

模拟赛题解

花花

RDFZ

October 16, 2023

花菖蒲

首先把 $0, 0$ 判了，这样树上每个点度数 ≥ 1 。

注意到除了两个 1 度点，树上的点的平均度数为 2。

所以显然有 $a < b + 2$ 的时候无解。

当 $a = b + 2$ 的时候，先判了 $a = 2, b = 0, a = 3, b = 1$ ，可以拉一条长度为 b 的链，然后开头结尾挂俩叶子，中间每个点挂一个叶子。

当 $a = b + 3$ 的时候，造更多二度点不能把平均度数拉到 2，但造一个 4 度点又会超过，所以无界。

当 $a > b + 3$ 的时候吗，可以拉一个长度 $b + 1$ 的链，链上最后一个点挂多余的叶子即可。

时间复杂度 $O(a + b)$

考虑二分答案，那么一条边可以走的限制是：这条边是路径中的前 $\frac{ans}{w}$ 条边。

你令 dis_i 表示起点走到这里最少多少条边。

那么就相当于要求个最短路，但是边权是 1，也就是说你 bfs 就可以。

时间复杂度 $O((n + m) \log w)$ 。

紫丁香

首先观察到 n 为偶数时答案是 n ，否则是 $n - 1$ 。

原因是你考虑任取一个生成树在上面 dfs，每个点到父亲的边选或不选可以用来调整这个点的奇偶性。

总度数是偶数，所以跟节点的度数奇偶性只与 $n - 1$ 的奇偶性有关（相等）。

对于 n 为奇数且为一棵树的情况，为了最大化字典序，需要 flip 根到某个点 u 的路径。注意到一条边他是否能 flip，取决于他到根的第一条编号比自己小的边有没有 flip，以及自己想不想 flip。

这个想不想是指，目前是 0 的化就想 flip 成 1，否则自然不想。那么你一遍在树上 dfs，一边维护一个线段树，每次在上面二分出最后一个编号小于等于当前边的边，连一条边即可，如果没有就连到虚空点上。

最后从虚空点开始走，每次走编号最小的想 flip 的点即可。

如果原图不是树，那么考虑取最大生成树做上述算法。

对于不会修改的边，他会永远是 1，所以最希望的是编号小的边他一直不修改，即这个边不在树上。

你希望你会修改的边的编号最小值最大，有点类似与最小瓶颈路。所以你会选最大生成树。

时间复杂度 $O(n \log n)$ 。

麒麟草

回顾矩形面积并的做法，区间加减维护 min 以及 $mincnt$ 。

如果离线，考虑扫描线 x 轴，每次查询一个区间里每个位置历史上有多少次是 0。

线段树上只需要维护 $min, mincnt, ans$ 即可，为了支持修改还需要维护区间整体加，以及区间最小值位置上经过了多少长为 0 的时间。

每次下放标记的时候，只有子区间里的 min 和整个区间的 min 相等才会更新子区间的 ans ，可以理解为这是一个只对区间 min 的位置打的标记。如果儿子区间的 min 不是我的区间 min 自然就不会下传。

麒麟草

如果需要在线，第一步一定是把刚刚扫描线的过程可持久化了，每次在某个特定版本上查询。

但是由于你无法离散化询问的端点，也就意味着你可能不存在刚刚好的版本。

但是你可以通过把 $[x_1, x_2]$ 分裂成： x_1 下一个版本到 x_2 上一个版本， x_1 到下一个版本的这个后缀， x_2 到前一个版本的前缀。

对于后两者，因为矩形分布是均匀的，于是可以认为是前后两个版本减一下然后乘一个系数。

对于 y 做同样的拆分，于是可以转化成 9 次边界都是离散化过的端点的矩形查询。

注意询问可以标记永久化，来减少空间常数。

时间复杂度 $O(n \log n)$ 。

谢谢大家!