杂题乱讲

stargazer

2024.8

一些乱七八糟的题的选讲

最大最小

长度为 n 的序列 $b_1, b_2, ..., b_n$，将序列重新排列，设新的序列为 $a_1, a_2, ..., a_n$，定义 c_i 为 $a_1, ... a_i$ 这些数的最大值和最小值的差，即 $c_i = \max(a_1, a_2, ..., a_i) - \min(a_1, a_2, ..., a_i)$，求最小化 $c_1 + c_2 + ... + c_n$，$n \leq 2000$

最大最小

有一个长度为 n 的序列 $b_1, b_2, ..., b_n$，将序列重新排列，设新的序列为 $a_1, a_2, ..., a_n$，定义 c_i 为 $a_1, ...a_i$ 这些数的最大值和最小值的差，即 $c_i = \max(a_1, a_2, ..., a_i) - \min(a_1, a_2, ..., a_i)$，求最小化 $c_1 + c_2 + ... + c_n$，$n \leq 2000$

首先我们将输入序列 b 排序。
那么显然 $c_n = b_n - b_1$，这时候我们一定会取 $a_n = b_1$ 或 b_n, 如果选择取另外的 b_k 的话，计算一下可以发现将 b_1 或者 b_n 和 b_k 交换得到的答案一定更优。
所以前 $n-1$ 个就只会是 $2, ..., n$ 和 $1, ..., n-1$ 两种情况之一。
以此类推，前面每一个都仍然是一段连续区间。

最大最小

有一个长度为 n 的序列 $b_1, b_2, ..., b_n$，将序列重新排列，设新的序列为 $a_1, a_2, ..., a_n$，定义 c_i 为 $a_1, ...a_i$ 这些数的最大值和最小值的差，即 $c_i = \max(a_1, a_2, ..., a_i) - \min(a_1, a_2, ..., a_i)$，求最小化 $c_1 + c_2 + ... + c_n$，$n \leq 2000$

设 dp[l][r] 为排列 $b_l, ..., b_r$ 所有数得到的最小答案，那么根据上面的讨论，现在放最后一个的只会是 b_l, b_r 中的一个。
所以转移是
$dp[l][r] = b_r - b_l + \min(dp[l+1][r], dp[l][r-1]), dp[i][i] = 0$。复杂度 $O(n^2)$

HDU7239

给定 n 个套娃，每个套娃的大小是 a_i ，套娃 i 可以放在另一个套娃 j 里当且仅当 $a_j - a_i \geq r$，你需要将所有套娃分成 k 组，满足每组套娃，按大小从小到大排序后，每个套娃都可以放在下一个套娃里，求所有分组方案，对大质数取模。

$n, k \leq 5000, r, a \leq 10^9$

HDU7239

给定 n 个套娃，每个套娃的大小是 a_i ，套娃 i 可以放在另一个套娃 j 里当且仅当 $a_j - a_i \geq r$，你需要将所有套娃分成 k 组，满足每组套娃，按大小从小到大排序后，每个套娃都可以放在下一个套娃里，求所有分组方案，对大质数取模。
$n, k \leq 5000, r, a \leq 10^9$

显然先将所有套娃排序，并且假设 $f_{i,j}$ 表示考虑前 i 个套娃，分成了 j 组的方案。

HDU7239

给定 n 个套娃，每个套娃的大小是 a_i ，套娃 i 可以放在另一个套娃 j 里当且仅当 $a_j - a_i \geq r$，你需要将所有套娃分成 k 组，满足每组套娃，按大小从小到大排序后，每个套娃都可以放在下一个套娃里，求所有分组方案，对大质数取模。
$n, k \leq 5000, r, a \leq 10^9$

显然先将所有套娃排序，并且假设 $f_{i,j}$ 表示考虑前 i 个套娃，分成了 j 组的方案。
考虑第 i 个套娃所在的组，显然和所有 $p < i, a_i - a_p < r$ 的 p 在不同组。假设这样的 p 有 x 个，那么显然第 i 个套娃只能分在其他 $j - x$ 个组内，或者新建一个组。
那么就有转移方程 $f_{i,j} = f_{i-1,j-1} + f_{i-1,j} * \max(j - x, 0)$，枚举 i 的时候双指针维护 x 的值即可。

HDU7255

给定一颗树，dfs 这棵树的方法如下：每次随机选择一个儿子递归，并将儿子编号加入 dfs 序列，如果所有儿子都走过就退出。对于每个点，求出以这个点为根，dfs 序的逆序对数的期望，$n \leq 10^5$。

HDU7255

给定一颗树，dfs 这棵树的方法如下：每次随机选择一个儿子递归，并将儿子编号加入 dfs 序列，如果所有儿子都走过就退出。对于每个点，求出以这个点为根，dfs 序的逆序对数的期望，$n \le 10^5$。

假设根确定，考虑任意两个编号形成逆序对的期望：如果两个点没有祖孙关系，那么考虑两个点的 lca，哪个编号在前在后概率相同，都为 $\frac{1}{2}$，其中某一种会形成一个逆序对，所以贡献一定为 $\frac{1}{2}$

HDU7255

给定一颗树，dfs 这棵树的方法如下：每次随机选择一个儿子递归，并将儿子编号加入 dfs 序列，如果所有儿子都走过就退出。对于每个点，求出以这个点为根，dfs 序的逆序对数的期望，$n \leq 10^5$。

假设根确定，考虑任意两个编号形成逆序对的期望：如果两个点没有祖孙关系，那么考虑两个点的 lca，哪个编号在前在后概率相同，都为 $\frac{1}{2}$，其中某一种会形成一个逆序对，所以贡献一定为 $\frac{1}{2}$

于是我们只需要考虑祖孙关系的点对数：设 $A = n*(n-1)/2, B = \sum_u(siz_u-1), C = \sum_u(u$ 子树中编号比 u 小的点数)，那么答案就是 $(A-B)/2 + C$，对一个点很好求，对所有点只需要换根 dp 一下即可。

HDU7248

有 n 个人围成一个环，每个人开始有 b_i 个苹果，最后需要 ei 个苹果，保证 $\sum_i b_i = \sum_i e_i$。每个人可以把苹果传给前后两个人，第 i 个人和第 $i \mod n+1$ 人传递一个苹果的代价是 l_i，有 q 次修改，每次修改一个 l_k 并询问修改后所有人恰好得到需要的苹果数量的最小代价。$n, q \leq 10^5$

HDU7248

有 n 个人围成一个环，每个人开始有 b_i 个苹果，最后需要 ei 个苹果，保证 $\sum_i b_i = \sum_i e_i$。每个人可以把苹果传给前后两个人，第 i 个人和第 $i \mod n+1$ 人传递一个苹果的代价是 l_i，有 q 次修改，每次修改一个 l_k 并询问修改后所有人恰好得到需要的苹果数量的最小代价。$n, q \leq 10^5$

这道题也很有意思。首先断环，此时显然每两个人传递的苹果个数是确定的，设为 a_i 考虑枚举 $(1, n)$ 之间传递了多少苹果，设为 x，那么接下来每两个人之间传递的苹果数量仍然是确定的，为 $|ai{-}x|$, 花费为 $\sum_i l_i|a_i - x|$，可知当 x 取 a 的加权中位数时花费最小，用前缀和维护一下答案和修改即可。

gym105257E

一个圆上有 k 个等分圆周的点，在这些点里给定其中 n 个位置。一条有向线段 (i,j) 存在当且仅当 j 是离 i 最远的选中位置（i 也要是被选中的点，有多个最远位置只要是其中一个即可），且所有线段在除起点终点外不相交，求最多能同时存在多少个线段,$n \leq 10^5, k \leq 10^9$。

gym105257E

一个圆上有 k 个等分圆周的点，在这些点里给定其中 n 个位置。一条有向线段 (i,j) 存在当且仅当 j 是离 i 最远的选中位置（i 也要是被选中的点，有多个最远位置只要是其中一个即可），且所有线段在除起点终点外不相交，求最多能同时存在多少个线段,$n \le 10^5, k \le 10^9$。

考虑对于一个点显然最多两个最远点，不需要考虑太多边。
接下来就是怎么最多

gym105257E

一个圆上有 k 个等分圆周的点，在这些点里给定其中 n 个位置。一条有向线段 (i,j) 存在当且仅当 j 是离 i 最远的选中位置（i 也要是被选中的点，有多个最远位置只要是其中一个即可），且所有线段在除起点终点外不相交，求最多能同时存在多少个线段,$n \le 10^5, k \le 10^9$。

考虑对于一个点显然最多两个最远点，不需要考虑太多边。
接下来就是怎么最多

冷静思考发现根本没有包含的情况，只有三角形和一个点发散出去。
暴力实现即可。

24 牛客多校 2B

给定一个 n 个点的简单带权无向图 G, 每次询问一个点集 S，求 S 关于 G 导出子图的最小生成树, 没有输出 -1。
$n, m, q \leq 10^5, \sum |S| \leq 10^5$
导出子图是指这个点集所有点和原图所有连接点集内的点的边。

24 牛客多校 2B

给定一个 n 个点的简单带权无向图 G，每次询问一个点集 S，求 S 关于 G 导出子图的最小生成树，没有输出 -1。
$n, m, q \leq 10^5, \sum |S| \leq 10^5$
导出子图是指这个点集所有点和原图所有连接点集内的点的边。

仔细思考，发现问题是很少的点之间可能边数很多。
根号分治。考虑 $m \leq 10^5$，所以度数超过 $\sqrt{m}$ 的点不会超过 $O(\sqrt{m})$ 个，把这些点叫做大点，剩下度数小的叫做小点。

24 牛客多校 2B

给定一个 n 个点的简单带权无向图 G, 每次询问一个点集 S, 求 S 关于 G 导出子图的最小生成树, 没有输出 -1。
$n, m, q \leq 10^5, \sum |S| \leq 10^5$
导出子图是指这个点集所有点和原图所有连接点集内的点的边。

仔细思考，发现问题是很少的点之间可能边数很多。
根号分治。考虑 $m \leq 10^5$，所以度数超过 $\sqrt{m}$ 的点不会超过 $O(\sqrt{m})$ 个，把这些点叫做大点，剩下度数小的叫做小点。

那么考虑所有边，对于每次询问，首先大点不会太多，所以直接枚举所有大点之间，合法的边数不会超过 $|s|\sqrt{m}$
其次枚举所有小点，由于小点度数不会太大，所以小点之间和小点与大点之间边数也不会超过 $|s|\sqrt{m}$。

24 牛客多校 2B

给定一个 n 个点的简单带权无向图 G，每次询问一个点集 S，求 S 关于 G 导出子图的最小生成树，没有输出 -1。
$n, m, q \le 10^5, \sum |S| \le 10^5$
导出子图是指这个点集所有点和原图所有连接点集内的点的边。

仔细思考，发现问题是很少的点之间可能边数很多。
根号分治。考虑 $m \le 10^5$，所以度数超过 $\sqrt{m}$ 的点不会超过 $O(\sqrt{m})$ 个，把这些点叫做大点，剩下度数小的叫做小点。

那么考虑所有边，对于每次询问，首先大点不会太多，所以直接枚举所有大点之间，合法的边数不会超过 $|s|\sqrt{m}$
其次枚举所有小点，由于小点度数不会太大，所以小点之间和小点与大点之间边数也不会超过 $|s|\sqrt{m}$。

所以总边数不超过 $|s|\sqrt{m}$，拿出来直接做 mst 即可。

gym104976G

给定 $n \times m$ 地图上的一条长度为 k 的贪吃蛇。每次操作可以控制贪吃蛇移动一步或者缩短一格蛇身。对于每个位置，求从初始状态出发最少需要多少次操作使得蛇头到达该处,$n, m \leq 5000$。

gym104976G

给定 $n \times m$ 的有障碍的地图上的一条长度为 k 的贪吃蛇。每次操作可以控制贪吃蛇移动一步或者缩短一格蛇身。对于每个位置，求从初始状态出发最少需要多少次操作使得蛇头到达该处,$n, m \leq 5000$。

考虑这个操作，实际上就是尾巴缩一格，头可走可不走。
显然对于不是贪吃蛇身体上的点，走到这里蛇头一定不会与蛇身相交，走到这个点的操作数就是到这个点的距离。

gym104976G

给定 $n \times m$ 的有障碍的地图上的一条长度为 k 的贪吃蛇。每次操作可以控制贪吃蛇移动一步或者缩短一格蛇身，但不能头碰到身体。对于每个位置，求从初始状态出发最少需要多少次操作使得蛇头到达该处,$n, m \leq 5000$。

考虑这个操作，实际上就是尾巴缩一格，头可走可不走。
显然对于不是贪吃蛇身体上的点，走到这里蛇头一定不会与蛇身相交，走到这个点的操作数就是到这个点的距离，最短路。

对于身体的第 i 个点，显然需要 $k-i$ 之后才能访问这个点，所以只需要在最短路的时候松弛时与 $k-i$ 取 max 即可，但此时复杂度是 $O(nmlog)$。

gym104976G

给定 $n \times m$ 的有障碍的地图上的一条长度为 k 的贪吃蛇。每次操作可以控制贪吃蛇移动一步或者缩短一格蛇身，但不能头碰到身体。对于每个位置，求从初始状态出发最少需要多少次操作使得蛇头到达该处,$n, m \leq 5000$。

考虑这个操作，实际上就是尾巴缩一格，头可走可不走。
显然对于不是贪吃蛇身体上的点，走到这里蛇头一定不会与蛇身相交，走到这个点的操作数就是到这个点的距离，最短路。

对于身体的第 i 个点，显然需要 $k-i$ 之后才能访问这个点，所以只需要在最短路的时候松弛时与 $k-i$ 取 max 即可。
考虑如果没有身体这些点，可以使用 01bfs 优化掉 log。

gym104976G

给定 $n \times m$ 的有障碍的地图上的一条长度为 k 的贪吃蛇。每次操作可以控制贪吃蛇移动一步或者缩短一格蛇身，但不能头碰到身体。对于每个位置，求从初始状态出发最少需要多少次操作使得蛇头到达该处,$n, m \leq 5000$。

考虑这个操作，实际上就是尾巴缩一格，头可走可不走。
显然对于不是贪吃蛇身体上的点，走到这里蛇头一定不会与蛇身相交，走到这个点的操作数就是到这个点的距离，最短路。

对于身体的第 i 个点，显然需要 $k - i$ 之后才能访问这个点，所以只需要在最短路的时候松弛时与 $k - i$ 取 max 即可。
考虑如果没有身体这些点，可以使用 01bfs 优化掉 log。
于是单独把身体这 k 个点提出来，用另外一个队列维护，只有当时间超过 $k - i$ 并且 01bfs 走到过这两个条件都满足时才加入 bfs 的队列中，这样复杂度 $O(nm + k)$。

2024 牛客 2G

定义一个多重数集合是好的，但且仅当集合中元素乘积是一个正整数的平方，集合的权值为这个正整数的值。给定一个大小为 N 的多重数集，求所有子集中所有好集的权值和，$N, a_i \leq 1000$。

2024 牛客 2G

定义一个多重数集合是好的，但且仅当集合中元素乘积是一个正整数的平方，集合的权值为这个正整数的值。给定一个大小为 N 的多重数集，求所有子集中所有好集的权值和，$N, a_i \leq 1000$。

考虑如果 a_i 很小，那么就是把每个数质因数分解之后做背包即可。

2024 牛客 2G

定义一个多重数集合是好的，但且仅当集合中元素乘积是一个正整数的平方，集合的权值为这个正整数的值。给定一个大小为 N 的多重数集，求所有子集中所有好集的权值和，$N, a_i \leq 1000$。

考虑如果 a_i 很小，那么就是把每个数质因数分解之后做背包即可。

但是现在 $n \leq 1000$，$\sqrt{1000}$ 内质数只有 11 个。那么考虑每个数最多只有一个大于 32 的质因子。

2024 牛客 2G

定义一个多重数集合是好的，但且仅当集合中元素乘积是一个正整数的平方，集合的权值为这个正整数的值。给定一个大小为 N 的多重数集，求所有子集中所有好集的权值和，$N, a_i \leq 1000$。

平方数即质因数分解后指数为偶数，考虑如果 a_i 很小，那么就是把每个数质因数分解之后状压记录状态做背包即可。

但是现在 $n \leq 1000$，$\sqrt{1000}$ 内质数只有 11 个。那么考虑每个数最多只有一个大于 32 的质因子。

按照这个质因子分组，那么每个数在一个组内，每个组内选偶数个数，每个组分别做背包即可，然后记录方案数和总权值和，合并组之间的 dp 数组即可，复杂度 $O(n * 2^{11})$

gym105182J

有 $2n$ 个 k 维空间的点，A 和 B 轮流选点放入自己的集合中，记 $val(S)$ 为集合 S 内两两点之间的曼哈顿距离之和，A 希望最大化 $val(A)-val(B)$，B 希望最小化，求最终值,$n * k \leq 10^5$。

gym105182J

有 $2n$ 个 k 维空间的点，A 和 B 轮流选点放入自己的集合中，记 $val(S)$ 为集合 S 内两两点之间的曼哈顿距离之和，A 希望最大化 $val(A)-val(B)$，B 希望最小化，求最终值,$n*k \le 10^5$。

$$\text{ans} = \sum_{p_i,p_j \in A, i<j} \text{dis}(p_i,p_j) - \sum_{p_i,p_j \in B, i<j} \text{dis}(p_i,p_j)$$

$$= \left(\sum_{p_i,p_j \in A, i<j} \text{dis}(p_i,p_j) + \sum_{p_i,p_j \in B, i<j} \text{dis}(p_i,p_j) + \sum_{p_i \in A, p_j \in B} \text{dis}(p_i,p_j) \right)$$

$$- \left(\sum_{p_i,p_j \in B, i<j} \text{dis}(p_i,p_j) + \sum_{p_i,p_j \in B, i>j} \text{dis}(p_i,p_j) + \sum_{p_i \in A, p_j \in B} \text{dis}(p_i,p_j) \right)$$

$$= \sum_{p_i,p_j \in U, i<j} \text{dis}(p_i,p_j) - \sum_{p_i \in U, p_j \in B} \text{dis}(p_i,p_j)$$

gym105182J

有 $2n$ 个 k 维空间的点，A 和 B 轮流选点放入自己的集合中，记 $val(S)$ 为集合 S 内两两点之间的曼哈顿距离之和，A 希望最大化 $val(A) - val(B)$，B 希望最小化，求最终值,$n * k \leq 10^5$。

考虑一下前面一部分是定值，后面一部分只和 B 有关，所以只需要关注每个点到其他所有点的距离之和，两个人轮流选贡献最大的点。
由于距离是曼哈顿距离，所以每一维排序分别维护即可。

gym105257K

有 n 个通道，会有 m 个弹簧头在 t_i 时刻在 x_i 通道距离你 y_i 米出现，并在出现后的每时刻朝你移动 k 米。每时刻你可以选择看一个通道里的弹簧头，则该时刻该通道里的弹簧头将不会移动。问你最晚可以活到哪个时刻,$n, m \leq 5 * 10^5$。

gym105257K

有 n 个通道，会有 m 个弹簧头在 t_i 时刻在 x_i 通道距离你 y_i 米出现，并在出现后的每时刻朝你移动 k 米。每时刻你可以选择看一个通道里的弹簧头，则该时刻该通道里的弹簧头将不会移动。问你最晚可以活到哪个时刻,$n, m \leq 5 * 10^5$。

发现可以二分答案 t，判断能不能活到 t 时刻。

gym105257K

有 n 个通道，会有 m 个弹簧头在 t_i 时刻在 x_i 通道距离你 y_i 米出现，并在出现后的每时刻朝你移动 k 米。每时刻你可以选择看一个通道里的弹簧头，则该时刻该通道里的弹簧头将不会移动。问你最晚可以活到哪个时刻,$n, m \leq 5 * 10^5$。

发现可以二分答案 t，判断能不能活到 t 时刻。

考虑每个弹簧头的影响，就是在 $[t_i, t]$ 之内需要看 $\lceil \frac{k*(t-t_i)-y}{k} \rceil$ 个时刻。
这样我们可以得到若干形如在时刻 $[ti, t]$ 内，至少向通道 x_i 凝视了 m_i 个时刻的限制条件。

gym105257K

有 n 个通道，会有 m 个弹簧头在 t_i 时刻在 x_i 通道距离你 y_i 米出现，并在出现后的每时刻朝你移动 k 米。每时刻你可以选择看一个通道里的弹簧头，则该时刻该通道里的弹簧头将不会移动。问你最晚可以活到哪个时刻,$n, m \leq 5 * 10^5$。

发现可以二分答案 t，判断能不能活到 t 时刻。
考虑每个弹簧头的影响，就是在 $[t_i, t]$ 之内需要看 $\lceil \frac{k*(t-t_i)-y}{k} \rceil$ 个时刻。
这样我们可以得到若干形如在时刻 $[ti, t]$ 内，至少向通道 x_i 凝视了 m_i 个时刻的限制条件。

注意到这些条件的时间区间的右端点是固定的，所以在较短的区间内进行的凝视，肯定也在较长的区间内起效。
考虑按照起点 t_i 倒序排序所有的要求，贪心地把时间分配给对应的通道，如果可以分配，则说明可以活到第 t 个时刻。

cf1083 C

给定一棵树，每个点有一个 $[0, n-1]$ 的标号，且标号各不相同。支持两种操作：1：交换两个点的标号。2：询问所有路径的 mex 的最大值，路径的 mex 是指最小的没有出现在路径的标号中的自然数。$n, q \leq 10^5$

cf1083 C

给定一棵树，每个点有一个 $[0, n-1]$ 的标号，且标号各不相同。支持两种操作：1：交换两个点的标号。2：询问所有路径的 mex 的最大值，路径的 mex 是指最小的没有出现在路径的标号中的自然数。$n, q \leq 10^5$

显然如果 mex 是 k，那么 $[0, k-1]$ 都出现在了路径中。

cf1083 C

给定一棵树，每个点有一个 $[0, n{-}1]$ 的标号，且标号各不相同。
支持两种操作：1：交换两个点的标号。2：询问所有路径的 mex 的最大值，路径的 mex 是指最小的没
有出现在路径的标号中的自然数。$n, q \leq 10^5$

显然如果 mex 是 k，那么 $[0, k{-}1]$ 都出现在了路径中。
用权值线段树维护每个标号所在的点，并维护区间点是否都在同一路径上。
维护是否在同一路径可以维护路径端点，利用距离判断。

24 牛客多校 1I

有一个 $n \times m$ 的矩形镜子迷宫，镜子有 \, /, -, | 四种，每种镜子有特定的光线反射方向，注意直接通过镜子的情况不算被反射。有 q 个询问，每个询问给定一个点光源 (x, y, dir)，表示在 (x, y) 位置向 dir 方向发射一束光线，问经过足够的时间之后，这束光线被多少个不同的镜子反射过。$1 \leq n, m \leq 1000, q \leq 10^5$

24 牛客多校 1I

有一个 $n \times m$ 的矩形镜子迷宫，镜子有 \, /, -, | 四种，每种镜子有特定的光线反射方向，注意直接通过镜子的情况不算被反射。有 q 个询问，每个询问给定一个点光源 (x, y, dir)，表示在 (x, y) 位置向 dir 方向发射一束光线，问经过足够的时间之后，这束光线被多少个不同的镜子反射过。$1 \leq n, m \leq 1000, q \leq 10^5$

因为光路可逆，所以不可能有光束分叉或者汇合的情况，所以所有的光束会构成若干个环和若干条链。

24 牛客多校 1I

有一个 $n \times m$ 的矩形镜子迷宫，镜子有 \, /, -, | 四种，每种镜子有特定的光线反射方向，注意直接通过镜子的情况不算被反射。有 q 个询问，每个询问给定一个点光源 (x, y, dir)，表示在 (x, y) 位置向 dir 方向发射一束光线，问经过足够的时间之后，这束光线被多少个不同的镜子反射过。$1 \le n, m \le 1000, q \le 10^5$

因为光路可逆，所以不可能有光束分叉或者汇合的情况，所以所有的光束会构成若干个环和若干条链。

所以我们要做的就是把这些光环和光链抽出来，然后预处理出每个点光源的答案，询问就查表 O(1) 回答即可。复杂度 $O(nm + q)$

2024 牛客多校 6I

给定一个数字矩阵，每一行选择一个区间，要求相邻行的区间有交，最大化选中的数字和,$n, m \leq 2000$。

2024 牛客多校 6I

给定一个数字矩阵，每一行选择一个区间，要求相邻行的区间有交，最大化选中的数字和,$n, m \leq 2000$。

区间相交其实就是有相同位置的点

2024 牛客多校 6I

给定一个数字矩阵，每一行选择一个区间，要求相邻行的区间有交，最大化选中的数字和,$n, m \leq 2000$。

区间相交其实就是有相同位置的点
令 $f_{i,j}$ 表示考虑前 i 行，第 i 行强制选择第 j 个的答案。转移枚举上一行强制选择的数字，并强制他们有交，则
$f_{i,j} = \max f_{i-1,k} + sum[k...j] + pre_k + suf_j k \leq j$
$f_{i,j} = \max f_{i-1,k} + sum[j...k] + pre_j + suf_k k > j$
其中 pre_i 代表以 i 结尾的最长连续子段和（长度可以为 0），suf_i 表示以 i 开头的最长连续子段和（长度可以为 0）。

2024 牛客多校 6I

给定一个数字矩阵，每一行选择一个区间，要求相邻行的区间有交，最大化选中的数字和,$n, m \leq 2000$。

区间相交其实就是有相同位置的点
令 $f_{i,j}$ 表示考虑前 i 行，第 i 行强制选择第 j 个的答案。转移枚举上一行强制选择的数字，并强制他们有交，则
$f_{i,j} = \max f_{i-1,k} + sum[k...j] + pre_k + suf_j k \leq j$
$f_{i,j} = \max f_{i-1,k} + sum[j...k] + pre_j + suf_k k > j$
其中 pre_i 代表以 i 结尾的最长连续子段和（长度可以为 0），suf_i 表示以 i 开头的最长连续子段和（长度可以为 0）。

预处理 pre 和 suf 之后用前后缀 max 优化转移即可。

1

给两颗 n 个点的树 T_1, T_2，询问对于 T_1 的每一条边，如果将这条边从 T_1 删去，加到 T_2, 有多少方案使得将 T_2 的一条边删去，加到 T_1， T_1, T_2 仍然联通,$n \leq 10^6$。

1

给两颗 n 个点的树 T_1, T_2，询问对于 T_1 的每一条边，如果将这条边从 T_1 删去，加到 T_2，有多少方案使得将 T_2 的一条边删去，加到 T_1，T_1, T_2 仍然联通,$n \le 10^6$。

实际上就是两颗树各自一条边在另一棵树上包含对方。
考虑怎么找到 T_1 的每条边 e_1 在 T_2 的路径上这些边 e_2，在 T_1 是否包含 e_1

1

给两颗 n 个点的树 T_1, T_2，询问对于 T_1 的每一条边，如果将这条边从 T_1 删去，加到 T_2, 有多少方案使得将 T_2 的一条边删去，加到 T_1，T_1, T_2 仍然联通,$n \leq 10^6$。

实际上就是两颗树各自一条边在另一棵树上包含对方。
考虑怎么找到 T_1 的每条边 e_1 在 T_2 的路径上这些边 e_2，在 T_1 是否包含 e_1

将 e_2 在 T_1 上差分，u, v 加,lca_1 减。然后在 T_1 上 dfs。那么这时候走到 T_1 的一条边，先 dfs 子树，将子树所有差分的贡献记录，那么这时候就知道哪些 e_2 在 T_1 包含了 e_1，只需要找有多少个 e_2 被 e_1 在 T_2 包含。

24 牛客多校 7D

给定一个长度为 N 的序列和 k，定义一个区间 $[l, r]$ 是好的当且仅当 $a_l, \ldots, a_r$ 这些每个数字恰好出现了 k 次，求有多少个好的区间，$n \leq 10^5$。

24 牛客多校 7D

给定一个长度为 N 的序列和 k，定义一个区间 $[l, r]$ 是好的当且仅当 $a_l, ..., a_r$ 这些每个数字恰好出现了 k 次，求有多少个好的区间，$n \leq 10^5$。

考虑就是每种数字都出现 k 次，所以将每种数字提出来分别考虑。假设对于某种数字 x，出现位置分别是 $p_1, p_2, ..., p_m$。

24 牛客多校 7D

给定一个长度为 N 的序列和 k，定义一个区间 $[l, r]$ 是好的当且仅当 $a_l, \ldots, a_r$ 这些每个数字恰好出现了 k 次，求有多少个好的区间，$n \leq 10^5$。

考虑就是每种数字都出现 k 次，所以将每种数字提出来分别考虑。假设对于某种数字 x，出现位置分别是 $p_1, p_2, \ldots, p_m$。

考虑对于每个数字找出哪些区间不合法，那么对于每种数字都不是不合法的区间一定就是好的。那么对于 $l \in [p_i + 1, p_{i+1}]$，合法的 $r \in [p_{i+k}, p_{i+k+1} - 1]$，所以不合法的就是 $[1, p_{i+k} - 1], [p_{i+k+1}, n]$。总共有大概 $O(m)$ 个区间，加起来总共有 n 个不合法区间。

24 牛客多校 7D

给定一个长度为 N 的序列和 k，定义一个区间 $[l, r]$ 是好的当且仅当 $a_l, \ldots, a_r$ 这些每个数字恰好出现了 k 次，求有多少个好的区间，$n \leq 10^5$。

考虑就是每种数字都出现 k 次，所以将每种数字提出来分别考虑。假设对于某种数字 x，出现位置分别是 $p_1, p_2, \ldots, p_m$。

考虑对于每个数字找出哪些区间不合法，那么对于每种数字都不是不合法的区间一定就是好的。那么对于 $l \in [p_i + 1, p_{i+1}]$，合法的 $r \in [p_{i+k}, p_{i+k+1} - 1]$，所以不合法的就是 $[1, p_{i+k} - 1], [p_{i+k+1}, n]$。总共有大概 $O(m)$ 个区间，加起来总共有 n 个不合法区间。

差分后扫描线，不合法看做 $+1$，然后就是扫描线，线段树维护区间为 0 的数字个数，复杂度 $O(nlogn)$。