Solution

The 15th Campus Programming Contest

BUPT's ICPC team

July 15, 2021

L

Immortal

题目难度：very-easy。
输出 $x - 2001$。

题目难度：easy

题目难度：easy
首先注意题面中的 $0 < x, y, z$。

题目难度：easy
首先注意题面中的 $0 < x, y, z$。
然后你可以发现 x^5 的个位数是不变的（或者是扩展欧拉定理。

F

One Place

题目难度：easy
首先注意题面中的 $0 < x, y, z$。
然后你可以发现 x^5 的个位数是不变的（或者是扩展欧拉定理。
然后你只需要算 $x^{y^z \mod 4 + 4}$。

题目难度：easy
首先注意题面中的 $0 < x, y, z$。
然后你可以发现 x^5 的个位数是不变的（或者是扩展欧拉定理。
然后你只需要算 $x^{y^z \mod 4+4}$。
这个可以找规律或者快速幂计算。

题目难度： easy。

A

Analyse Data

题目难度：easy。
模拟所有人移动的过程，对于第 i 个人，设其在第 t 秒位置为 (x, y)，统计出所有第 t 秒在 (x, y) 且标号小于 i 的人数。

题目难度：easy。
模拟所有人移动的过程，对于第 i 个人，设其在第 t 秒位置为 (x, y)，统计出所有第 t 秒在 (x, y) 且标号小于 i 的人数。
对于每一秒，顺序枚举每个人，并开一个二维数组进行统计人数。

题目难度：easy。
模拟所有人移动的过程，对于第 i 个人，设其在第 t 秒位置为 (x, y)，统计出所有第 t 秒在 (x, y) 且标号小于 i 的人数。
对于每一秒，顺序枚举每个人，并开一个二维数组进行统计人数。
注意，每一秒结束后，不能暴力清空整个二维数组，显然只需要清空最多 k 个位置的值。

题目难度：easy。
模拟所有人移动的过程，对于第 i 个人，设其在第 t 秒位置为 (x, y)，统计出所有第 t 秒在 (x, y) 且标号小于 i 的人数。
对于每一秒，顺序枚举每个人，并开一个二维数组进行统计人数。
注意，每一秒结束后，不能暴力清空整个二维数组，显然只需要清空最多 k 个位置的值。
记录这些位置的值即可。时间复杂度 $O(Tk)$。

G
Chopsticks

题目难度： easy

G
Chopsticks

题目难度： easy
考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。
首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。

G
Chopsticks

题目难度：easy
考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。
首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。
然后找到当前还剩下 ≥ 2 个筷子的任一种类，取走两个。如果找不到，则剩下的都是只有 1 只筷子，取走一个，对答案产生 1 的贡献。

题目难度：easy
考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。
首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。
然后找到当前还剩下 ≥ 2 个筷子的任一种类，取走两个。如果找不到，则剩下的都是只有 1 只筷子，取走一个，对答案产生 1 的贡献。
注意，若不出现找不到 ≥ 2 的情况，则答案要减一。因为当 b_i 均为 1 时，随便再选一个，能配对的数都能加一。

题目难度：easy
考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。
首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。
然后找到当前还剩下 ≥ 2 个筷子的任一种类，取走两个。如果找不到，则剩下的都是只有 1 只筷子，取走一个，对答案产生 1 的贡献。
注意，若不出现找不到 ≥ 2 的情况，则答案要减一。因为当 b_i 均为 1 时，随便再选一个，能配对的数都能加一。
若存在剩下 1 只筷子的，那么这一类的筷子数一定数偶数。

题目难度：easy
考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。
首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。
然后找到当前还剩下 ≥ 2 个筷子的任一种类，取走两个。如果找不到，则剩下的都是只有 1 只筷子，取走一个，对答案产生 1 的贡献。
注意，若不出现找不到 ≥ 2 的情况，则答案要减一。因为当 b_i 均为 1 时，随便再选一个，能配对的数都能加一。
若存在剩下 1 只筷子的，那么这一类的筷子数一定数偶数。
于是统计出筷子数为偶数的个数，以及每次能取走两个筷子的次数。分三种情况讨论一下即可。

G

Chopsticks

题目难度：easy

考虑贪心，直接构造出方案。设 b_i 为当前第 i 种筷子取的个数模二后的结果。

首先显然是 n 种筷子都取 1 个，让 b_i 都变成一。

然后找到当前还剩下 ≥ 2 个筷子的任一种类，取走两个。如果找不到，则剩下的都是只有 1 只筷子，取走一个，对答案产生 1 的贡献。

注意，若不出现找不到 ≥ 2 的情况，则答案要减一。因为当 b_i 均为 1 时，随便再选一个，能配对的数都能加一。

若存在剩下 1 只筷子的，那么这一类的筷子数一定数偶数。

于是统计出筷子数为偶数的个数，以及每次能取走两个筷子的次数。分三种情况讨论一下即可。

时间复杂度 $O(n)$。

题目难度：medium-easy

题目难度： medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。

题目难度： medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。
所以我们枚举最大字符和最小字符。

C

String Value

题目难度：medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。
所以我们枚举最大字符和最小字符。
然后将是最大的字符值为 1，最小的字符值为 -1。

题目难度：medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。
所以我们枚举最大字符和最小字符。
然后将是最大的字符值为 1，最小的字符值为 -1。
然后就是求一个最大子段和。

题目难度：medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。
所以我们枚举最大字符和最小字符。
然后将是最大的字符值为 1，最小的字符值为 -1。
然后就是求一个最大子段和。
这样的复杂度是 $26^2 \times n$，其实即可通过本题（除非你写的常数非常大）。

题目难度：medium-easy
我们考虑该题的限制放松一下不会影响答案。
所以我们枚举最大字符和最小字符。
然后将是最大的字符值为 1，最小的字符值为 -1。
然后就是求一个最大子段和。
这样的复杂度是 $26^2 \times n$，其实即可通过本题（除非你写的常数非常大）。
然后你可以只将你枚举的两种字符保留，即可做到总复杂度是 $26 \times n$。

题目难度： medium-easy

K

01 Sequence

题目难度：medium-easy

你只要得到所有前缀的奇偶性即可确定每一个位置是 0 还是 1。

题目难度：medium-easy
你只要得到所有前缀的奇偶性即可确定每一个位置是 0 还是 1。
你询问一段区间 $[l, r]$，其实得到的信息是前缀 s_{l-1} 和前缀 s_r 的奇偶性是否相同。

题目难度：medium-easy
你只要得到所有前缀的奇偶性即可确定每一个位置是 0 还是 1。
你询问一段区间 $[l, r]$，其实得到的信息是前缀 s_{l-1} 和前缀 s_r 的奇偶性是否相同。
然后每次询问你其实就将两个前缀的奇偶性绑定在一起，确定绑定在一起的一个的奇偶性，即可知道所有的奇偶性。

题目难度： medium-easy
你只要得到所有前缀的奇偶性即可确定每一个位置是 0 还是 1。
你询问一段区间 $[l, r]$，其实得到的信息是前缀 s_{l-1} 和前缀 s_r 的奇偶性是否相同。
然后每次询问你其实就将两个前缀的奇偶性绑定在一起，确定绑定在一起的一个的奇偶性，即可知道所有的奇偶性。
s_0 的奇偶性是知道的，为偶数。所以该问题等价与选一些边将所有的 $n+1$ 个前缀联通。

题目难度：medium-easy
你只要得到所有前缀的奇偶性即可确定每一个位置是 0 还是 1。
你询问一段区间 $[l, r]$，其实得到的信息是前缀 s_{l-1} 和前缀 s_r 的奇偶性是否相同。
然后每次询问你其实就将两个前缀的奇偶性绑定在一起，确定绑定在一起的一个的奇偶性，即可知道所有的奇偶性。
s_0 的奇偶性是知道的，为偶数。所以该问题等价与选一些边将所有的 $n+1$ 个前缀联通。
求最小生成树即可。时间复杂度 $O(n^2)$ 或 $O(n^2 \log n)$。

I

Planet

题目难度：medium-easy。

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。
结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。

Planet

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。
结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。
问题可以转换为，给定 n 个点的初始坐标。给 m 次询问，每次询问时，给定 i，询问 n 个点以 i 点为旋转中心，进行匀角速度旋转时，各点与 i 点横坐标差的平方和的期望。

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。
结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。
问题可以转换为，给定 n 个点的初始坐标。给 m 次询问，每次询问时，给定 i，询问 n 个点以 i 点为旋转中心，进行匀角速度旋转时，各点与 i 点横坐标差的平方和的期望。
而计算某一个点 j 与 i 点横坐标差的平方和的期望时，需要积分：
$E(ans_{ij}) = \frac{\int_{\phi=0}^{2\pi} L_{ij}^2 cos^2\phi d\phi}{2\pi}$。

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。
结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。
问题可以转换为，给定 n 个点的初始坐标。给 m 次询问，每次询问时，给定 i，询问 n 个点以 i 点为旋转中心，进行匀角速度旋转时，各点与 i 点横坐标差的平方和的期望。
而计算某一个点 j 与 i 点横坐标差的平方和的期望时，需要积分：
$E(ans_{ij}) = \frac{\int_{\phi=0}^{2\pi} L_{ij}^2 cos^2\phi d\phi}{2\pi}$。
结果为 $E(ans_{ij}) = \frac{L_{ij}^2}{2}$，于是 $E(ans_i) = \frac{\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2}{2}$。

题目难度：medium-easy。

结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。

结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。

问题可以转换为，给定 n 个点的初始坐标。给 m 次询问，每次询问时，给定 i，询问 n 个点以 i 点为旋转中心，进行匀角速度旋转时，各点与 i 点横坐标差的平方和的期望。

而计算某一个点 j 与 i 点横坐标差的平方和的期望时，需要积分：
$E(ans_{ij}) = \frac{\int_{\phi=0}^{2\pi} L_{ij}^2 cos^2\phi d\phi}{2\pi}$。

结果为 $E(ans_{ij}) = \frac{L_{ij}^2}{2}$，于是 $E(ans_i) = \frac{\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2}{2}$。

由于不能 $O(n^2)$ 地求 L_{ij}^2，考虑当参考系由 i 转到 i' 时，$\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2$ 发生的变化，考虑到 $\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2 = \sum_{j=1}^{n}(x_j - x_i)^2 + (y_j - y_i)^2$，而当 i 转到 i' 时，$(x_j - x_i)^2$ 与 $(y_j - y_i)^2$ 会各自统一变为 $(x_j - x_i + dx)^2$ 与 $(y_j - y_i + dy)^2$，这是一个经典维护平方和的问题。

也即 $E(ans_{i'j}) = E(ans_{ij}) + 2 * dx * sumx_{ij} - 2 * dy * sumy_{ij} + n * dx^2 + n * dy^2$.

题目难度：medium-easy。
结论 1：n 个点绕原点旋转时，所有点构成图形的形状没有发生本质变化。
结论 2：改取任何一个点为参考系，都能观测到上述图形存在绕该参考系匀角速速旋转的情况，且旋转角速度与题目中描述的绕原点旋转角速度一致。
问题可以转换为，给定 n 个点的初始坐标。给 m 次询问，每次询问时，给定 i，询问 n 个点以 i 点为旋转中心，进行匀角速度旋转时，各点与 i 点横坐标差的平方和的期望。
而计算某一个点 j 与 i 点横坐标差的平方和的期望时，需要积分：
$E(ans_{ij}) = \frac{\int_{\phi=0}^{2\pi} L_{ij}^2 cos^2\phi d\phi}{2\pi}$。
结果为 $E(ans_{ij}) = \frac{L_{ij}^2}{2}$，于是 $E(ans_i) = \frac{\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2}{2}$。
由于不能 $O(n^2)$ 地求 L_{ij}^2，考虑当参考系由 i 转到 i' 时，$\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2$ 发生的变化，考虑到 $\sum_{j=1}^{n} L_{ij}^2 = \sum_{j=1}^{n} (x_j - x_i)^2 + (y_j - y_i)^2$，而当 i 转到 i' 时，$(x_j - x_i)^2$ 与 $(y_j - y_i)^2$ 会各自统一变为 $(x_j - x_i + dx)^2$ 与 $(y_j - y_i + dy)^2$，这是一个经典维护平方和的问题。
也即 $E(ans_{i'j}) = E(ans_{ij}) + 2 * dx * sumx_{ij} - 2 * dy * sumy_{ij} + n * dx^2 + n * dy^2$.
时间复杂度为 $O(n + m)$.

J

Longest Palindromic Path

题目难度： medium-easy

题目难度：medium-easy
考虑一个回文子串一定是每次缩两端的两个字符或者是缩一段的一个字符。

题目难度：medium-easy
考虑一个回文子串一定是每次缩两端的两个字符或者是缩一段的一个字符。
然后每次缩一个字符的情况一定是当前的串全是某个字符。

题目难度： medium-easy
考虑一个回文子串一定是每次缩两端的两个字符或者是缩一段的一个字符。
然后每次缩一个字符的情况一定是当前的串全是某个字符。
所以即求出以每个位置为中心的极大回文串，然后看处理出该中心往左往右相同的字符最多延伸到的位置，更新答案即可。

题目难度：medium-easy
考虑一个回文子串一定是每次缩两端的两个字符或者是缩一段的一个字符。
然后每次缩一个字符的情况一定是当前的串全是某个字符。
所以即求出以每个位置为中心的极大回文串，然后看处理出该中心往左往右相同的字符最多延伸到的位置，更新答案即可。
二分 + 哈希或者马拉车求回文串。

题目难度： medium

题目难度： medium
我们考虑第前三个数的情况。

题目难度： medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

题目难度： medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

1. 第一个和第二个在一个等差数列。

题目难度： medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

1. 第一个和第二个在一个等差数列。
2. 第一个和第三个在一个等差数列。

题目难度：medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

1. 第一个和第二个在一个等差数列。
2. 第一个和第三个在一个等差数列。
3. 第二个和第三个在一个等差数列。

题目难度： medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

1. 第一个和第二个在一个等差数列。
2. 第一个和第三个在一个等差数列。
3. 第二个和第三个在一个等差数列。

得到公差之后即可确定后面所有的可以接在该等差数列的位置。

题目难度：medium
我们考虑第前三个数的情况。
前三个数共有三种可能情况：

1. 第一个和第二个在一个等差数列。
2. 第一个和第三个在一个等差数列。
3. 第二个和第三个在一个等差数列。

得到公差之后即可确定后面所有的可以接在该等差数列的位置。
然后到这里会有一个很容易错误的地方，就是并不是能接在后面就接一定接在后面，这里你可以枚举一下是不是在某个位置停下来，如果停下来后面的所有元素都意味着接在另一个等差数列中，这个可以与处理一下后缀是不是一个等差数列。

题目难度：medium。

B
Mod

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p) \neq 1$，则无解。

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p)\neq 1$，则无解。
否则求出最小的正整数 d 使得 $a^d\equiv 1 \pmod p$，即 a 模 p 的阶。若 $a^y\equiv 1 \pmod p$，那么 y 将是 d 的倍数，于是 $(bx \mod p)$ 必须是 d 的正整数倍。

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p) \neq 1$，则无解。
否则求出最小的正整数 d 使得 $a^d \equiv 1 \pmod p$，即 a 模 p 的阶。若 $a^y \equiv 1 \pmod p$，那么 y 将是 d 的倍数，于是 $(bx \mod p)$ 必须是 d 的正整数倍。
而我们知道，$(bx \mod p)$ 取遍所有的 $k \times \gcd(b,p)$，其中 $k \geq 0$，且 $k \times \gcd(b,p) < p$。

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p) \neq 1$，则无解。
否则求出最小的正整数 d 使得 $a^d \equiv 1 \pmod p$，即 a 模 p 的阶。若 $a^y \equiv 1 \pmod p$，那么 y 将是 d 的倍数，于是 $(bx \mod p)$ 必须是 d 的正整数倍。
而我们知道，$(bx \mod p)$ 取遍所有的 $k \times \gcd(b,p)$，其中 $k \geq 0$，且 $k \times \gcd(b,p) < p$。
于是 $(bx \mod p) = k \times \gcd(b,p)$ 至少是 $\mathrm{lcm}(\gcd(b,p),d)$，设这个值为 c。
那么：$bx \equiv c \pmod p$，且 $c < p$。
用扩展欧几里得解出最小的满足条件的正整数 x 即可。

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p)\neq 1$，则无解。
否则求出最小的正整数 d 使得 $a^d\equiv 1 \pmod p$，即 a 模 p 的阶。若 $a^y\equiv 1 \pmod p$，那么 y 将是 d 的倍数，于是 $(bx \mod p)$ 必须是 d 的正整数倍。
而我们知道，$(bx \mod p)$ 取遍所有的 $k\times\gcd(b,p)$，其中 $k\geq 0$，且 $k\times\gcd(b,p)<p$。
于是 $(bx \mod p)=k\times\gcd(b,p)$ 至少是 $\mathrm{lcm}(\gcd(b,p),d)$，设这个值为 c。
那么：$bx\equiv c \pmod p$，且 $c<p$。
用扩展欧几里得解出最小的满足条件的正整数 x 即可。
求 a 模 p 的阶可以通过线性筛预处理 10^7 以内的欧拉函数以及每个数的最小质因子。枚举 $\varphi(p)$ 的所有因子，时间复杂度为 $O(\log p)$，求阶的复杂度为 $O(\log^2 p)$，扩欧复杂度及求 gcd 等复杂度为 log 级别。

题目难度：medium。
首先若 $\gcd(a,p) \neq 1$，则无解。
否则求出最小的正整数 d 使得 $a^d \equiv 1 \pmod p$，即 a 模 p 的阶。若 $a^y \equiv 1 \pmod p$，那么 y 将是 d 的倍数，于是 $(bx \mod p)$ 必须是 d 的正整数倍。
而我们知道，$(bx \mod p)$ 取遍所有的 $k \times \gcd(b,p)$，其中 $k \geq 0$，且 $k \times \gcd(b,p) < p$。
于是 $(bx \mod p) = k \times \gcd(b,p)$ 至少是 $\mathrm{lcm}(\gcd(b,p),d)$，设这个值为 c。
那么：$bx \equiv c \pmod p$，且 $c < p$。
用扩展欧几里得解出最小的满足条件的正整数 x 即可。
求 a 模 p 的阶可以通过线性筛预处理 10^7 以内的欧拉函数以及每个数的最小质因子。枚举 $\varphi(p)$ 的所有因子，时间复杂度为 $O(\log p)$，求阶的复杂度为 $O(\log^2 p)$，扩欧复杂度及求 gcd 等复杂度为 log 级别。
因此总复杂度为 $O(\max\{p\} + T\log^2 p)$。

题目难度：hard

E

GCD On Sequence

题目难度： hard

$\gcd(x, y)$ **可以被表示为最大的** d **满足** $d|x, d|y$。

E

GCD On Sequence

题目难度：hard

$\gcd(x, y)$ 可以被表示为最大的 d 满足 $d|x, d|y$。

考虑离线，对于每个询问的区间 $[l, r]$，按 r 为关键字从小到大排序。从左往右考虑新加一个位置 i。

E

GCD On Sequence

题目难度： hard

$\gcd(x, y)$ 可以被表示为最大的 d 满足 $d|x, d|y$。
考虑离线，对于每个询问的区间 $[l, r]$，按 r 为关键字从小到大排序。从左往右考虑新加一个位置 i。
设 b_j 表示 a_j 能和 $a_k (j < k < i)$ 形成 gcd 的最大的值。那么一个询问 $[l, r]$ 的答案就是 $\max\{l \le k < r\} b_k$。

题目难度：hard
$\gcd(x, y)$ 可以被表示为最大的 d 满足 $d|x, d|y$。
考虑离线，对于每个询问的区间 $[l, r]$，按 r 为关键字从小到大排序。从左往右考虑新加一个位置 i。
设 b_j 表示 a_j 能和 $a_k (j < k < i)$ 形成 gcd 的最大的值。那么一个询问 $[l, r]$ 的答案就是 $\max\{l \le k < r\} b_k$。
对于一个 d，记录 pre_d 表示当前最大的 j 满足 $j < i$ 且 $d|a_j$，新加一个 i 时考虑 i 所有的因子 d，将 b_{pre_d} 与 d 取最大值即可。

题目难度：hard
$\gcd(x,y)$ 可以被表示为最大的 d 满足 $d|x, d|y$。
考虑离线，对于每个询问的区间 $[l,r]$，按 r 为关键字从小到大排序。从左往右考虑新加一个位置 i。
设 b_j 表示 a_j 能和 $a_k(j<k<i)$ 形成 gcd 的最大的值。那么一个询问 $[l,r]$ 的答案就是 $\max\{l \le k < r\} b_k$。
对于一个 d，记录 pre_d 表示当前最大的 j 满足 $j<i$ 且 $d|a_j$，新加一个 i 时考虑 i 所有的因子 d，将 b_{pre_d} 与 d 取最大值即可。
用树状数组维护，时间复杂度 $O(nd(a_i)\log n)$，其中 $d(a_i)$ 为 a_i 的因子个数。稍微卡常可以通过。

题目难度：hard
$\gcd(x, y)$ 可以被表示为最大的 d 满足 $d|x, d|y$。
考虑离线，对于每个询问的区间 $[l, r]$，按 r 为关键字从小到大排序。从左往右考虑新加一个位置 i。
设 b_j 表示 a_j 能和 $a_k (j < k < i)$ 形成 gcd 的最大的值。那么一个询问 $[l, r]$ 的答案就是 $\max\{l \le k < r\} b_k$。
对于一个 d，记录 pre_d 表示当前最大的 j 满足 $j < i$ 且 $d|a_j$，新加一个 i 时考虑 i 所有的因子 d，将 b_{pre_d} 与 d 取最大值即可。
用树状数组维护，时间复杂度 $O(nd(a_i) \log n)$，其中 $d(a_i)$ 为 a_i 的因子个数。稍微卡常可以通过。
分块，维护一个 $O(1)$ 单点修改，$O(\sqrt{n})$ 查询的数据结构，时间复杂度 $O((n + m)\sqrt{n})$。

题目难度： hard

题目难度：hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。

题目难度： hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。
求 dp_i 的时候我们要枚举一下和 i 右相切的最大的圆的半径。

D
Abstract Painting 2

题目难度：hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。
求 dp_i 的时候我们要枚举一下和 i 右相切的最大的圆的半径。
然后要再预处理一个 $f_{i,j}$ 为和 i 右相切的圆的半径为 j 的方案数。

题目难度：hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。
求 dp_i 的时候我们要枚举一下和 i 右相切的最大的圆的半径。
然后要再预处理一个 $f_{i,j}$ 为和 i 右相切的圆的半径为 j 的方案数。
求 f 的时候是一个区间 dp，我们需要枚举一下最右边的次大圆的 r。

D
Abstract Painting 2

题目难度：hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。
求 dp_i 的时候我们要枚举一下和 i 右相切的最大的圆的半径。
然后要再预处理一个 $f_{i,j}$ 为和 i 右相切的圆的半径为 j 的方案数。
求 f 的时候是一个区间 dp，我们需要枚举一下最右边的次大圆的 r。
然后即可得到 f，然后利用 f 再做一个区间 dp 即可得到最后的 dp 数组。

D

Abstract Painting 2

题目难度：hard
考虑 dp_i 为 i 前缀的方案。
求 dp_i 的时候我们要枚举一下和 i 右相切的最大的圆的半径。
然后要再预处理一个 $f_{i,j}$ 为和 i 右相切的圆的半径为 j 的方案数。
求 f 的时候是一个区间 dp，我们需要枚举一下最右边的次大圆的 r。
然后即可得到 f，然后利用 f 再做一个区间 dp 即可得到最后的 dp 数组。
复杂度 $O(nr^2)$。