

矩阵 mat:

二分答案，网络流检验。

把每一行、每一列都看成是一个节点。由每一行向每一列连边，上限 R ，下限 L ；由源向每一行连边，上限 $U[i]+ans$ ，下限 $\max(U[i]-ans, 0)$ ， $U[i]$ 表示 A 矩阵第 i 行的元素之和；由每一列向汇连边，上限 $V[i]+ans$ ，下限 $\max(V[i]-ans, 0)$ ， $V[i]$ 表示 A 矩阵第 i 列的元素之和。判断是否有可行流即可。

时间复杂度 $O(\text{maxflow}(n+m, n*m)*\log)$

数组 b:

令 $f(i) = C_{i+k-1}^{i-1}$ ，即数在 $[1, i]$ 中且不考虑 gcd 时的方案数，那么答案为

$\sum_{i=1}^n \mu(i) f\left(\left\lfloor \frac{n}{i} \right\rfloor\right)$ 。注意到不同的 $\left\lfloor \frac{n}{i} \right\rfloor$ 只有 \sqrt{n} 个，用杜教筛预处理出 $\mu(i)$ 在这些位置的前缀和。预处理出较小的阶乘加快求 f 。

时间复杂度 $O(n^{2/3} + \sqrt{nk})$

市场 market:

考虑区间的 \min 和 \max ，当 $\min - \lfloor \min/d \rfloor = \max - \lfloor \max/d \rfloor$ 的时候，变成区间加，显然此时 $\max \leq \min + 1$ ，可以证明是 $O(n \log n \log C)$ 的， $C = 10^9 + 10^4 \cdot q$ 。

考虑每个操作 2 都将区间分成了若干段，每段分别是区间加法，可以证明总段数是 $O(n \log C)$ 级别的，考虑 i 和 $i+1$ ， $s = |a_i - a_{i+1}|$ ，操作之后最多只有 $\lfloor s/2 \rfloor$ ，因此最多 $\log C$ 步 $s \leq 1$ ，当 $s = 1$ 时，若 $\min - \lfloor \min/d \rfloor = \max - \lfloor \max/d \rfloor - 1$ ，那么操作之后 $\min = \max$ ，否则就变成区间加法。

时间复杂度 $O(n \log^2)$