Summer Tranning Week 5

比赛简记

Max.D.

专题

本周暂无

比赛

百度之星复赛（凉凉，只写了两题没拿到衣服）

一场cf div2□rating小涨

题目

暂无

Hardict

专题

无

比赛

百度之星一场

题目

暂无

MountVoom

专题

无

比赛

求求来点正常cf div1

遇见类似原题的题不要被轻易影响

题目

无

个人总结

陈铭煊 Max.D.

补题+学习

龙鹏宇 Hardict

补题+整理板子

肖思炀 MountVoom

该补点难题了

本周推荐

陈铭煊 Max.D.

来源：

牛客2020多校训练第九场 C Groundhog and Gaming Time

标签：

区间，动态规划，线段树

题意：

给出n个区间$[L_i,R_i]$等概率取其中一个子集a得到的贡献为$|[L_{a_1},R_{a_1}]\cap[L_{a_2},R_{a_2}]\cap\ldots\cap[L_{a_m},R_{a_m}]|^2$求贡献的期望值（模$998244353$意义下）。

$1\le n\le 5\times 10^5,0\le L_i\le R_i\le 10^9$

题解：

这里给出两个方法，一种是大家用的比较多的方法；另一种是dp通解，也就是不仅可以做平方贡献，随便和区间有关的贡献都可以。

问题首先转化为所有子集的贡献和。

将区间交的平方，看作是区间交里面元素两两配对的个数，进一步，是左点。那么问题就是每一对元素，要求出其被区间交覆盖的总次数。我们将所有区间按左端点从小到大排序，按顺序加入区间i这样我们看每个离散化后的原子区间，被区间覆盖的次数，就是左到右不递增了。那么必包含区间i时，每个原子区间的每个配对右点在区间交中带来的贡献数的和，就是$（原子区间长度乘以左边的点的个数的和的两倍+原子区间长度平方\times2^{覆盖数}-1）$。

这些信息，包括次数和乘积等，可以用线段树加以维护，每一次区间更新，然后区间查询即可。

第二种方法是题解的方法：

1. 线段的交取决于最大的左端点以及最小的右端点，同时维护两个东西比较困难。
2. 所以我们先按照线段左端点从大到小排序，那么排序后的线段的交取决于最小的右端点，以及第一个被选 择的线段的左端点。
3. 考虑到直接维护右端点比较麻烦，所以考虑在一开始就钦定一个点 X 作为最小的右端点。
4. 所有右端点大于等于 X 的线段都可以选择，反之不能选择。
5. 其次被选择的线段中至少有一个线段的右端点等于 X 那么这个方案就是合法的。

所以可以写出一个$O(n^2)$的dp

1. $dp[i][j][0/1]$代表前i个线段中钦定的X为j是/否有一个线段的右端点为X
2. $dp[i][j][0/1]=dp[i-1][j][0/1]\ (j<L[i] \lor j>R[i])$
3. $dp[i][j][0/1]=dp[i-1][j][0/1]*2+(j-L[i]^2)\ (L[i]\le j<R[i])$
4. $dp[i][R[i]][0]=dp[i-1][R[i]][0]$
5. $dp[i][R[i]][1]=dp[i-1][R[i]][0]+dp[i-1][R[i]][1]*2+(R[i]-L[i])^2$

最后使用线段树或其他数据结构就可以将该dp优化到$O(n\log n)$

评论：

赛场上想的方法也是用线段树，很麻烦，第一种平方的处理很有意义。

好题，两种方法的思考都很有技巧，尤其是第二种，普适性似乎很广，当做一种套路记住好了。

龙鹏宇 Hardict

来源：

HDU 6390

标签：

题意：

题解：

评论：

肖思炀 MountVoom

来源：

牛客第十场 J. Identical Trees

标签：

树形dp□二分图最大权匹配，树哈希

题意：

给定两棵同构的树，需要找到一个对应关系使得相同的标号尽可能多。

题解：

树形dp□dp[i][j]表示把第一棵树的i结点和第2棵树的j节点对应起来所需要的最小花费。

转移的时候对它们的子树做一个二分图最大权匹配即可，这样总的复杂度仍然是$O(n^3)$

评论：

cmx鸽鸽写的时候树哈希被卡了，需要注意