

2024年广东省大学生程序设计竞赛(GDCPC) 暨CCPC广州邀请赛

2024 年 5 月 26 日

清华大学学生算法协会

感谢 MYS.C.K., LIUZHANGFEIABC, ITST,
SPIRITUALKHOROSHO, ELIMINATESPACE, XIAOLILSQ, GYH-20,
JOHNVICTOR36, RENSHEY, QAAUTOMATON 负责命题和验
题工作.

A 田字格 by *ltst*

C DFS 序 by *EliminateSpace*

E 循环赛 by *ckw20*

F 图 by *xiaolilsq*

H 小班课 by *gyh-20*

J 另一个计数问题 by *Renshey*

A 田字格 by *ltst*

题目大意

给定平面上与坐标轴平行的 $n \leq 3 \times 10^5$ 条黑色线段，求出它们构成多少田字格。一个田字格由三元组 (x_0, y_0, d) 表示，一个三元组是田字格当且仅当正方形 $[x_0 - d, x_0 + d] \times [y_0 - d, y_0 + d]$ 与平面上黑色部分的交恰好等于

$x = x_0 - d, x = x_0, x = x_0 + d, y = y_0 - d, y = y_0, y = y_0 + d$ 六条直线与这个正方形的交。

注意到一个田字格由三条等距的、中间没有插入其他横线的横线组，和三条等距的、中间没有插入其他竖线的竖线组构成。考虑先把这样的横线组和竖线组处理出来，然后计算所有横线组和竖线组可以合并出多少的田字格。

考虑第一步，维护出所有的竖线组，横线组类似。按照纵坐标扫描线，每次维护与 $y = y_0$ 有交的竖线集合，按照横坐标排序。那么可能的竖线组在这个序列上一定是连续排列的（因为中间不能有其他竖线）。总共会形成 $O(n)$ 次插入，每次插入只会改变 $O(1)$ 个竖线组的存在情况，使用 'set' 维护。这样我们可以得到 $O(n)$ 个四元组 (x_0, x_1, y_0, y_1) ，表示从 $y = y_0$ 到 $y = y_1$ ，三条竖线 $x = x_0, x = \frac{x_0 + x_1}{2}, x = x_1$ 存在且中间没有其他竖线。

处理出所有的横线组和竖线组之后，枚举 d ，此时竖线组的 $x_1 - x_0$ 和横线组的 $y_1 - y_0$ 是确定的。一个横线组 (x_0, y_0, y_1) 和一个竖线组 (x'_0, x'_1, y'_0) 是一个合法的田字格当且仅当

处理出所有的横线组和竖线组之后，枚举 d ，此时竖线组的 $x_1 - x_0$ 和横线组的 $y_1 - y_0$ 是确定的。一个横线组 (x_0, y_0, y_1) 和一个竖线组 (x'_0, x'_1, y'_0) 是一个合法的田字格当且仅当

- $x'_0 \leq x_0 \leq x'_1 - 2d$;

处理出所有的横线组和竖线组之后，枚举 d ，此时竖线组的 $x_1 - x_0$ 和横线组的 $y_1 - y_0$ 是确定的。一个横线组 (x_0, y_0, y_1) 和一个竖线组 (x'_0, x'_1, y'_0) 是一个合法的田字格当且仅当

- $x'_0 \leq x_0 \leq x'_1 - 2d$;
- $y_0 \leq y'_0 \leq y_1 - 2d$ 。

处理出所有的横线组和竖线组之后，枚举 d ，此时竖线组的 $x_1 - x_0$ 和横线组的 $y_1 - y_0$ 是确定的。一个横线组 (x_0, y_0, y_1) 和一个竖线组 (x'_0, x'_1, y'_0) 是一个合法的田字格当且仅当

- $x'_0 \leq x_0 \leq x'_1 - 2d$;
- $y_0 \leq y'_0 \leq y_1 - 2d$ 。

这是一个二维偏序，对一维扫描线另一维树状数组统计即可。复杂度 $O(n \log n)$

C DFS 序 by *EliminateSpace*

题目大意

给定一棵 n 个点的有根树，1 号点为根。每个点有一个权值 w_i 。

求一个最优的 DFS 序使得 $\sum_{i=1}^n p_i w_i$ 最大。

决策是考虑进入每个点之后选子树的顺序。

决策是考虑进入每个点之后选子树的顺序。

子树内部显然用内部的最优方案。

决策是考虑进入每个点之后选子树的顺序。

子树内部显然用内部的最优方案。

然后子树之间的贡献是先走的子树的大小乘后走的子树的权值和。

决策是考虑进入每个点之后选子树的顺序。

子树内部显然用内部的最优方案。

然后子树之间的贡献是先走的子树的大小乘后走的子树的权值和。

所以按照子树大小除以权值和从大到小排序访问就是最优的。可以用调整法证明贪心是对的。

决策是考虑进入每个点之后选子树的顺序。

子树内部显然用内部的最优方案。

然后子树之间的贡献是先走的子树的大小乘后走的子树的权值和。

所以按照子树大小除以权值和从大到小排序访问就是最优的。可以用调整法证明贪心是对的。

时间复杂度 $O(n \log n)$ 。

E 循环赛 by *ckw20*

称一张 n 个点的竞赛图为 (n, m) -图，如果对其中任意 m 个点，其中同时存在全胜和全败者。

求在所有 (n, m) -图中点度集合大小最少是多少。

打表找规律题。

记答案为 $F(n, m)$ 。结论：

- $F(n, 2) = 2 - (n \bmod 2)$
- $\forall m \in [3, \lfloor \frac{n}{2} \rfloor + 2], F(n, m) = n$
- otherwise, $F(n, m) = n - 2 \times (m - \lfloor \frac{n}{2} \rfloor - 2)$

(不是) 证明

对 $m = 2$ 相当于没有限制。

(不是) 证明

对 $m = 2$ 相当于没有限制。

由于所有点度和为 $\frac{n(n-1)}{2}$ ，平均点度是 $\frac{n-1}{2}$ ，所以当 n 是偶数的时候 $F(n, m) \geq 2$ 。

(不是) 证明

对 $m = 2$ 相当于没有限制。

由于所有点度和为 $\frac{n(n-1)}{2}$ ，平均点度是 $\frac{n-1}{2}$ ，所以当 n 是偶数的时候 $F(n, m) \geq 2$ 。

容易根据 n 的奇偶性构造使 $F(2k+1, 2) = 1, F(2k, 2) = 2$ 。

(不是) 证明

考察一些 corner case。

(不是) 证明

考察一些 corner case。

对 $m = 3$ 相当于任意三点都有全序关系，很容易立刻发现此时不存在环，因此答案是 n 。

(不是) 证明

考察一些 corner case。

对 $m = 3$ 相当于任意三点都有全序关系，很容易立刻发现此时不存在环，因此答案是 n 。

根据样例可以猜测当 m 在某个范围内的时候答案保持为 n ，因此可以猜测考虑递推。

（不是）证明

考察一些 corner case。

对 $m = 3$ 相当于任意三点都有全序关系，很容易立刻发现此时不存在环，因此答案是 n 。

根据样例可以猜测当 m 在某个范围内的时候答案保持为 n ，因此可以猜测考虑递推。

实际上可以证明（分了五六种情况讨论太复杂了就不写出来了），当 $4 \leq m < n$ 时，有 $F(n, m) = F(n - 2, m - 1) + 2$ ，方法大概是尝试证明度数最小/最大的点唯一且条件可以归纳。

(不是) 证明

但是上述过程的条件会在 $n = m$ 时无法继续归纳，需要特判。

(不是) 证明

但是上述过程的条件会在 $n = m$ 时无法继续归纳，需要特判。

此时由于存在唯一全胜和全败者，所以答案至少为 3；同 $m = 2$ ，依据 n 的奇偶性可能至少为 4。容易构造对应方案。

(不是) 证明

但是上述过程的条件会在 $n = m$ 时无法继续归纳，需要特判。

此时由于存在唯一全胜和全败者，所以答案至少为 3；同 $m = 2$ ，依据 n 的奇偶性可能至少为 4。容易构造对应方案。

实际上删去最大度和最小度点后相当于没有额外限制的 $m = 2$ ，所以 $F(n, n) = F(n - 2, 2) + 2$ 。

根据上述递推可以得到开始的结果。

F 图 by *xiaolilsq*

给定一张 n 个点 m 条边的无向图，要求找到两个点 u, v 满足它们间的边不相交路径有至少 $\lceil m/(n-1) \rceil$ 条。

看到 $n-1$ 联想到 n 个点的树恰好就是 $n-1$ 条边，或者说 n 个点的森林最多只有 $n-1$ 条边。这启发我们去维护若干棵森林。

看到 $n-1$ 联想到 n 个点的树恰好就是 $n-1$ 条边，或者说 n 个点的森林最多只有 $n-1$ 条边。这启发我们去维护若干棵森林。

具体而言使用 kruskal 的方法维护至少 $\lceil m/(n-1) \rceil$ 个 n 个点的森林，初始所有森林都是没有边的，然后一条边一条边地加入森林中，每次加入边都将其添加到尽可能靠前的一个森林中去。

看到 $n-1$ 联想到 n 个点的树恰好就是 $n-1$ 条边，或者说 n 个点的森林最多只有 $n-1$ 条边。这启发我们去维护若干棵森林。

具体而言使用 kruskal 的方法维护至少 $\lceil m/(n-1) \rceil$ 个 n 个点的森林，初始所有森林都是没有边的，然后一条边一条边地加入森林中，每次加入边都将其添加到尽可能靠前的一个森林中去。

由于前 $\lceil m/(n-1) \rceil - 1$ 个森林最多只能容纳 $(\lceil m/(n-1) \rceil - 1)(n-1) < m$ 条边，所以最后一个森林中一定至少包含一条边，也就是说在最后一个森林中至少存在 $u \neq v$ 满足 u, v 中至少有一条路径。

注意到由于每次添加边我们都是将其添加到尽可能靠前的森林中去的，所以如果 u, v 在第 i 个森林中连通，那么它必然在第 $i-1$ 个森林中连通，否则容易导出矛盾。由此我们直到对于最后一个森林中任意两个连通的点 u, v ，它们在前面的森林中都连通，所以每个森林中取一条路径即可构成 $\lceil m/(n-1) \rceil$ 条边不相交路径了。

注意到由于每次添加边我们都是将其添加到尽可能靠前的森林中去的，所以如果 u, v 在第 i 个森林中连通，那么它必然在第 $i-1$ 个森林中连通，否则容易导出矛盾。由此我们直到对于最后一个森林中任意两个连通的点 u, v ，它们在前面的森林中都连通，所以每个森林中取一条路径即可构成 $\lceil m/(n-1) \rceil$ 条边不相交路径了。

额外需要注意的就是将边加入尽可能靠前的森林的时候不能直接枚举，这样时间复杂度至少是 $O(m^2/n)$ 的，当 n 比较小 m 比较大的时候会超时，而根据我们维护的森林结构性质，可以使用二分的手段来找到应该加入哪个森林中，这样时间复杂度不超过 $O(m \log m)$ 。

G Menji 和 gcd by *gyh-20*

题目大意

求 $\max_{L \leq x < y \leq R} \gcd(x, y)$ 。

分答案 $\geq \sqrt{r}$ 和答案 $\leq \sqrt{r}$ 的情况。

分答案 $\geq \sqrt{r}$ 和答案 $\leq \sqrt{r}$ 的情况。

答案可以为 x 当且仅当 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor - \lfloor \frac{l-1}{x} \rfloor \geq 2$, 可以 $O(1)$ 检查。

分答案 $\geq \sqrt{r}$ 和答案 $\leq \sqrt{r}$ 的情况。

答案可以为 x 当且仅当 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor - \lfloor \frac{l-1}{x} \rfloor \geq 2$, 可以 $O(1)$ 检查。

于是 $\leq \sqrt{r}$ 的情况可以枚举。

分答案 $\geq \sqrt{r}$ 和答案 $\leq \sqrt{r}$ 的情况。

答案可以为 x 当且仅当 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor - \lfloor \frac{l-1}{x} \rfloor \geq 2$, 可以 $O(1)$ 检查。

于是 $\leq \sqrt{r}$ 的情况可以枚举。

否则可以枚举 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor$ 求出最小的合法的 x 。

分答案 $\geq \sqrt{r}$ 和答案 $\leq \sqrt{r}$ 的情况。

答案可以为 x 当且仅当 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor - \lfloor \frac{l-1}{x} \rfloor \geq 2$, 可以 $O(1)$ 检查。

于是 $\leq \sqrt{r}$ 的情况可以枚举。

否则可以枚举 $\lfloor \frac{r}{x} \rfloor$ 求出最小的合法的 x 。

时间复杂度 $O(\sqrt{r})$ 。

H 小班课 by *gyh-20*

学生们按意向依次进行选课，每次会选择优先度最高且未满的小班课。

现在给出每个学生的意向度序列，请重排学生的顺序，使得选上小班课的学生最多。并构造方案。

最终一定能取到最大匹配，可以通过递归完成构造。

Key Observation: 总存在一个最大匹配，使得存在一个学生选到了其最喜欢的小班课。

证明：令 $(p_1, q_1), (p_2, q_2) \dots (p_k, q_k)$ 为一组最大匹配。 $r_1, r_2 \dots r_k$ 分别为 $p_1, p_2 \dots p_k$ 最喜欢的小班课。

证明：令 $(p_1, q_1), (p_2, q_2) \dots (p_k, q_k)$ 为一组最大匹配。 $r_1, r_2 \dots r_k$ 分别为 $p_1, p_2 \dots p_k$ 最喜欢的小班课。

若存在 r_i 不为任何一个 q_j ，那么直接将 q_i 调整为 r_i 即可。

证明：令 $(p_1, q_1), (p_2, q_2) \dots (p_k, q_k)$ 为一组最大匹配。 $r_1, r_2 \dots r_k$ 分别为 $p_1, p_2 \dots p_k$ 最喜欢的小班课。

若存在 r_i 不为任何一个 q_j ，那么直接将 q_i 调整为 r_i 即可。

否则 $(p_i, q_i), (p_i, r_i)$ 均连边后构成的二分图，其恰好有 $2k$ 个结点和 $2k$ 条边。而左部每个点度数为 2，可以重复找到右部度数为 1 的点 q_i ，删去 p_i 和 q_i ，因此会被删掉 2 个点和 2 条边，可以递归下去。最终一定所有点度数都为 2，构成若干个环。对于每个环上所有点将 q_i 均调整为 r_i 即可。

于是我们有如下做法：每次任意找到一个选到其最喜欢的小班课的学生，将其放入队列的第一个，将该学生删除，课容量减一，如果课容量为 0 删去该课程。然后递归构造。

于是我们有如下做法：每次任意找到一个选到其最喜欢的小班课的学生，将其放入队列的第一个，将该学生删除，课容量减一，如果课容量为 0 删去该课程。然后递归构造。

实际实现中，首先需要有一个二分图匹配，这里的复杂度是 $O(n^3)$ 。上述的证明可以直接实现成构造，单次构造是 $O(n)$ 的，复杂度为 $O(n^2)$ 。具体实现还可以用一个小技巧，即仅保留 $(p_i, q_i), (p_i, r_i)$ 这些边之后随机顺序做二分图匹配，这样每个环有 $\frac{1}{2}$ 的顺序改变顺序，每一次匹配是 $O(n^2)$ 的，期望复杂度同样也是 $O(n^2)$ 的。

J 另一个计数问题 by *Renshey*

给定一个 $n-1$ 个点的无向图，点的编号为 $2 \sim n$ 。对于所有的 $2 \leq u < v \leq n$ ，边 (u, v) 存在当且仅当 v 是 u 的正整数倍。定义 $f(u, v)$ 表示 u 与 v 是否连通：当 u, v 连通时 $f(u, v) = 1$ ，否则 $f(u, v) = 0$ 。求：

$$\left(\sum_{u=2}^{n-1} \sum_{v=u+1}^n f(u, v) \cdot u \cdot v \right) \bmod 998244353$$

注意到，对于所有 $x \leq \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 的结点 x ， x 与 $2x$ 间有一条边，而 $2x$ 与 2 之间有一条边，因此所有 $2 \sim \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 范围内的结点连通。而对于 $x > \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 的结点 x ， x 不与 $2 \sim \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 中的结点连通当且仅当 x 为素数。因此整个图仅包含若干个单独的素数结点与一个大的连通块。

注意到，对于所有 $x \leq \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 的结点 x ， x 与 $2x$ 间有一条边，而 $2x$ 与 2 之间有一条边，因此所有 $2 \sim \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 范围内的结点连通。而对于 $x > \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 的结点 x ， x 不与 $2 \sim \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 中的结点连通当且仅当 x 为素数。因此整个图仅包含若干个单独的素数结点与一个大的连通块。

考虑计算不连通的点对之间的贡献。不难发现，只要求出所有大于 $\lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor$ 的素数的和与平方和。使用 Min_25 筛或分块打表均可以。

感谢倾听!