Day2 sol

zzq

前言

- 本来今天*t2*和昨天*t2*是反过来的，题目背景都写好了，后面高估了今天*t2*难度，又感觉两个排序放一起比较好，然后今天好像就变成*noip*模拟了
- *jhr*牛逼
- 验题人演技逼真

选举

吐槽环节

选举

- 这是一个比较硬核的构造题。好像大部分的人做法都和我差不多。
- 考虑这样的*pattern*：
- 1 2
  3 2
  3 4
  5 4
  2
  2
  4
  4
  5
- 然后这样会从上往下依次变更决策。
- 另外，第一位证明或证伪本题轮数上界不超过700的同学可以找zzq领红包

*QQ:1014768217 给出证明/构造 微信红包

排序A

吐槽环节

排序A

- 考虑模拟出这个算法进行k轮（即外层的i循环到k）时的序列，之后再暴力模拟零散的步。
- 考虑这个算法在01序列上的表现，k轮后实际上就是将最开始的不超过k个0放到序列开头。
- 考虑把序列转化成01序列，我们只要从1~n枚举x，然后把<=x的记为0，>x的记为1就行了，新增的那个0就是x的位置。
- 我们用priority_queue维护序列中当前前k个0的位置，每次考虑新的那个0的位置。如果它为前k个，那么被弹出去的那个元素就是现在x的位置。如果它不为前k个，那么x的位置保持不变。

排序B

吐槽环节

排序B

- 一句话题解：我们把序列从0开始编号，那么答案即为max(i^p[i])的二进制最高位。（^为异或）线段树维护即可。
- 下面是证明。

排序B

- 考虑所有p的最高位t。
- 如果$a<t$，那么显然我们只能在t这位为1的p之间和t这位为0的p之间进行交换。此时如果有$i\hat{}p[i]>=t$，我们就无法成功排序，因为我们一定要把p[i]与i进行一系列的交换，而i与p[i]的t这位不同，所以不可能实现。
- 如果每个i^p[i]都不超过t，问题就转化为了将 t这位为1的位置排序 和 将 t这位为0的位置排序 这两个子问题。所以我们可以发现答案$>=max(i\hat{}p[i])$的最高位。

排序B

- 接下来我们证明充分性。与之前证明必要性一样，我们考虑所有p的最高位t，若每个i都满足i^p[i]<t，我们递归成两个子问题进行排序。
- 否则，我们注意到我们可以任意交换两个<t的p，也可以任意交换两个>=t的p。假设<t的p占据了g个>=t的位置，我们把[0,g-1]这些p用交换放到这些位置。假设>=t的p占据了g个<t的位置（显然两个g相等），我们把[t,t+g-1]用交换放到这些位置。接下来我们对于每个x∈[0,g-1]，将x与x+t的位置交换。接下来<t和>=t的p就分别占据了<t和>=t的位置，再交换交换就排好了。

讲完了

祝大家wc顺利