

# 根号数据结构 & 根号分治

Isaunoya

2024-07-11

# 1. 根号数据结构

---

- 首先，这个是传统意义上的分块。
- 
- 
- 
-

- 首先，这个是传统意义上的分块。
- 疑似有人后面要讲分块，所以这部分可以简单一些！
- 
- 
-

- 首先，这个是传统意义上的分块。
- 疑似有人后面要讲分块，所以这部分可以简单一些！
- 分块是一个块状结构。
- 
-

- 首先，这个是传统意义上的分块。
- 疑似有人后面要讲分块，所以这部分可以简单一些！
- 分块是一个块状结构。
- 可以做一些简单的区间修改，区间查询的操作。
- 比如说，区间加法，区间查询和。

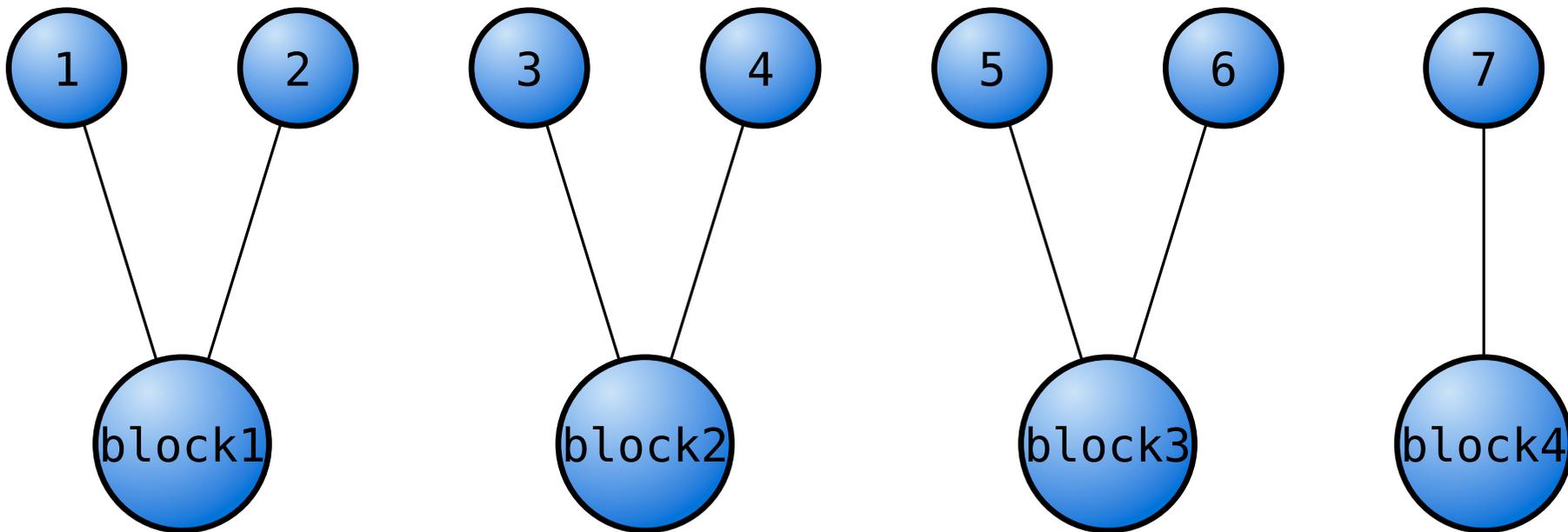
假设一共有 7 个元素，我们设定块长为 2。（初始全都为 0。）

我们可以做如下划分。



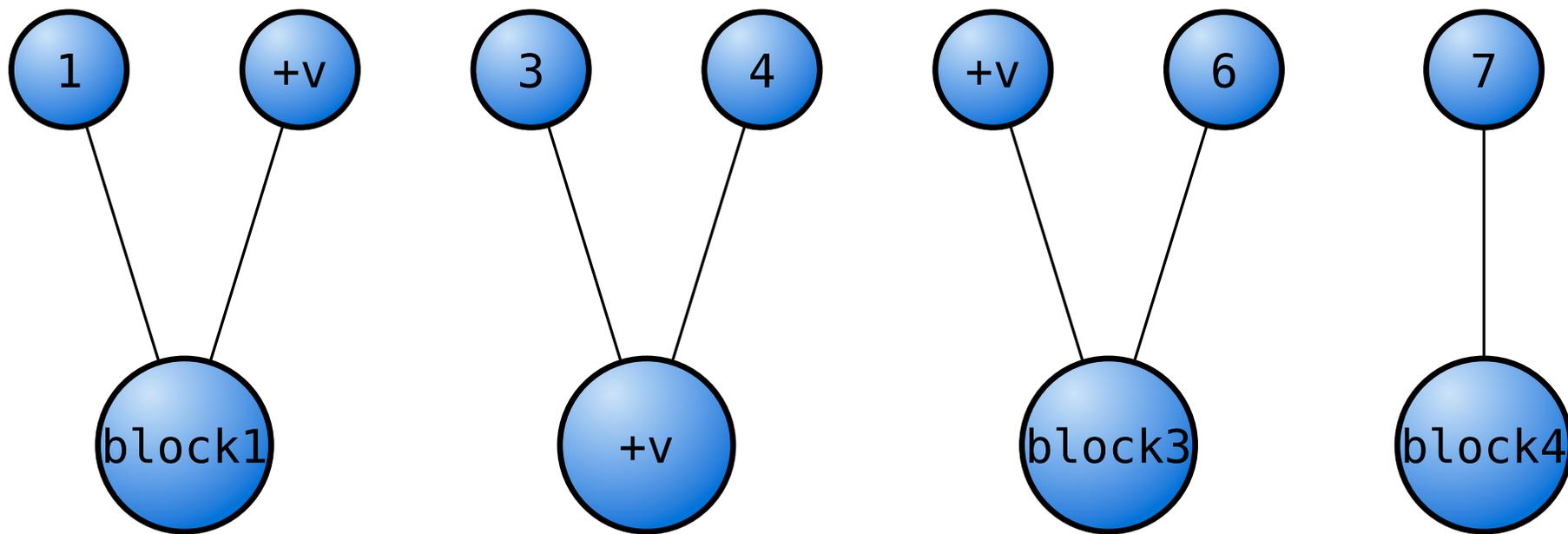
假设一共有 7 个元素，我们设定块长为 2。（初始全都为 0。）

我们可以做如下划分。



假设我们要将  $[2,5]$  区间整体加  $v$ ，我们发现  $[2,5]$  区间完整的包含了 `block2`，以及两个散块，散块不考虑整体处理，而是直接暴力将其加  $v$ （只要将 (2) 和 (5) 直接加），整块（只有 `block2`）直接加上  $v$ 。

假设我们要将  $[2,5]$  区间整体加  $v$ ，我们发现  $[2,5]$  区间完整的包含了 block2，以及两个散块，散块不考虑整体处理，而是直接暴力将其加  $v$ （只要将 (2) 和 (5) 直接加），整块（只有 block2）直接加上  $v$ 。



所以其实是类似线段树的懒标记。

在做这一问题的时候可以简单的认为这就是一个根号叉的线段树。

假设有  $n$  个点，块大小是  $B$ ，那么我们修改的复杂度是  $O(\frac{n}{B} + B)$  的，查询的复杂度也是  $O(\frac{n}{B} + B)$  的。

通过均值不等式，我们可以知道复杂度最优是在  $B = \sqrt{n}$  的时候。

# 试试看！

- 你有一个长度是  $2^n$  的序列  $a$ , 下标从 1 到  $2^n$ . ( $n \leq 18, -10^9 \leq a_i \leq 10^9$ ).
- 你需要对这个序列进行  $q$  ( $q \leq 2 \cdot 10^5$ ) 次操作, 每次操作你都会得到一个整数  $k$  ( $0 \leq k \leq n - 1$ ). 你需要进行如下操作:
- 对于  $\forall i \in [1, 2^n - 2^k]$ , 如果  $a_i$  在本次操作中已经被交换过了, 那么忽略它; 否则, 将  $a_i$  和  $a_{i+2^k}$  进行交换.
- 在这之后, 输出序列最大子段和. 本题中, 最大子段可以一个数都不选.

注意, 每次操作之后不会撤销.

- 也许你想到了一个  $\log$  做法，但是我还是想讲根号做法。
- 
- 
-

- 也许你想到了一个  $\log$  做法，但是我还是想讲根号做法。
- 按照以往经验，得到最大子段和只需要，前缀最大值，后缀最大值，中间的最大值，这些信息合并起来就可以得到区间的最大子段和。
- 
-

- 也许你想到了一个  $\log$  做法，但是我还是想讲根号做法。
- 按照以往经验，得到最大子段和只需要，前缀最大值，后缀最大值，中间的最大值，这些信息合并起来就可以得到区间的最大子段和。
- 其实这题也不例外，我们可以维护一个每个块的前缀，后缀，中间的最大子段和。
-

- 也许你想到了一个  $\log$  做法，但是我还是想讲根号做法。
- 按照以往经验，得到最大子段和只需要，前缀最大值，后缀最大值，中间的最大值，这些信息合并起来就可以得到区间的最大子段和。
- 其实这题也不例外，我们可以维护一个每个块的前缀，后缀，中间的最大子段和。
- 现在这个交换看起来非常棘手，但是你发现他是  $2^k$ ，所以那其实非常好做，因为我们可以很自然想到根号分治，将  $k = 9$  为界，分成两个部分，也就是我取  $B = 2^9$ 。

- 我们先假设交换的都是  $k \geq 9$  的部分。
- 
-

- 我们先假设交换的都是  $k \geq 9$  的部分。
- 那其实是相当于我有  $\frac{N}{B}$  个块，需要打乱相对顺序。
-

- 我们先假设交换的都是  $k \geq 9$  的部分。
- 那其实是相当于我有  $\frac{N}{B}$  个块，需要打乱相对顺序。
- 而我每次查询的时候只需要  $O(\frac{N}{B})$  个信息再合并即可。

## 第二个部分

### 1. 根号数据结构

- 第二个部分是  $k < 9$  的部分。
- 
- 
- 
-

## 第二个部分

### 1. 根号数据结构

- 第二个部分是  $k < 9$  的部分。
- 这等价于块内交换。
- 
- 
-

## 第二个部分

### 1. 根号数据结构

- 第二个部分是  $k < 9$  的部分。
- 这等价于块内交换。
- 但是无论你再怎么交换，块内的排布也顶多是  $B$  种。
- 
-

- 第二个部分是  $k < 9$  的部分。
- 这等价于块内交换。
- 但是无论你再怎么交换，块内的排布也顶多是  $B$  种。
- 也就是我可以事先预处理好，块内的排布对于所有的情况是什么样子的。
- 然后结合第一个部分就可以通过这题了。

参考代码：<https://codeforces.com/contest/1716/submission/262397977>

这里是一个经典的问题。

初始有一个空集合，有两类操作：

- 插入或者删除一个自然数
- 查询集合中的 mex 是多少（mex 即为集合中最小未出现的自然数）

假设第一类操作的个数是  $q_1$  次。

假设第二类操作的个数是  $q_2$  次。

这个问题显然可以通过树状数组修改+树状数组上二分来实现。

（只有删空或者第一次添加的时候需要对树状数组做操作）

这样做的复杂度是  $O((q_1 + q_2) \log n)$ 。

# 根号做法。

## 1. 根号数据结构

- 这题显然的也会有一个根号的做法。
- 
- 
- 
- 
-

- 这题显然的也会有一个根号的做法。
- 注意到我只需要单点修改。
- 单点修改在块里面只需要  $O(1)$  的时间复杂度。
- 全局查询 mex 只需要  $O(\sqrt{n})$  的复杂度，因为我需要查看每个块是否是满的，和二分的方式是类似的。
- 
-

- 这题显然的也会有一个根号的做法。
- 注意到我只需要单点修改。
- 单点修改在块里面只需要  $O(1)$  的时间复杂度。
- 全局查询 mex 只需要  $O(\sqrt{n})$  的复杂度，因为我需要查看每个块是否是满的，和二分的方式是类似的。
- 那么我们容易注意到这个做法其实是  $O(q_1 + q_2\sqrt{n})$  的。
- 在对于  $q_1$  很大而  $q_2$  较小的时候，我们可以采用这个根号平衡的做法。

这题就是 luogu P4137 的部分内容。会莫队的同学可以做一下！

多组数据，给一个长度为  $n$  的排列，多次查询区间  $[l, r]$  有多少个满足  $l \leq i < j \leq r$  的  $(i, j)$  满足  $a_i + a_j$  是一个完全平方数。

数据范围：  $T \leq 5, n \leq 10^5, q \leq 10^5$ 。

- 考虑到对于单个  $a_i$ ，不可能有超过  $\sqrt{n}$  组和它相加是一个完全平方数。

- 

- 

- 

- 

-

- 考虑到对于单个  $a_i$ ，不可能有超过  $\sqrt{n}$  组和它相加是一个完全平方数。
- 假设  $i < j$ ，我们可以枚举右端点，类似 HH 的项链一样。
- 
- 
- 
-

- 考虑到对于单个  $a_i$ ，不可能有超过  $\sqrt{n}$  组和它相加是一个完全平方数。
- 假设  $i < j$ ，我们可以枚举右端点，类似 HH 的项链一样。
- 假设我枚举到  $r$ ，我们计算了  $1 \leq i < j \leq r$  的所有配对。
- 
- 
-

- 考虑到对于单个  $a_i$ ，不可能有超过  $\sqrt{n}$  组和它相加是一个完全平方数。
- 假设  $i < j$ ，我们可以枚举右端点，类似 HH 的项链一样。
- 假设我枚举到  $r$ ，我们计算了  $1 \leq i < j \leq r$  的所有配对。
- 我们只需要将所有符合条件的点对  $(i, j)$  的贡献加在  $i$  这个点上，也就是说，如果我此时想查询  $[l, r]$  有多少个配对，我只需要查询  $[l, r]$  的区间和就可以。
- 因此，该问题需要的修改次数： $O(n\sqrt{n})$ ，查询次数： $O(q)$ 。
- 使用树状数组的复杂度是  $O(n\sqrt{n} \log(n))$ ，难以通过本题。

- 但是我们可以通过  $O(n\sqrt{n})$  次  $O(1)$  修改，以及  $O(q)$  次  $O(\sqrt{n})$  查询，就可以把复杂度维持在根号了！
- 就完美的去掉了一个  $\log(n)$  的复杂度。
-

- 但是我们可以通过  $O(n\sqrt{n})$  次  $O(1)$  修改，以及  $O(q)$  次  $O(\sqrt{n})$  查询，就可以把复杂度维持在根号了！
- 就完美的去掉了  $\log(n)$  的复杂度。
- 所以在复杂度不均衡的时候，通常可以采用这种“根号平衡”的技巧，否则你可能需要采用“莫队二次离线”之类的科技来实现这个东西。

- 这里想讲一个不删除莫队。（莫队能做的事情大概是这个的子集，并且疑似后续有人也要讲这部分。）

- 

- 

-

- 这里想讲一个不删除莫队。（莫队能做的事情大概是这个的子集，并且疑似后续有人也要讲这部分。）

引出一个例题：AT\_joisc2014\_c

- 给一个数组  $A$ ，给  $q$  次询问，每个询问查询  $[l, r]$  中  $(c \cdot A_i)$  的最大值。（其中  $c$  为  $A_i$  在  $[l, r]$  出现的次数。）

- 

-

- 这里想讲一个不删除莫队。（莫队能做的事情大概是这个的子集，并且疑似后续有人也要讲这部分。）

引出一个例题：AT\_joisc2014\_c

- 给一个数组  $A$ ，给  $q$  次询问，每个询问查询  $[l, r]$  中  $(c \cdot A_i)$  的最大值。（其中  $c$  为  $A_i$  在  $[l, r]$  出现的次数。）
- 显然这个操作不可以  $O(1)$  撤销，如果一定要强行撤销的话，需要配合上 multiset 等工具做到  $O(\log)$  的撤销。
-

- 这里想讲一个不删除莫队。（莫队能做的事情大概是这个的子集，并且疑似后续有人也要讲这部分。）

引出一个例题：AT\_joisc2014\_c

- 给一个数组  $A$ ，给  $q$  次询问，每个询问查询  $[l, r]$  中  $(c \cdot A_i)$  的最大值。（其中  $c$  为  $A_i$  在  $[l, r]$  出现的次数。）
- 显然这个操作不可以  $O(1)$  撤销，如果一定要强行撤销的话，需要配合上 multiset 等工具做到  $O(\log)$  的撤销。
- 下面我们引入回滚莫队这一工具来帮我们解决这个问题。

- 定义  $q_i$  是询问，回滚莫队的做法大概就是：
- 分类讨论一下，如果左右指针共处一个块内，直接暴力，就是根号级别的，这种就不用放进  $q_i$  里面。
- 否则把询问丢到左端点的块里，在同一个块里的，按右端点升序排序，假设块是  $[L, R]$ 。

- 
- 
-

- 定义  $q_i$  是询问，回滚莫队的做法大概就是：
- 分类讨论一下，如果左右指针共处一个块内，直接暴力，就是根号级别的，这种就不用放进  $q_i$  里面。
- 否则把询问丢到左端点的块里，在同一个块里的，按右端点升序排序，假设块是  $[L, R]$ 。
- 然后对于每个块求解，由于右端点是递增的，考虑移动右端点。并同时记录  $[R + 1, r]$  的答案。
- 左边的贡献直接从  $[q[i].l, R]$ ，暴力就行了，这样就能得到  $q_i$  的答案。
- 由于不能删除，每次在询问之前记录状态，然后复制一遍，再操作，最后回退到状态  $[R + 1, r]$ 。

- 考虑首先你有  $\frac{N}{B}$  个块，那么对于每个块，都要移动到最右侧（这是最坏情况）。
- 
-

- 考虑首先你有  $\frac{N}{B}$  个块，那么对于每个块，都要移动到最右侧（这是最坏情况）。
- 然后，我们要考虑每个询问，一个询问只需要特殊处理块内的部分，这部分是  $QB$
-

- 考虑首先你有  $\frac{N}{B}$  个块，那么对于每个块，都要移动到最右侧（这是最坏情况）。
- 然后，我们要考虑每个询问，一个询问只需要特殊处理块内的部分，这部分是  $QB$
- 所以分析出来总复杂度是  $O\left(\frac{N^2}{B} + QB\right)$  的。

取块大小为  $\sqrt{\frac{N^2}{Q}}$  理论最优，实际上要看常数。

- 给你  $n$  个点，已知  $m$  对关系  $[u, v]$  ( $|u - v| \leq k$ ),  $k$  给出，询问  $q$  次，每次问你  $[l, r]$  有多少个连通块。

$$n, q \leq 10^5, k \leq 5, m \leq 5 \cdot 10^5$$

- 其实我感觉是裸题。(狗头)
- 
- 
-

- 其实我感觉是裸题。(狗头)
- 感觉这题的问题在于复原部分，就是需要一个可撤销并查集。
- 而这个只是并查集需要按秩合并/不路径压缩就可以完成的事情。
-

- 其实我感觉是裸题。(狗头)
- 感觉这题的问题在于复原部分，就是需要一个可撤销并查集。
- 而这个只是并查集需要按秩合并/不路径压缩就可以完成的事情。
- 记录一下改了哪些点，然后把块内暴力的部分回退即可。

- <https://www.luogu.com.cn/problem/P5906>
- [https://www.luogu.com.cn/problem/AT\\_joisc2014\\_c](https://www.luogu.com.cn/problem/AT_joisc2014_c)
- <https://www.luogu.com.cn/problem/CF763E>

## 2. 根号分治

---

- 给定长度为  $n$  的序列  $a$ ,  $q$  次询问。
- 每次询问给出  $p, k$ 。您要不断地执行操作  $p \leftarrow p + a_p + k$ , 直到  $p > n$  为止。询问的答案为操作次数。
- $1 \leq n, q \leq 10^5$ ,  $1 \leq a_i \leq n$ ,  $1 \leq p, k \leq n$ 。

- 注意到这是一个比较显然的根号分治。
- 
-

- 注意到这是一个比较显然的根号分治。
- 因为当  $k \geq \sqrt{n}$  的时候，无论  $a_i$  具体是多少，答案至多是  $\frac{n}{k} \leq \sqrt{n}$
-

- 注意到这是一个比较显然的根号分治。
- 因为当  $k \geq \sqrt{n}$  的时候，无论  $a_i$  具体是多少，答案至多是  $\frac{n}{k} \leq \sqrt{n}$
- 当  $k < \sqrt{n}$  的时候，这样的  $k$  只会有  $\sqrt{n}$  种，直接预处理出来每个位置的答案即可（从后面转移到前面即可。）

代码：<https://codeforces.com/contest/797/submission/97404205>

## 除此之外有什么作用呢？(ABC359G)

给你一棵有  $N$  个顶点的树。  $i$  这条边双向连接顶点  $u_i$  和  $v_i$ 。

此外，还给出了一个整数序列  $A = (A_1, \dots, A_N)$ 。

定义  $f(i, j)$  如下：如果是  $A_i = A_j$ ，那么  $f(i, j)$  就是从顶点  $i$  移动到顶点  $j$  所需的最小边数。如果是  $A_i \neq A_j$ ，那么就是  $f(i, j) = 0$ 。

计算下面表达式的值：

$$\sum_{i=1}^{N-1} \sum_{j=i+1}^N f(i, j)$$

- $2 \leq N \leq 2 \cdot 10^5, 1 \leq u_i, v_i \leq N, 1 \leq A_i \leq N$

- 首先注意到，如果  $A_i$  全部相同，那么可以直接计算每条边的贡献，也就是  $size_i \cdot (n - size_i)$ ， $size_i$  表示  $i$  的子树大小。

- 

- 

-

- 首先注意到，如果  $A_i$  全部相同，那么可以直接计算每条边的贡献，也就是  $size_i \cdot (n - size_i)$ ， $size_i$  表示  $i$  的子树大小。
- 然后我们只需要计算颜色为  $c$  的部分，也就是说，我只要把颜色都为  $c$  的一些点，建成一棵树，然后加入一些虚点（虚点是为了让那些点联通），组成一颗虚树。
- 
-

- 首先注意到，如果  $A_i$  全部相同，那么可以直接计算每条边的贡献，也就是  $size_i \cdot (n - size_i)$ ， $size_i$  表示  $i$  的子树大小。
- 然后我们只需要计算颜色为  $c$  的部分，也就是说，我只要把颜色都为  $c$  的一些点，建成一棵树，然后加入一些虚点（虚点是为了让那些点联通），组成一颗虚树。
- 虚树的边  $(u, v)$ ，需要加权，也就是原树上的  $dist(u, v)$ ，因为这条虚边实际上代表了  $dist(u, v)$  条边，但是贡献系数都相同，可以一起拿来计算。然后现在的  $size_i$  其实是表示颜色  $c$  在  $i$  子树出现多少次。（也就是不能计算虚点进去）

•

- 首先注意到，如果  $A_i$  全部相同，那么可以直接计算每条边的贡献，也就是  $size_i \cdot (n - size_i)$ ， $size_i$  表示  $i$  的子树大小。
- 然后我们只需要计算颜色为  $c$  的部分，也就是说，我只要把颜色都为  $c$  的一些点，建成一棵树，然后加入一些虚点（虚点是为了让那些点联通），组成一颗虚树。
- 虚树的边  $(u, v)$ ，需要加权，也就是原树上的  $dist(u, v)$ ，因为这条虚边实际上代表了  $dist(u, v)$  条边，但是贡献系数都相同，可以一起拿来计算。然后现在的  $size_i$  其实是表示颜色  $c$  在  $i$  子树出现多少次。（也就是不能计算虚点进去）
- 按照上面的做法，我们已经做完了这个问题。只需要一个虚树。

但是能不能更简单呢！

可以的！

- 
- 
-

但是能不能更简单呢！

可以的！

- 首先考虑设定一个阈值  $B$ 。
- 
-

但是能不能更简单呢！

可以的！

- 首先考虑设定一个阈值  $B$ 。
- 对于颜色出现次数  $cnt \leq B$  的，我们可以采用  $cnt^2$  的做法，这一部分的复杂度是  $\sum cnt^2 \leq \sum cnt \cdot B \leq n \cdot B$
-

但是能不能更简单呢！

可以的！

- 首先考虑设定一个阈值  $B$ 。
- 对于颜色出现次数  $cnt \leq B$  的，我们可以采用  $cnt^2$  的做法，这一部分的复杂度是  $\sum cnt^2 \leq \sum cnt \cdot B \leq n \cdot B$
- 剩下的是颜色  $c$  出现次数  $cnt > B$  的，这种颜色不会超过  $\frac{n}{B}$  个，对于这种，我们可以采用整棵树都遍历一遍，也就是，对于考虑  $size_i$  定义成  $i$  子树内  $c$  的出现次数，然后遍历一整棵树，计算  $\sum size_i \times (size_1 - size_i)$  即可。

- 根号分治: <https://atcoder.jp/contests/abc359/submissions/54856187>
- 虚树: <https://atcoder.jp/contests/abc359/submissions/54829502>

<https://www.codechef.com/problems/MONSTER>

- 大厨正在玩一个打怪兽的小游戏。游戏中初始时有  $n$  只怪兽排成一排，从左到右编号为
- $0 \sim n - 1$ 。第  $i$  只怪兽的初始血量为  $h_i$ ，当怪兽的血量小于等于 0 时，这只怪兽就挂了。
- 大厨要进行  $q$  次操作。每次操作中，大厨会选择两个整数  $x$  和  $y$ ，并向下标  $k$  满足  $k \& x = k$  的怪兽开炮（此处  $\&$  代表按位与操作）。被炮弹打到的怪兽会掉  $y$  点血。
- 请告诉大厨，在他每次操作后，还有多少怪兽活着。

- 首先问题可以转化成，每个怪兽什么时候死掉，然后做一个前缀和就可以解决这个问题。

- 

- 

-

- 首先问题可以转化成，每个怪兽什么时候死掉，然后做一个前缀和就可以解决这个问题。
- 如何知道一个怪兽什么时候死掉呢。
- 
-

- 首先问题可以转化成，每个怪兽什么时候死掉，然后做一个前缀和就可以解决这个问题。
- 如何知道一个怪兽什么时候死掉呢。
- 引入另一个问题：给一个序列  $A_i$ ，要找到第一个前缀和大于等于  $S$  的位置。（使用分块）
-

- 首先问题可以转化成，每个怪兽什么时候死掉，然后做一个前缀和就可以解决这个问题。
- 如何知道一个怪兽什么时候死掉呢。
- 引入另一个问题：给一个序列  $A_i$ ，要找到第一个前缀和大于等于  $S$  的位置。（使用分块）
- 这个要如何处理，就是考虑在第  $i$  个块内能不能达到  $S$  这个值，如果达到了，再去块里面找到更精确的位置。

# 那这个问题到底应该咋做？

- 其实和刚才引入的问题类似。
- 
- 
- 
-

## 那这个题到底应该咋做？

- 其实和刚才引入的问题类似。
- 考虑每个怪物在一个块里面会受到多少伤害（这个可以通过高维前缀和解决）。
- 然后如果某个怪物  $i$  在这个块里面死了，我们直接暴力算这个  $i$  在具体什么时候死掉的。
- 
-

## 那这个问题到底应该咋做？

- 其实和刚才引入的问题类似。
- 考虑每个怪物在一个块里面会受到多少伤害（这个可以通过高维前缀和解决）。
- 然后如果某个怪物  $i$  在这个块里面死了，我们直接暴力算这个  $i$  在具体什么时候死掉的。
- 这样对于每个块，我们计算的复杂度是  $O(n \log n + q)$
-

- 其实和刚才引入的问题类似。
- 考虑每个怪物在一个块里面会受到多少伤害（这个可以通过高维前缀和解决）。
- 然后如果某个怪物  $i$  在这个块里面死了，我们直接暴力算这个  $i$  在具体什么时候死掉的。
- 这样对于每个块，我们计算的复杂度是  $O(n \log n + q)$
- 对于每个怪物，我们计算的复杂度其实是  $O(B)$

## 那这个题到底应该咋做？

- 其实和刚才引入的问题类似。
- 考虑每个怪物在一个块里面会受到多少伤害（这个可以通过高维前缀和解决）。
- 然后如果某个怪物  $i$  在这个块里面死了，我们直接暴力算这个  $i$  在具体什么时候死掉的。
- 这样对于每个块，我们计算的复杂度是  $O(n \log n + q)$
- 对于每个怪物，我们计算的复杂度其实是  $O(B)$

那么最终复杂度是  $O\left(\frac{n}{B}(n \log n + q) + nB\right)$

百度之星决赛 2023

每个位置上有很多颜色，多次询问  $x, y$ ，问  $(x, y)$  这两个颜色有多少共同位置。

$N \leq 2 \times 10^5$ ，并且保证位置颜色数总和  $\leq 2 \times 10^5$

- 有一个很显然的做法是这样的，可以直接 bitset， $f_x$  表示  $x$  有那些位置，最后答案就是  $(f_x \& f_y).count()$ ，这个复杂度是  $O(q \times \frac{n}{w})$  的，赛时卡了这个做法。
- 
-

- 有一个很显然的做法是这样的，可以直接 bitset， $f_x$  表示  $x$  有那些位置，最后答案就是  $(f_x \& f_y).count()$ ，这个复杂度是  $O(q \times \frac{n}{w})$  的，赛时卡了这个做法。
- 考虑根号分治，如果其中两个颜色都出现了  $\leq B$  次：那么我可以计算出来他和所有颜色重合位置数，暴力可以  $O(B)$  单次询问，这部分是  $O(QB)$  的。（具体的，覆盖其中一个颜色的所有位置，然后再用另一个扫一遍，就知道有多少个重合了）
-

- 有一个很显然的做法是这样的，可以直接 bitset， $f_x$  表示  $x$  有那些位置，最后答案就是  $(f_x \& f_y).count()$ ，这个复杂度是  $O(q \times \frac{n}{w})$  的，赛时卡了这个做法。
- 考虑根号分治，如果其中两个颜色都出现了  $\leq B$  次：那么我可以计算出来他和所有颜色重合位置数，暴力可以  $O(B)$  单次询问，这部分是  $O(QB)$  的。（具体的，覆盖其中一个颜色的所有位置，然后再用另一个扫一遍，就知道有多少个重合了）
- 否则其中一个出现  $> B$  次，考虑颜色个数是  $\frac{N}{B}$  的。可以预处理出来  $ans_{x,y}$  表示  $x$  和  $y$  的相交个数， $x$  的预处理，我最多需要枚举  $\sum_y cnt_y = N$  次，复杂度  $O(\frac{N}{B} \times N)$  的预处理。

## 例题 3

给你一个长为  $n$  的序列  $a$ ，有  $m$  次查询，每次查询区间  $[l, r]$  模  $k$  意义下的最小值。

$$n, m \leq 3 \times 10^5.$$

- 可以先考虑把  $k$  根号分治。
- 
- 
-

- 可以先考虑把  $k$  根号分治。
- 对于  $k \leq B$  的部分，直接预处理出来，然后带一个 rmq，就能解决这个问题。
- 
-

- 可以先考虑把  $k$  根号分治。
- 对于  $k \leq B$  的部分，直接预处理出来，然后带一个 rmq，就能解决这个问题。
- 对于  $k > B$  的部分可以考虑  $a \bmod k = a - c \times k$ ，枚举  $c$ ，寻找  $a_i \geq c \times k$  并且  $a_i - c \times k$  最小。
- 然后这样一个询问就会变成， $O(\frac{V}{B})$  个询问，然后我们考虑离线解决这个问题，将元素降序排序，将询问也降序排序，依次将  $\geq k$  的元素插入到序列，再进行 rmq 即可。

## 如何平衡复杂度呢？

- 考虑你一共只有  $O(n)$  次插入，有  $O(m \times \frac{V}{B})$  次查询，要考虑别的方向。
- 
- 
- 
-

- 考虑你一共只有  $O(n)$  次插入，有  $O(m \times \frac{V}{B})$  次查询，要考虑别的方向。
- 猫树分治可以做到一个事情是分成  $\log$  层，占用  $O(n \log n)$  的空间，然后可以做到  $O(1)$  查询  $rmq$ 。（没有用到 ST 表的那种区间可重复。）
- 
- 
-

## 如何平衡复杂度呢？

- 考虑你一共只有  $O(n)$  次插入，有  $O(m \times \frac{V}{B})$  次查询，要考虑别的方向。
- 猫树分治可以做到一个事情是分成  $\log$  层，占用  $O(n \log n)$  的空间，然后可以做到  $O(1)$  查询  $rmq$ 。（没有用到 ST 表的那种区间可重复。）
- 但是猫树有一个弱点，是插入一个数字需要  $O(n)$  的时间复杂度。
- 所以我们考虑先分块，维护一个前缀  $\min$  和后缀  $\min$ ，就可以做到一个  $O(\sqrt{n})$  修改， $O(1)$  查询的复杂度。
- 总复杂度是  $O(n\sqrt{n} + m\frac{V}{B})$ ，其中  $V$  是值域大小。

## 例题 4

CF1039D 有一棵  $n$  个节点的树。

其中一个简单路径的集合被称为  $k$  合法当且仅当：

树的每个节点至多属于其中一条路径，且每条路径恰好包含  $k$  个点。

对于  $k \in [1, n]$ ，求出  $k$  合法路径集合的最多路径数 即：设  $k$  合法路径集合为  $S$ ，求最大的  $|S|$ 。

$n \leq 10^5$ 。

你需要知道的：

- NOIp2018 D1T3: <https://www.luogu.com.cn/problem/P5021>
- 不详细展开如何做这个题
- 只需要按照上面那个题贪心求解就可以做到对于单个  $k$  的问题来做到  $O(n)$ .

- 观察:  $ans_{i+1} \leq ans_i$  且  $ans_i \leq \frac{n}{i}$ , 这其实类似整除分块的性质。

- 

- 

-

# 做法！

## 2. 根号分治

- 观察：  $ans_{i+1} \leq ans_i$  且  $ans_i \leq \frac{n}{i}$ ，这其实类似整除分块的性质。
- 考虑根号分治，一部分暴力，一部分按根号的性质来。
- 
-

# 做法!

## 2. 根号分治

- 观察:  $ans_{i+1} \leq ans_i$  且  $ans_i \leq \frac{n}{i}$ , 这其实类似整除分块的性质。
- 考虑根号分治, 一部分暴力, 一部分按根号的性质来。
- 考虑到块取成  $q$ , 一部分暴力的复杂度是  $O(nq)$ 。
-

- 观察：  $ans_{i+1} \leq ans_i$  且  $ans_i \leq \frac{n}{i}$ ，这其实类似整除分块的性质。
- 考虑根号分治，一部分暴力，一部分按根号的性质来。
- 考虑到块取成  $q$ ，一部分暴力的复杂度是  $O(nq)$ 。
- 然后你发现剩下的值域仅仅是  $[0, \frac{n}{q}]$ ，由于这个部分你需要一个二分，所以复杂度带个  $\log$ ，考虑到每个块，然后剩下的部分复杂度就是  $\frac{n}{q}n \log n$ ，所以把两部分搞起来，理论复杂度是  $O(nq + \frac{n}{q}n \log n)$

CF587F

- 给定  $n$  个字符串  $s_{\{1\dots n\}}$ 。
- $q$  次询问  $s_{\{l\dots r\}}$  在  $s_k$  中出现了多少次。
- $n, q, \sum_{i=1}^n |s_i| \leq 10^5$ 。

(如果不会 AC 自动机可以先忽略一点 AC 自动机的部分, 因为 AC 自动机去掉之后就是一个树上的问题)

- 我们考虑到 AC 自动机的本质, 可以先建出一个 fail 树。
- $k$  的子树里都是包含  $s_k$  的串。
- 查询  $k$  的子树和就相当于查询  $s_k$  出现了几次。
- 
-

(如果不会 AC 自动机可以先忽略一点 AC 自动机的部分, 因为 AC 自动机去掉之后就是一个树上的问题)

- 我们考虑到 AC 自动机的本质, 可以先建出一个 fail 树。
- $k$  的子树里都是包含  $s_k$  的串。
- 查询  $k$  的子树和就相当于查询  $s_k$  出现了几次。
- 如果暴力做, 是把  $s_k$  对应的点设置成 1, 然后  $i \in [l, r]$  的  $s_i$  对应节点都查询一遍子树和。
-

(如果不会 AC 自动机可以先忽略一点 AC 自动机的部分, 因为 AC 自动机去掉之后就是一个树上的问题)

- 我们考虑到 AC 自动机的本质, 可以先建出一个 fail 树。
- $k$  的子树里都是包含  $s_k$  的串。
- 查询  $k$  的子树和就相当于查询  $s_k$  出现了几次。
- 如果暴力做, 是把  $s_k$  对应的点设置成 1, 然后  $i \in [l, r]$  的  $s_i$  对应节点都查询一遍子树和。
- 然后如果再简化一点呢? 是不是可以前缀和相减!

- 这个显然可以根号分治,  $> \sqrt{\sum len_i}$  的和  $\leq \sqrt{\sum len_i}$  的分别处理。
- 为方便书写, 下文规定  $L = \sqrt{\sum len_i}$
- 
-

- 这个显然可以根号分治,  $> \sqrt{\sum len_i}$  的和  $\leq \sqrt{\sum len_i}$  的分别处理。
- 为方便书写, 下文规定  $L = \sum len_i$
- 首先我们对于  $|s_k| > \sqrt{L}$  的, 我们可以相对暴力一点, 可以考虑直接采用上文的暴力做法, 单点加 1, 然后询问直接做前缀相减。
-

- 这个显然可以根号分治,  $> \sqrt{\sum len_i}$  的和  $\leq \sqrt{\sum len_i}$  的分别处理。
- 为方便书写, 下文规定  $L = \sqrt{\sum len_i}$
- 首先我们对于  $|s_k| > \sqrt{L}$  的, 我们可以相对暴力一点, 可以考虑直接采用上文的暴力做法, 单点加 1, 然后询问直接做前缀相减。
- 如果对于  $|s_k| \leq \sqrt{L}$  的, 可以采用反过来的方式, 考虑让  $i \in [l, r]$  对应的  $s_i$  节点子树加 1, 最后查询  $s_k$  对应节点的值。(这个可以通过 dfn 序加上树状数组差分实现)

如果你没有听懂怎么反过来的也没关系！

我觉得和下面这个例子很像！（可以理解一下）

- 单点  $u$  加  $v$ 。
- 查询子树  $a$  的和。
- 
- 
-

如果你没有听懂怎么反过来的也没关系！

我觉得和下面这个例子很像！（可以理解一下）

- 单点  $u$  加  $v$ 。
- 查询子树  $a$  的和。
- 这个问题其实可以转化成：
- $\text{root} \rightarrow u$  加  $v$ 。（链加）
- 查询  $a$  处的值。

P5309 [Ynoi2011] 初始化

给定一个长度为  $n$  的序列  $a_1, a_2, \dots, a_n$ 。  $q$  次操作，操作有两种：

1. 对于所有  $1 \leq i \leq n, i \equiv y \pmod{x}$ ，将  $a_i$  加上  $z$ 。
2. 求  $a_l, \dots, a_r$  的和。

答案对  $10^9 + 7$  取模。  $n, q \leq 2 \times 10^5$ 。

- 考虑对  $x$  根号分治。
- 对于  $x \geq \sqrt{n}$ , 分块加法即可!
- 对于  $x < \sqrt{n}$ , 发现本质不同的  $x, y$  只有  $O(n)$  种类, 直接记录每一项的贡献, 相当于打上懒标记
- 
-

- 考虑对  $x$  根号分治。
- 对于  $x \geq \sqrt{n}$ , 分块加法即可!
- 对于  $x < \sqrt{n}$ , 发现本质不同的  $x, y$  只有  $O(n)$  种类, 直接记录每一项的贡献, 相当于打上懒标记
- 查询时, 第一类可以直接分块查询!
- 第二类可以通过遍历每个  $x$  来查询答案!

综上, 复杂度  $O(n\sqrt{n})$ , 可以通过本题。

## 例题 7

## 「CodeChef COUNTARI」 Arithmetic Progressions

- 给定一个序列  $a_1, \dots, a_n$ 。
- 求满足下列条件的三元组  $(i, j, k)$  的数量：
  - ▶  $1 \leq i < j < k \leq n$
  - ▶  $a_j - a_i = a_k - a_j$
- $3 \leq n \leq 10^5, 1 \leq a_i \leq 3 \times 10^4$

- 先将式子写成  $2a_j = a_i + a_k$ 。
- 考虑分块，假设块大小为  $B$ ，值域为  $m$ ，分若干情况讨论。
- 
- 
- 
-

- 先将式子写成  $2a_j = a_i + a_k$ 。
- 考虑分块，假设块大小为  $B$ ，值域为  $m$ ，分若干情况讨论。
- 假设  $(i, j, k)$  属于不同块，枚举  $j$  所在的块，两边可以直接  $NTT$ ，然后直接统计贡献就可以，时间复杂度是  $O\left(\frac{nm \log m}{B}\right)$
- 
- 
-

- 先将式子写成  $2a_j = a_i + a_k$ 。
- 考虑分块，假设块大小为  $B$ ，值域为  $m$ ，分若干情况讨论。
- 假设  $(i, j, k)$  属于不同块，枚举  $j$  所在的块，两边可以直接 NTT，然后直接统计贡献就可以，时间复杂度是  $O\left(\frac{nm \log m}{B}\right)$
- $j, k$  在同一块，在枚举  $j$  的时候同时维护  $j$  前面每个数的出现次数，并枚举  $k$  统计贡献即可，复杂度是  $O(nB)$  的。
- 
-

- 先将式子写成  $2a_j = a_i + a_k$ 。
- 考虑分块，假设块大小为  $B$ ，值域为  $m$ ，分若干情况讨论。
- 假设  $(i, j, k)$  属于不同块，枚举  $j$  所在的块，两边可以直接  $NTT$ ，然后直接统计贡献就可以，时间复杂度是  $O\left(\frac{nm \log m}{B}\right)$
- $j, k$  在同一块，在枚举  $j$  的时候同时维护  $j$  前面每个数的出现次数，并枚举  $k$  统计贡献即可，复杂度是  $O(nB)$  的。
- $i, j$  在一个块，但是  $j, k$  不在同一个块：类似，时间复杂度  $O(nB)$ 。
- 可以知道  $B = \sqrt{m \log m}$  最优，时间复杂度  $O(n\sqrt{m \log m})$

<https://www.hackerrank.com/contests/countercode/challenges/subset/problem>

有三种操作：

- 插入  $x$
- 删除  $x$
- 给定  $s$ , 查询  $a \& s = a$  的个数

$x, s < 2^{16}, q \leq 200000$

- 1 操作和 2 操作本质一样，只有  $+1/-1$  系数的区别
- 这一个东西出现在根号分治里面
- 我可以同样的把前八位和后八位分治（按照二进制位）
-

- 1 操作和 2 操作本质一样，只有  $+1/-1$  系数的区别
- 这一个东西出现在根号分治里面
- 我可以同样的把前八位和后八位分治（按照二进制位）
- 记录一个  $a_{x,y}$  表示前 8 位为  $x$  的超集，后 8 位为  $y$  的个数。

- 1 操作和 2 操作本质一样，只有  $+1/-1$  系数的区别
- 这一个东西出现在根号分治里面
- 我可以同样的把前八位和后八位分治（按照二进制位）
- 记录一个  $a_{x,y}$  表示前 8 位为  $x$  的超集，后 8 位为  $y$  的个数。

那我查询的时候只需要去做一个很容易的事情，就是假设查询的是  $x \times 2^8 + y$ ，我只需要查询  $\sum_{z \subset y} a_{x,z}$

<https://www.hackerrank.com/contests/countercode/challenges/subset/submissions/code/178351650>

<https://www.luogu.com.cn/problem/P4062>

对于任意一个子区间  $[l, r]$ ，如果该子区间内的众数在该子区间的出现次数严格大于  $\frac{r-l+1}{2}$ （即该子区间长度的一半），那么 Yazid 就说这个子区间是“新生舞会的”。

所谓众数，即为该子区间内出现次数最多的数。特别地，如果出现次数最多的数有多个，我们规定值最小的数为众数。

现在，Yazid 想知道，共有多少个子区间是“新生舞会的”。

$$n \leq 5 \times 10^5$$

- 对于颜色出现总数  $\leq \sqrt{n}$  的，区间长度一定不会超过  $2\sqrt{n}$ ，那么我们就只计算区间长度  $\leq 2\sqrt{n}$  的，这样的复杂度是  $O(n\sqrt{n})$  的。
- 对于颜色出现总数  $> \sqrt{n}$  的，我们可以直接  $O(n)$  扫一遍，就可以知道答案了，这个的复杂度也是  $O(n\sqrt{n})$  的。

综上，复杂度是  $O(n\sqrt{n})$  的。

### 3. 按时间分治

---

## 引入例题 1

<http://zijian-lv.com/problem/45>

定义  $\hat{A}_i = \sum_{j=0}^{n-1} n^{ij} A_j$  其中  $n^k = e^{\frac{2\pi ik}{n}}$

- $i x$  表示  $A_i$  加上  $x$ 。
- $i$  表示查询  $\hat{A}_i$  的值。

注意：数组是从 0 开始计数的，输入的都是整数。

- 你现在手里有个黑盒，可以用  $O(n \log n)$  的复杂度让你从  $A$  得到一个  $\hat{A}$ 。
- 你还有一个操作是，假设你现在一次性修改了  $K$  个元素，你想得到一个  $\hat{A}_i$ ，你可以只通过  $O(K)$  复杂度来完成。
- 
-

- 你现在手里有个黑盒，可以用  $O(n \log n)$  的复杂度让你从  $A$  得到一个  $\hat{A}$ 。
- 你还有一个操作是，假设你现在一次性修改了  $K$  个元素，你想得到一个  $\hat{A}_i$ ，你可以只通过  $O(K)$  复杂度来完成。
- 那么这个事情其实还是比较显然的，我可以每修改  $B$  个元素，重新做一次法法塔，得到一个新的  $\hat{A}$ ，然后保证每次“一次性”修改的元素不会超过  $B$  个，这样就会得到一个  $O(\frac{q}{B}n \log n + qB)$  的复杂度。
- 此时  $B$  取到  $\sqrt{n \log n}$  最优。

## P5443 [APIO2019] 桥梁

给定一张  $N$  个点， $M$  条边的无向带权图。每次询问给定一个二元组  $(x, y)$ ，从  $x$  号节点开始出发，只允许通过边权  $\geq y$  的边。问能够到达的联通块最大的大小。要求动态修改边权。

对于全部数据， $1 \leq n \leq 5 \times 10^4$ ， $0 \leq m \leq 10^5$ ， $1 \leq q \leq 10^5$ 。

- 这题需要对克鲁斯卡尔重构树可能有一定的理解 (?)
- 
-

- 这题需要对克鲁斯卡尔重构树可能有一定的理解 (?)
- 所以简单的提一嘴最小/最大生成树的克鲁斯卡尔重构树。
- 只允许通过边权  $\geq y$  的边，相当于克鲁斯卡尔重构树倍增跳到一个点，他的子树就是可以到的所有地方。

- 通过例题 1，你已经理解了按时间分块是做什么用的了！
- 那么这个题我们也可以很自然想到可以按时间分块来做到这个事情！
- 
- 
- 
-

- 通过例题 1，你已经理解了按时间分块是做什么用的了！
- 那么这个题我们也可以很自然想到可以按时间分块来做到这个事情！
- 我们显然是对于一个块，只能重构一次，并且每个询问都要在  $O(B)$  的复杂度中解决。
- 又限制了  $\geq$  的条件，所以我们把两个东西全都降序排序，也就是我可以一边加入边，一边解决这个问题！
- 在解决询问的时候，我需要按秩合并的并查集！
- 然后再解决完询问的时候，加入的边，需要再撤销一次！

复杂度是  $O\left(\frac{q}{B}(m \log n + B \times B \log n)\right) = O\left(\frac{qm}{B} \log n + qB \log n\right)$

<https://qoj.ac/problem/7181>

有三种操作

- 加入一个点到集合  $S$
- 从集合  $S$  删除一个点
- 查询有没有一条边  $(u, v)$  满足  $u$  在  $S$  中, 而  $v$  不在  $S$  中的, 然后把这条边删掉。

- 当时 vp 这场的时候我想出来了一个逆天做法。
- 但还是觉得要不简单讲讲。
- 
- 
-

- 当时 vp 这场的时候我想出来了一个逆天做法。
- 但还是觉得要不简单讲讲。
- 初始 checklist 是一个全都合法的边集。
- 对于加入点或者删除点，重新把它的边加入到一个 checklist 里面。  
(这是一个很显然的暴力做法)
- 然后每次查询的时候直接进入 checklist 里面查找。

- 就是考虑时间分块，每一块的大小为  $B$ ，然后能注意到的事情是：在一个块内你至多改变  $B$  个点的状态。
- 可以预见的是，如果你每次加入  $2B$  条改变状态之后符合条件的边，那么一定会有  $B$  条是有效的，这已经大于这个块内的询问数量了。
- 所以我们可以用两次根号分治。就可以解决本题。

有  $n$  个二元组  $(a_i, b_i)$ ,  $q$  个操作。

每个操作形如：

- $1\ k\ a\ b$  表示把第  $k$  个二元组改成  $(a_i, b_i)$
- $2\ x\ l\ r$  表示查询  $\max_{l \leq i \leq r} (a_i x + b_i)$

- 李超树，李超树上面可以存很多一次函数，每个节点存一条优势直线。
- 可以用来解决全局的  $\max(a_i x + b_i)$ 。
- 假设你要求最大值的李超树，那么  $[l, r]$  对应的优势直线就是在  $f(\text{mid})$  最大的那个直线。
- 非优势直线下传，被严格劣了就丢掉，复杂度  $O(n \log V)$ ， $V$  是  $x$  的范围。

这个题解给的是  $O(n \log^2 n)$  的，场上通过的数量不多。

- 考虑按时间分块。

- 

- 

- 

-

这个题解给的是  $O(n \log^2 n)$  的，场上通过的数量不多。

- 考虑按时间分块。
- 那么我们可以知道最多单点修改  $B$  次。
- 我们可以在时间分块的最开始，把这些会被修改的点全都挖掉。
- 然后我们可以写一个静态分块，块里面使用李超树，这样的时间复杂度是  $O(n \log V)$  的。
-

这个题解给的是  $O(n \log^2 n)$  的，场上通过的数量不多。

- 考虑按时间分块。
- 那么我们可以知道最多单点修改  $B$  次。
- 我们可以在时间分块的最开始，把这些会被修改的点全都挖掉。
- 然后我们可以写一个静态分块，块里面使用李超树，这样的时间复杂度是  $O(n \log V)$  的。
- 对于每次询问，我们的复杂度是  $O(\frac{n}{B} \log V + B)$ 。

综上所述我们可以把这个题做到复杂度  $O(\frac{q}{B}(n \log V) + q(\frac{n}{B} \log V + B))$ 。

## 4. 常见根号题目解析

---

## P8330 [ZJOI2022] 众数

九条可怜是一个有超能力的女孩子，但她的超能力只能作用于一些奇怪的事情上。

有一天，可怜得到了一个序列  $a_1, a_2, \dots, a_n$ ，她可以对这个序列使用一次超能力：选择一个区间  $[l, r]$  ( $1 \leq l \leq r \leq n$ ) 和一个整数  $k \in [-10^9, 10^9]$ ，将区间内的所有数  $a_l, a_{l+1}, \dots, a_r$  加上  $k$ 。

九条可怜很喜欢长得比较一致的序列，因此她希望最终的序列众数的出现次数尽可能多。给出序列  $a$ ，你需要输出最终序列的众数出现次数的最大值，并输出这个众数的所有可能取值。注意对于一个序列，众数的取值可能不止一个。保证一个数列中的数不全相等

$$\sum n \leq 5 \times 10^5, 1 \leq a_i \leq 10^9.$$

## 做法！

- 是选择一段区间  $[l, r]$  使得  $[l, r]$  内的众数次数与除去此段区间外的众数次数的和最大，此时众数答案是  $[l, r]$  外的任何一个众数。

•

•

•

•

- 是选择一段区间  $[l, r]$  使得  $[l, r]$  内的众数次数与除去此段区间外的众数次数的和最大，此时众数答案是  $[l, r]$  外的任何一个众数。
- 一般“出现次数”都与根号分治挂钩，因为出现次数少的数可以直接考虑出现次数，出现次数多的数可以直接考虑每个数，这样就出现了根号。

- 
- 
-

- 是选择一段区间  $[l, r]$  使得  $[l, r]$  内的众数次数与除去此段区间外的众数次数的和最大，此时众数答案是  $[l, r]$  外的任何一个众数。
- 一般“出现次数”都与根号分治挂钩，因为出现次数少的数可以直接考虑出现次数，出现次数多的数可以直接考虑每个数，这样就出现了根号。
- 规定  $\geq B$  的为大数，否则为小数。
- 对于大数来说，对大数做一个前缀和，可以对另一个数直接扫描，就可以知道这个翻转操作带来的增量是多少。
- 注意到可以处理每个位置  $i$ ，使得其中某一个数出现  $K$  次的最小右端点，时间是  $O(nB)$  的，这样我们只需要枚举去掉哪个区间，去掉这个区间能多出几个数就可以了。

细节部分可以自行查看这篇题解的代码。

<https://www.luogu.com.cn/article/p9ipplv2>

<https://contest.ucup.ac/contest/1540/problem/8334>

- 定义  $f(s, t) = \sum s_i \neq t_i$
- 给出  $N$  个字符串,  $s_1 \dots s_n$ , 和一个常量  $K$ , 每个字符串恰好有  $M$  个字符组成。
- 有  $q$  次询问, 询问  $\sum f(s_i, t) \leq K$

$N, Q \leq 300, M \leq 6 \times 10^5, K \leq 10$

- 首先发现  $K$  只有 10，这是很好的事情，因为超过 10 就可以直接扔掉了。
- 
- 
- 
- 
-

- 首先发现  $K$  只有 10，这是很好的事情，因为超过 10 就可以直接扔掉了。
- 然后这引导我们可以分块判定。
- 
- 
- 
-

- 首先发现  $K$  只有 10，这是很好的事情，因为超过 10 就可以直接扔掉了。
- 然后这引导我们可以分块判定。
- 也就是说我们可以把他分成  $B$  段，每一段哈希，如果不一样的话我再进去找有几个不一样的。
- 
- 
-

- 首先发现  $K$  只有 10，这是很好的事情，因为超过 10 就可以直接扔掉了。
- 然后这引导我们可以分块判定。
- 也就是说我们可以把他分成  $B$  段，每一段哈希，如果不一样的话我再进去找有几个不一样的。
- 这样至多进去找  $K$  个块。
- 单次复杂度是  $O(N(KB + \frac{M}{B}))$ 。
- 综上，复杂度是  $O(NQ(KB + \frac{M}{B}))$  的，取  $B = \sqrt{\frac{M}{K}}$  得到最优复杂度。

<https://www.luogu.com.cn/problem/P7738>

题意简述：给出  $n$  个 256 位二进制数（随机生成） $a_i$ 。对于  $m$  个询问，每次给出一个 256 位二进制数  $x$  和一个十进制数  $k$ ，求是否存在  $a_i$  使得  $x, a_i$  不同位数个数不大于  $k$ 。

$n \leq 4 \times 10^5, 1 \leq m \leq 1.2 \times 10^5, 0 \leq k_i \leq 15.$



# 观察性质

- 256 位数，至多 15 个不同。
-

- 256 位数，至多 15 个不同。
- 那么如果我把他分成  $16 \times 16$  的话，至少有一个块是相同的。

- 数据随机的情况下，一块完全相同的概率是  $\frac{1}{2^{16}}$ ，这已经是一个极大的剪枝了。
- 这意味着，期望只有  $\frac{n}{2^{16}}$  个需要检测。
- 
- 
-

- 数据随机的情况下，一块完全相同的概率是  $\frac{1}{2^{16}}$ ，这已经是一个极大的剪枝了。
- 这意味着，期望只有  $\frac{n}{2^{16}}$  个需要检测。
- 如何检测两个有多少位不同呢。
- 考虑使用 bitset， $(x \oplus y).count()$  就是有多少位不同。
- 综上，复杂度是  $O(q \frac{n}{2^{16}} \frac{256}{w})$ ，可以通过本题。

- 有  $N$  行  $N$  列的网格图，只能向下或向右走，合法路径的开端和结尾的格子上数字一样
- 找到合法路径条数，对 998244353 取模

$$1 \leq N \leq 400, 1 \leq a_{i,j} \leq N^2$$

## 做法！

- 对于单种颜色  $c$  来说，如果  $cnt_c$  较小，那么此时有一种做法是直接暴力计算， $\sum cnt_c^2 \leq Bn^2$ ，复杂度是  $O(Bn^2)$  的。
- 对于单种颜色  $c$  来说，如果  $cnt_c$  较大，那么有一种做法是直接考虑颜色  $(i, j)$  的位置加 1，然后直接做类似组合数的事情，这样复杂度是直接  $O\left(\frac{n^2}{B} \times n^2\right)$  的。
- 综上，我们只需要把  $B$  取到  $n$ ，就可以做到很优秀的复杂度了。

如果你不清楚什么叫做类似组合数的事情。

4. 常见根号题目解析

[https://www.luogu.com.cn/problem/AT\\_agc001\\_e](https://www.luogu.com.cn/problem/AT_agc001_e)

这题就是要求  $\sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \binom{a_i+a_j+b_i+b_j}{a_i+a_j}$

- $n \leq 200000, 1 \leq a_i, b_i \leq 2000$

- 

- 

-

如果你不清楚什么叫做类似组合数的事情。

[https://www.luogu.com.cn/problem/AT\\_agc001\\_e](https://www.luogu.com.cn/problem/AT_agc001_e)

这题就是要求  $\sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \binom{a_i+a_j+b_i+b_j}{a_i+a_j}$

- $n \leq 200000, 1 \leq a_i, b_i \leq 2000$
- $\binom{a_i+a_j+b_i+b_j}{a_i+a_j}$  的意义等同于从  $(-a_j, -b_j)$  走到  $(a_i, b_i)$  的方案数

所以只需要在起点处全部加上 1 的贡献，然后查看终点处的值即可。

然后这题还多出来一步，是

- $\sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \binom{a_i+a_j+b_i+b_j}{a_i+a_j}$
- $= \frac{\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \binom{a_i+a_j+b_i+b_j}{a_i+a_j} - \sum_{i=1}^n \binom{a_i+a_i}{b_i+b_i}}{2}$

本课件未提到的题目，但是可以去做的

4. 常见根号题目解析

<https://www.luogu.com.cn/problem/CF1207F>

<https://www.luogu.com.cn/problem/CF914F>

<https://www.luogu.com.cn/problem/CF840E>

谢谢大家!