

# T1

30%：直接暴力，给不会逆序对的同学

60%：给不会标算会逆序对的同学。

可以注意到假如操作的数是  $k$  那么接下来操作的数假如小于  $k$  的话就是无效的。然后求个逆序对维护一下前  $i$  小个数对逆序对的贡献就没有了。

花式送分。你不会逆序对我也没有办法。

# T2

首先改的点一定是：某个点到根路径上的最小值所在点

给这  $n$  个点按它到根路径上最小值所在点的标号分类，那么改动影响的只有这一类，设这一类现在的最小值为  $x$ ，改动后这一类的点事不减的

除这一类以外的部分先贪心

大于  $x$  的部分贪心，从大到小枚举，能放棒子就尽量放能放的最大的棒子

小于  $x$  的部分也能贪心，但这样两边贪心维护较为复杂，注意到这部分永远小于  $x$ ，也就是说小于  $x$  的某个点若放了尽量大的棒子， $x$  这类一定也能放，于是小于  $x$  的就放棒子排序后的一个前缀即可，这样就只要最开始从小到大预处理一遍就行了

然后处理  $x$  这类要加多少能使得总体可行，可以直接二分或者观察到一定是加到某个点恰好等于某个棒子然后直接枚举，因为这个过程只操作  $x$  这类点，那么总复杂度不会超过  $O(N \log N)$

# T3

按照 $R$ 从大到小插入，每次看看找 $H$ 大于他的里面 $H$ 最小的当做他的外套，正确性显然。

时间复杂度： $O(Qn \log n)$ ，期望得分：70分。

题目选出的是 $R \geq A$ ， $H \leq B$ 的那部分，我们按照 $R$ 从大往小插入已经解决了 $R \geq A$ 这个限制。

我们按照上面的贪心来做，已经找到了每个点的外套，假设点 $i$ 的外套是 $j$ ，那我们将这个记为一个点对 $(i, j)$ 。

可以发现，对于一个点对 $(x, y)$ ，如果 $H_y \leq B$ ，那么删掉 $H > B$ 的套娃后， $x$ 的外套仍然是 $y$ 。

如果 $H_y > B$ ，首先 $R$ 比 $R_x$ 大的点中肯定不会让出新的 $H \leq B$ 的外套。所以 $x$ 的外套仍然满足 $H > B$ 。

所以我们把点对搞出来后，相当于统计 $H_y \leq B$ 的个数。

搞个树状数组，求出答案后用 $R \geq A, H \leq B$ 的总点数减去它。

时间复杂度： $O(n \log n)$ ，期望得分：100分。