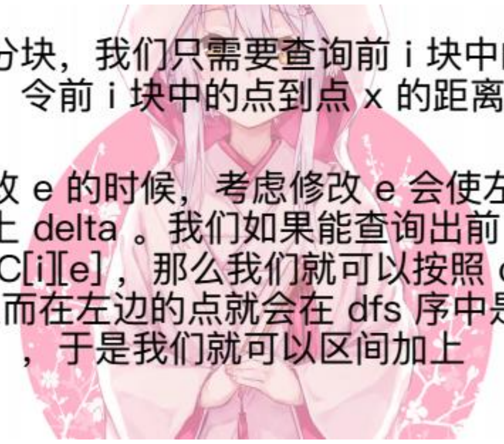
Gugu

题解

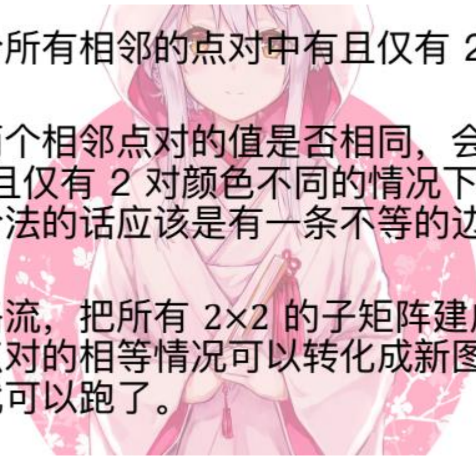
我们先来证明这样一个事情。
令 $LCM = lcm(a_1, \cdots, a_n)$
对于相同的 $k, f(i * LCM + k)$ 是一个关于 i 的 N 次多项式
我们令 $g(i)$ 表示每个 a_i 的体积和都不超过 LCM 并且他们体积和是 i 的方案数，我们可得
$f(i * LCM + k) = \sum_{j=0}^{n-1} g(k + LCM * j) \times C_{i-j+n}^{n-1}$
把 $g(i)$ 看成常数这就是一个 N 次多项式
我们接下来要求这个的前缀和，也就是一个 $N+1$ 次多项式，暴力之后拉格朗日插值就可以了
时间复杂度 $O(N^2 \prod a_i)$

Tree

- 考虑怎么分块做询问，把下标分块，我们只需要查询前 i 块中的所有点到每个点的距离和即可。令前 i 块中的点到点 x 的距离和为 D[i][x] 。
- 考虑怎么维护这个，我们在修改 e 的时候，考虑修改 e 会使左边的点到右边的点的距离都加上 delta 。我们如果能查询出前 i 块中有多少点在左边，令其为 C[i][e]，那么我们就可以按照 dfs 序来维护 D[i][x] 的第二维，从而在左边的点就会在 dfs 序中是连续的一段（或者连续的两段），于是我们就可以区间加上 C[i][e] * delta 即可。



Color



- 注意到满足条件的子矩阵都符合所有相邻的点对中有且仅有 2 对颜色不同。
- 不考虑染色而是考虑分配任意两个相邻点对的值是否相同，会发现满足任意 2×2 的子矩阵中有且仅有 2 对颜色不同的情况下，必然对应着一组合法解。（不合法的话应该是有一条不等的边 x, y 在等于的图里也是连通的）
- 在把问题这样转化以后考虑网络流，把所有 2×2 的子矩阵建成一个点，这样原图中两个相邻点对的相等情况可以转化成新图中的一条边，对新图黑白染色后就可以跑了。