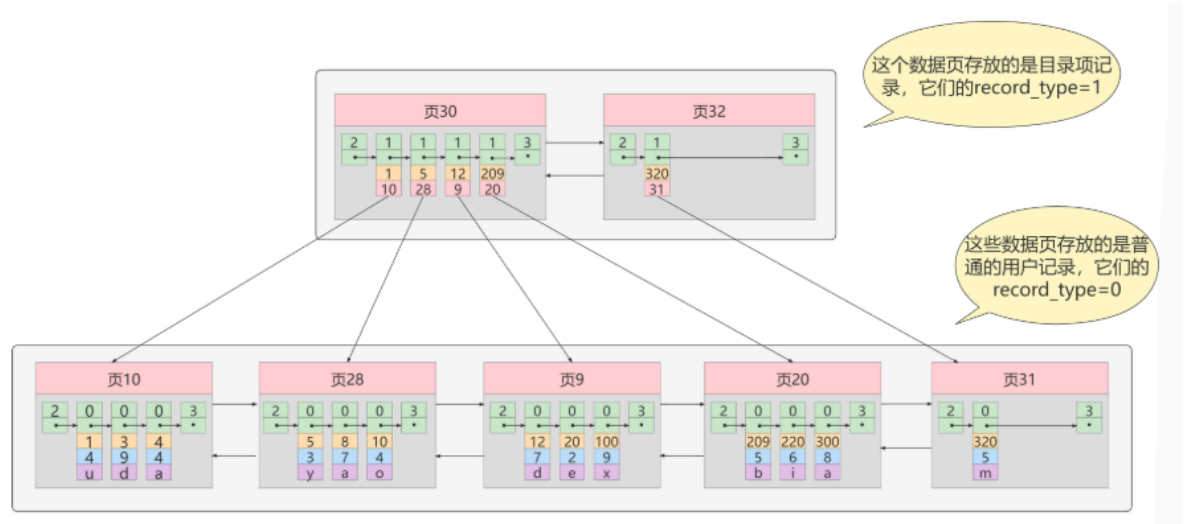
① 迭代1次：目录项纪录的页



从图中可以看出来，我们新分配了一个编号为30的页来专门存储目录项记录。这里再次强调 目录项记录 和普通的 用户记录 的不同点：

- 目录项记录 的 record_type 值是1，而 普通用户记录 的 record_type 值是0。
- 目录项记录只有 主键值和页的编号 两个列，而普通的用户记录的列是用户自己定义的，可能包含很 多列 ，另外还有InnoDB自己添加的隐藏列。
- 了解：记录头信息里还有一个叫 min_rec_mask 的属性，只有在存储 目录项记录 的页中的主键值最小的 目录项记录 的 min_rec_mask 值为 1 ，其他别的记录的 min_rec_mask 值都是 0 。
- 相同点：两者用的是一样的数据页，都会为主键值生成 Page Directory （页目录），从而在按照主键 值进行查找时可以使用 二分法 来加快查询速度。

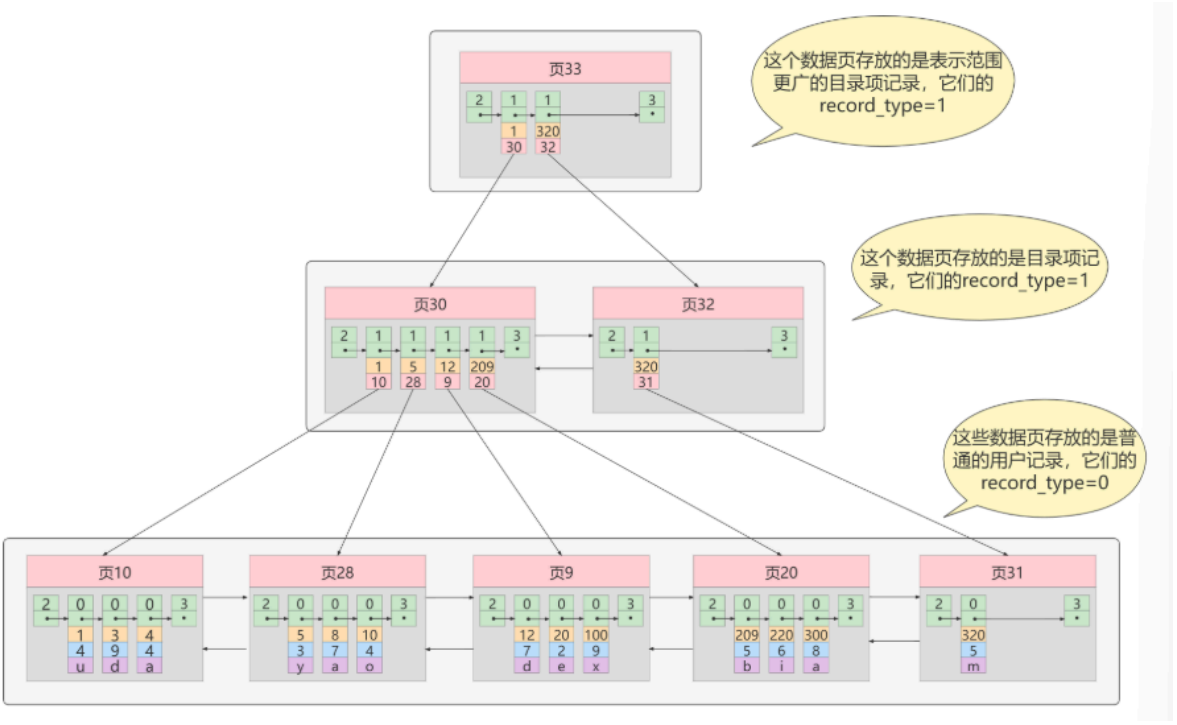
② 迭代2次：多个目录项纪录的页



现在因为存储目录项记录的页不止一个，所以如果我们想根据主键值查找一条用户记录大致需要3个步骤。

- 确定目录项记录页
- 通过目录项记录页确定用户记录真实所在的页
- 在真实存储用户记录的页中定位到具体的记录。

③ 迭代3次：目录项记录页的目录页



④ B+Tree

所以一般情况下，我们用到的B+树都不会超过4层，那我们通过主键值去查找某条记录最多只需要做4个页面内的查找（查找3个目录项页和一个用户记录页），又因为在每个页面内有所谓的 Page Directory（页目录），所以在页面内也可以通过二分法实现快速定位记录。

2.3 常见索引概念

2.3.1 聚簇索引

特点：

1. 使用记录主键值的大小进行记录和页的排序，这包括三个方面的含义：
   - `页内`的记录是按照主键的大小顺序排成一个`单向链表`。
   - 各个存放`用户记录的页`也是根据页中用户记录的主键大小顺序排成一个`双向链表`。
   - 存放`目录项记录的页`分为不同的层次，在同一层次中的页也是根据页中目录项记录的主键大小顺序排成一个`双向链表`。
2. B+树的`叶子节点`存储的是完整的用户记录。

   所谓完整的用户记录，就是指这个记录中存储了所有列的值（包括隐藏列）。

优点：

- `数据访问更快`，因为聚簇索引将索引和数据保存在同一个B+树中，因此从聚簇索引中获取数据比非聚簇索引更快
- 聚簇索引对于主键的`排序查找`和`范围查找`速度非常快
- 按照聚簇索引排列顺序，查询显示一定范围数据的时候，由于数据都是紧密相连，数据库不用从多个数据块中提取数据，所以`节省了大量的io操作`。

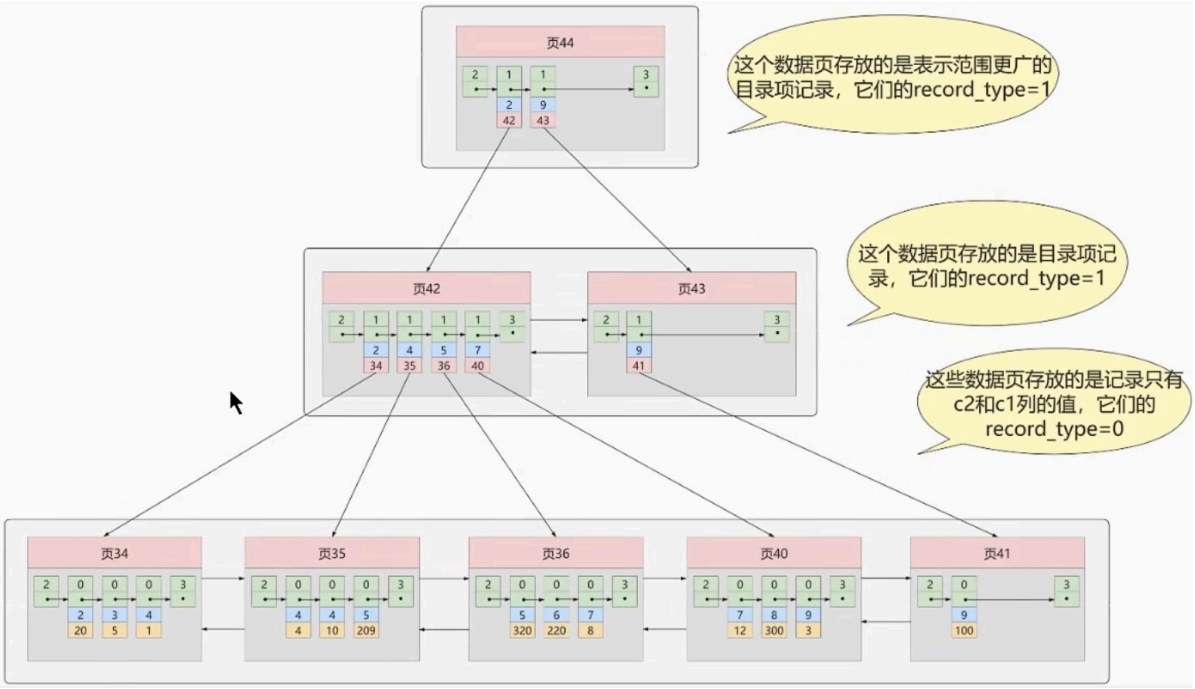
缺点：

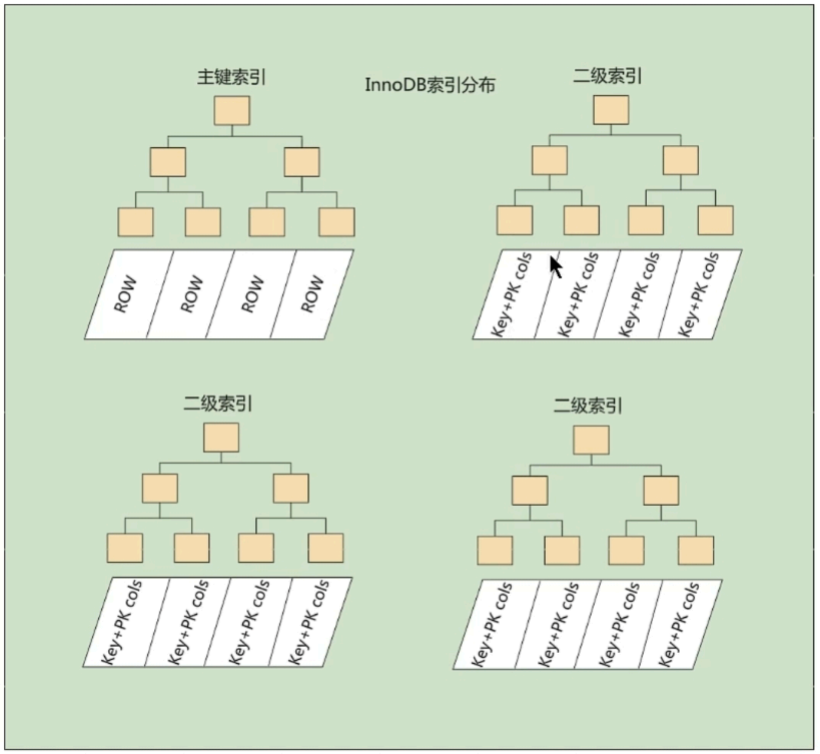
- `插入速度严重依赖于插入顺序`，按照主键的顺序插入是最快的方式，否则将会出现页分裂，严重影响性能。因此，对于InnoDB表，我们一般都会定义一个**自增ID列为主键**
- `更新主键的代价很高`，因为将会导致被更新的行移动。因此，对于InnoDB表，我们一般定义**主键为不可更新**
- `二级索引访问需要两次索引查找`，第一次找到主键值，第二次根据主键值找到行数据

2.3.2 二级索引（辅助索引、非聚簇索引）

二级索引叶子节点中存储的是建立二级索引的键值和主键值。如果存储了记录中所有的数据，则造成冗余。

概念：回表 我们根据这个以c2列大小排序的B+树只能确定我们要查找记录的主键值，所以如果我们想根据c2列的值查找到完整的用户记录的话，仍然需要到`聚簇索引`中再查一遍，这个过程称为`回表`。也就是根据c2列的值查询一条完整的用户记录需要使用到`2`棵B+树（以C2建立的二级索引B+树，以及以主键建立的聚簇索引B+树）！





- 聚簇索引叶子上存的是数据记录，非聚簇索引叶子上存的是数据位置。
- 一个表只能有一个聚簇索引，有多个非聚簇索引。
- 使用聚簇索引查询效率高，但若对数据进行插入，删除，更新等操作会比非聚簇索引低。（比如有任何更新，聚簇索引都要更新，但非聚簇索引只有涉及到相关字段的需要更新）

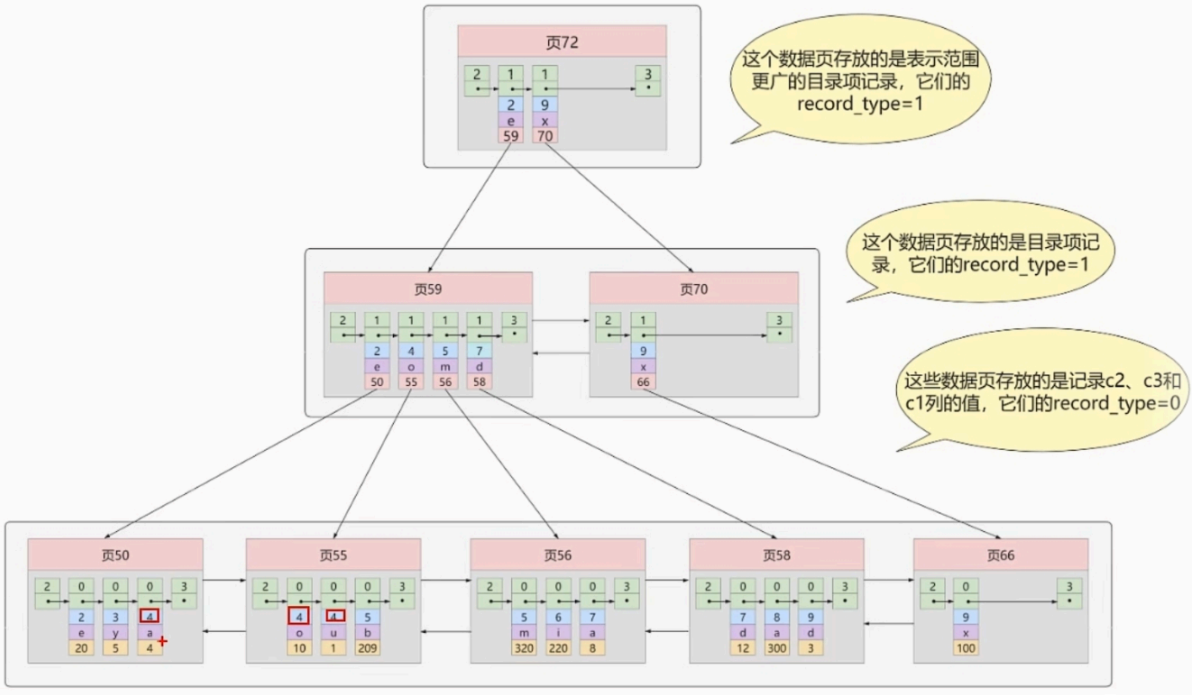
2.3.3 联合索引

我们也可以同时以多个列的大小作为排序规则，也就是同时为多个列建立索引，比方说我们想让B+树按照`c2和c3列`的大小进行排序，这个包含两层含义：

- 先把各个记录和页按照c2列进行排序。
- 在记录的c2列相同的情况下，采用c3列进行排序

注意一点，以c2和c3列的大小为排序规则建立的B+树称为`联合索引`，本质上也是一个二级索引。它的意思与分别为c2和c3列分别建立索引的表述是不同的，不同点如下：

- 建立`联合索引`只会建立如上图一样的1棵B+树。
- 为c2和c3列分别建立索引会分别以c2和c3列的大小为排序规则建立2棵B+树。



如图所示，我们需要注意以下几点：

- 每条 目录项记录 都由 c2、c3、页号 这三个部分组成，各条记录先按照c2列的值进行排序，如果记录的c2列相同，则按照c3列的值进行排序。
- B+树 叶子节点 处的用户记录由 c2、c3和主键c1列 组成。

注意一点，以c2和c3列的大小为排序规则建立的B+树称为 联合索引 ，本质上也是一个二级索引。它的意思与分别为c2和c3列分别建立索引的表述是不同的，不同点如下：

- 建立 联合索引 只会建立如上图一样的1棵B+树。
- 为c2和c3列分别建立索引会分别以c2和c3列的大小为排序规则建立2棵B+树。

2.4 InnoDB的B+树索引的注意事项

1. 根页面位置万年不动

实际上的B+树形成过程

- 每当为某个表创建一个B+树索引（聚簇索引不是人为创建的，默认就有）的时候，都会为这个索引创建一个 根节点 页面。最开始表中没有数据的时候，每个B+树索引对应的 根节点 中既没有用户记录，也没有目录项记录。
- 随后向表中插入用户记录时，先把用户记录存储到这个 根节点 中。
- 当根节点中的可用 空间用完时 继续插入记录，此时会将根节点中的所有记录复制到一个新分配的页，比如 页a 中，然后对这个新页进行 页分裂 的操作，得到另一个新页，比如 页b 。这时新插入的记录根据键值（也就是聚簇索引中的主键值，二级索引中对应的索引列的值）的大小就会被分配到 页a 或者 页b 中，而 根节点 便升级为存储目录项记录的页。

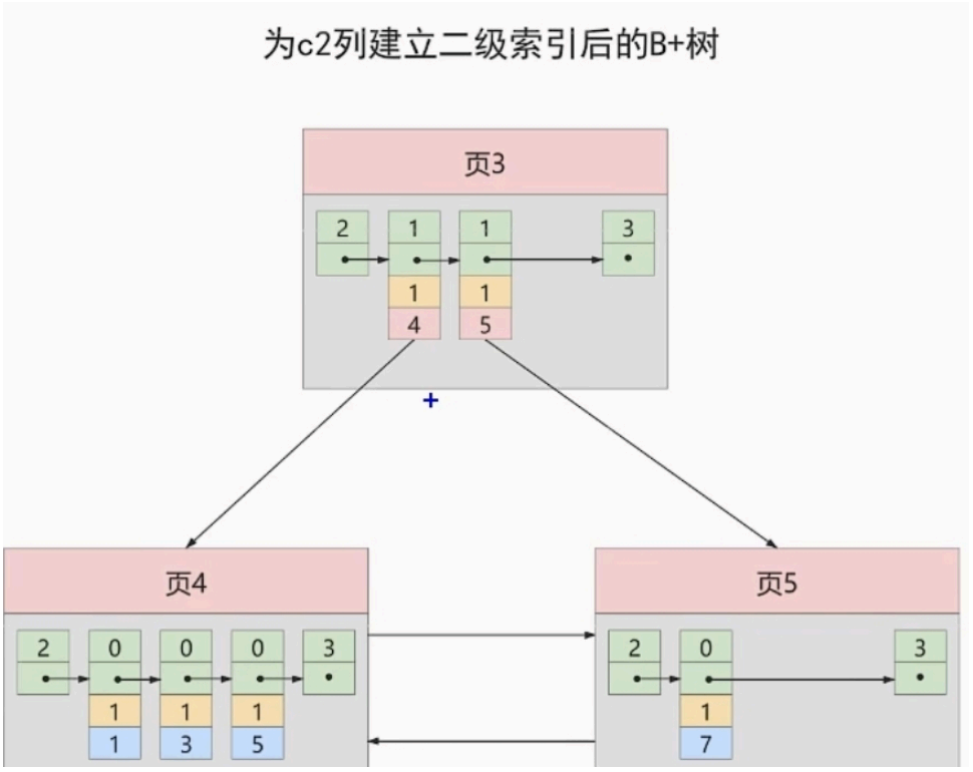
这个过程特别注意的是：一个B+树索引的根节点自诞生之日起，便不会再移动。这样只要我们对某个表建立一个索引，那么它的根节点的页号便会被记录到某个地方，然后凡是 InnoDB 存储引擎需要用到这个索引的时候，都会从那个固定的地方取出根节点的页号，从而来访问这个索引。

2. 内节点中目录项记录的唯一性

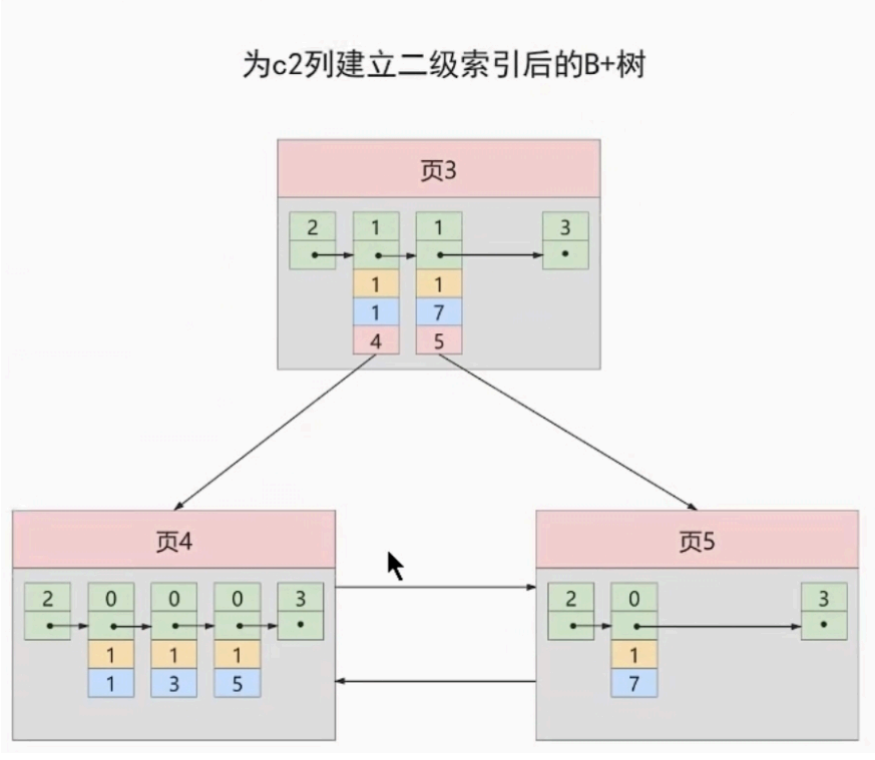
我们知道B+树索引的内节点中目录项记录的内容是 索引列+页号 的搭配，但是这个搭配对于二级索引来说有点不严谨。还拿 index_demo 表为例，假设这个表中的数据是这样的：

c1	c2	c3
1	1	'u'
3	1	'd'
5	1	'y'
7	1	'a'

如果二级索引中目录项的内容只是`索引号+页号`的搭配的话，那么为`c2`列建立索引后的B+树应该长这样：



这里页三中"1"是不唯一的。



将主键值插入索引，保证唯一性。

3. 一个页面最少存储2条记录

这样才能保证形成B+树。

3. MyISAM中的索引方案

B树索引适用存储引擎如表所示：

索引/存储引擎	MyISAM	InnoDB	Memory
B-Tree索引	支持	支持	支持

即使多个存储引擎支持同一种类型的索引，但是他们的实现原理也是不同的。Innodb和MyISAM默认的索引是Btree索引；而Memory默认的索引是Hash索引。MyISAM引擎使用`B+Tree`作为索引结构，叶子节点的data域存放的是`数据记录的地址`。

3.1 MyISAM索引的原理

使用 MyISAM 存储引擎的表会把索引信息另外存储到一个称为 索引文件 的另一个文件中。 MyISAM 会单独为表 的主键创建一个索引, 只不过在索引的叶子节点中存储的不是完整的用户记录, 而是主键值 + 数据记录地址 的组合。

仅保存数据记录的地址。

3.2 MyISAM 与 InnoDB对比

MyISAM的索引方式都是“非聚簇”的，与InnoDB包含1个聚簇索引是不同的。

小结两种引擎中索引的区别：

① 在InnoDB存储引擎中，我们只需要根据主键值对`聚簇索引`进行一次查找就能找到对应的记录，而在`MyISAM`中却需要进行一次`回表`操作，意味着MyISAM中建立的索引相当于全部都是`二级索引`。

② InnoDB的数据文件本身就是索引文件，而MyISAM索引文件和数据文件是`分离的`，索引文件仅保存数据记录的地址。

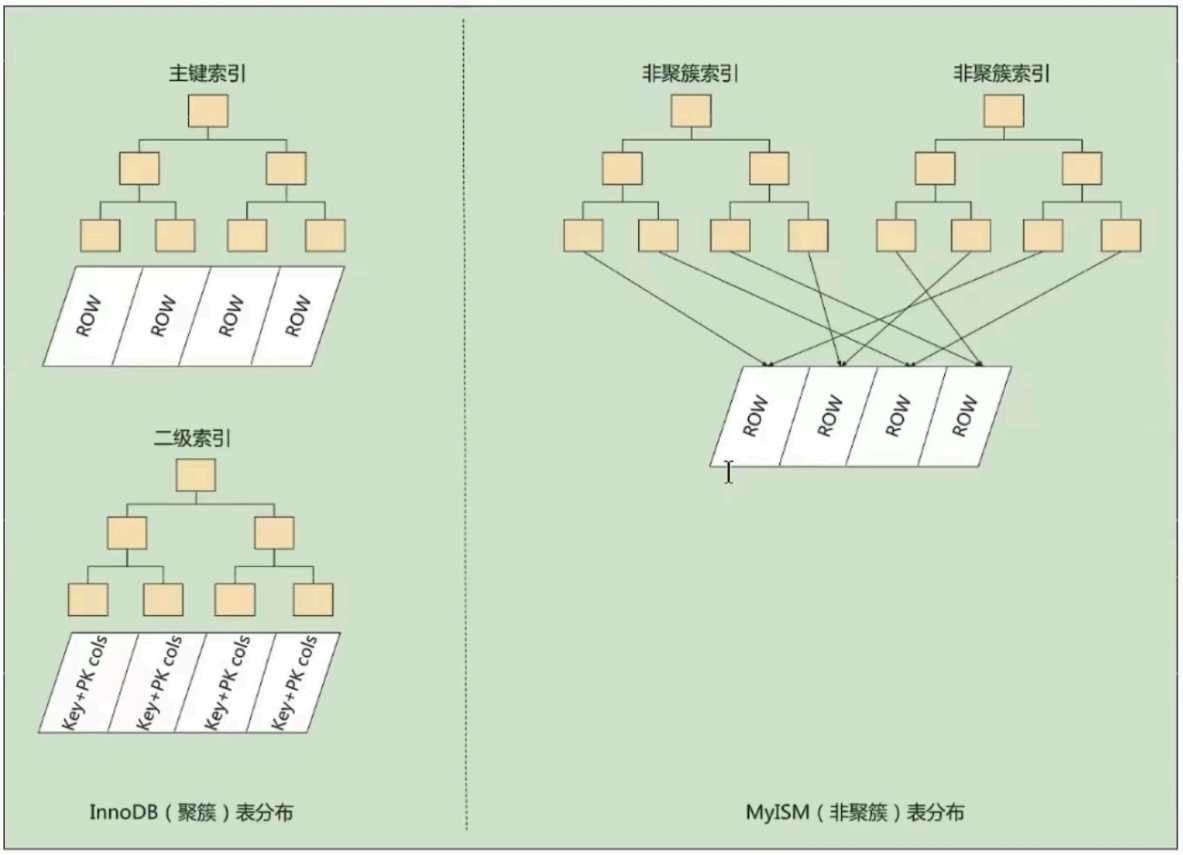
③ InnoDB的非聚簇索引data域存储相应记录`主键的值`，而MyISAM索引记录的是`地址`。换句话说，InnoDB的所有非聚簇索引都引用主键作为data域。

④ MyISAM的回表操作是十分`快速`的，因为是拿着地址偏移量直接到文件中取数据的，反观InnoDB是通过获取主键之后再去聚簇索引里找记录，虽然说也不慢，但还是比不上直接用地址去访问。

⑤ InnoDB要求表`必须有主键`（`MyISAM可以没有`）。如果没有显式指定，则MySQL系统会自动选择一个可以非空且唯一标识数据记录的列作为主键。如果不存在这种列，则MySQL自动为InnoDB表生成一个隐含字段作为主键，这个字段长度为6个字节，类型为长整型。

不建议使用过长的字段作为主键：所有二级索引都引用主键索引, 过长的主键索引会令二级索引变得过大。

用非单调的字段作为主键在innoDb中不是个好主意：InnoDB数据文件本身是一棵B+Tree, 非单调的 主键会造成在插入新记录时,数据文件为了维持B+Tree的特性而频繁的分裂调整, 十分低效,而使用 自增字段作 为主键则是一个很好的选择



4. 索引的代价

索引是个好东西，可不能乱建，它在空间和时间上都会有消耗：

- **空间上的代价**（占空间）

每建立一个索引都要为它建立一棵B+树，每一棵B+树的每一个节点都是一个数据页，一个页默认会占用`16KB`的存储空间，一棵很大的B+树由许多数据页组成，那就是很大的一片存储空间。

- **时间上的代价**（维护代价）

每次对表中的数据进行`增、删、改`操作时，都需要去修改各个B+树索引。而且我们讲过，B+树每层节点都是按照索引列的值`从小到大的顺序排序`而组成了`双向链表`。不论是叶子节点中的记录，还是内节点中的记录（也就是不论是用户记录还是目录项记录）都是按照索引列的值从小到大的顺序而形成了一个单向链表。而增、删、改操作可能会对节点和记录的排序造成破坏，所以存储引擎需要额外的时间进行一些`记录移位`，`页面分裂`、`页面回收`等操作来维护好节点和记录的排序。如果我们建了许多索引，每个索引对应的B+树都要进行相关的维护操作，会给性能拖后腿。

所以需要注意的是能在哪些地方建立索引，不在哪些地方建立索引。

5. MySQL数据结构选择的合理性

主要考虑IO次数。

- 全表遍历
- Hash结构
  - 哈希的查找插入修改删除的平均时间复杂度为常数级别。
  - 效率上比B+树更合适
  - 不使用哈希而使用树形的原因
    - 哈希仅满足等于，不等于和in查询，不能范围查询
    - 数据的存储没有顺序，在order by的情况下，需要进行重新排序。
    - 对联合索引，将索引键合并后一起算的，无法对单独的一个或几个索引键进行查询。
    - 索引列重复值多时，效率变低。
  - 在键值数据库中使用哈希表多，比如redis。
  - 另外, InnoDB 本身不支持 Hash 索引, 但是提供 自适应 Hash 索引 (Adaptive Hash Index) 。如果某个数据经常被访问, 当满足一定条件的时候, 就会将这个数据页的地址存放到 Hash 表中。这样下次查询的时候, 就可以直接找到这个页面的所在位置。这样让 B+树也具备了 Hash 索引的优点。
  - 采用自适应 Hash 索引目的是方便根据 SQL 的查询条件加速定位到叶子节点，特别是当 B+ 树比较深的时 候，通过自适应 Hash 索引可以明显提高数据的检索效率。
    我们可以通过 innodb_adaptive_hash_index 变量来查看是否开启了自适应 Hash，比如：
    `mysql> show variables like '%adaptive_hash_index';`
- 二叉搜索树
  - 磁盘的IO次数和索引树的高度是相关的。
  - 为了提高查询效率，就需要`减少磁盘IO数`。为了减少磁盘IO的次数，就需要尽量`降低树的高度`，需要把原来“瘦高”的树结构变的“矮胖”，树的每层的分叉越多越好。
- AVL树
  - 解决二叉搜索树退化的问题
- B-Tree
  - 每个节点存储的是主键和地址。非叶节点处也有内容。
- B+Tree
  - 只在叶子节点处存储内容。
- B-Tree VS B+Tree
  - B+树的查询效率更高，不需要根据地址再去找记录。
  - B 树和 B+ 树都可以作为索引的数据结构，在 MySQL 中采用的是 B+ 树。
  - 但B树和B+树各有自己的应用场景，不能说B+树完全比B树好，反之亦然。

思考题：为了减少IO，索引树会一次性加载吗?

> 1、数据库索引是存储在磁盘上的，如果数据量很大，必然导致索引的大小也会很大，超过几个G。

> 2、当我们利用索引查询时候，是不可能将全部几个G的索引都加载进内存的，我们能做的只能是：逐一加载每一个磁盘页，因为磁盘页对应着索引树的节点。

思考题：B+树的存储能力如何？为何说一般查找行记录，最多只需1~3次磁盘IO

> InnoDB存储引擎中页的大小为16KB，一般表的主键类型为INT(占用4个字节)或BIGINT(占用8个字节)，指针类型也一般为4或8个字节，也就是说一个页（B+Tree中的一个节点）中大概存储16KB/(8B+8B)=1K个键值，因为是估算，为了方便计算，这里的K取值为10^3。也就是说一个深度为3的B+Tree索引可以维护$10^3 * 10^3 * 10^3 = 10$亿条记录。（这里假定一个数据页也存储10^3条行记录数据了）
>
> 实际情况中每个节点可能不能填充满，因此在数据库中，`B+Tree的高度一般都在2~4层`。MySQL的InnoDB存储引擎在设计时是将根节点常驻内存的，也就是说查找某一键值的行记录时最多只需要1~3次磁盘I/O操作

思考题：为什么说B+树比B-树更适合实际应用中操作系统的文件索引和数据库索引？

> 1.B+树的磁盘读写代价更低
>
> B+树的内部结点并没有指向关键字具体信息的指针。因此其内部结点相对于B树更小。如果把所有同一内部结点的关键字存放在同一盘块中，那么盘块所能容纳的关键字数量也越多。一次性读入内存中的需要查找的关键字也就越多。相对来说IO读写次数也就降低了。
>
> 2、B+树的查询效率更加稳定
>
> 由于非终结点并不是最终指向文件内容的节点，而只是叶子结点中关键字的索引。所有任何关键字的查找必须走一条从根结点到叶子结点的路。所有关键字查询的路径长度相同，导致每一个数据的查询效率相当。

思考题：Hash索引与B+树索引的区别

> 1、Hash索引`不能进行范围查询`，而B+树可以。这是因为Hash索引指向的数据是无序的，而B+树的叶子节点是个有序的链表。
>
> 2、Hash索引`不支持联合索引的最左侧原则`（即联合索引的部分索引无法使用），而B+树可以。对于联合索引来说，Hash索引在计算Hash值的时候是将索引键合并后再一起计算Hash值，所以不会针对每个索引单独计算Hash值。因此如果用到联合索引的一个或者几个索引时，联合索引无法被利用。
>
> 3、Hash索引`不支持 ORDER BY 排序`，因为Hash索引指向的数据是无序的，因此无法起到排序优化的作用，而B+树索引数据是有序的，可以起到对该字段ORDER BY 排序优化的作用。同理，我们也无法用Hash索引进行`模糊查询`，而B+树使用LIKE进行模糊查询的时候，LIKE后面后模糊查询（比如%结尾）的话就可以起到优化作用。
>
> 4、`InnoDB不支持哈希索引`