数学

CF803C

题意

请你构造一个长度为k的严格上升正整数序列，使得所有数的和恰好为n□并且所有数的最大公约数最大。输出这个序列。如果没有合法的序列输出-1。如果有多个合法的序列，可以输出任意一个□$(n,k \le 10^{10})$

题解

枚举$\gcd$□只要$\gcd \cdot \frac{k(k+1)}{2} \le n$即有解。

CF803F

题意

给你一个长度为n的序列，问你有多少个子序列的$\gcd=1$□对10^9+7取模□$(n \le 10^5)$

题解

本题我们需要求出$$f_i=\sum_{\gcd(a_{p_{1}},a_{p_{1}},\cdots,a_{p_{k}}) = i}1$$设$$cnt_i=\sum_{j=1}^n[i|a_j]$$则$$f_i=\sum_{j=1}^{cnt_i}\binom{cnt_i}{j}-\sum_{j=1}^nf_j[i|a_j]$$ $$=2^{cnt_i}-1-\sum_{j=1}^nf_j[i|a_j]$$ 逆序枚举i即可$O(n \log n)$求解。

CF839D

题意

给出一个长度为n的序列a_i□求$$\sum_{\gcd(a_{p_{1}},a_{p_{1}},\cdots,a_{p_{k}}) \ne 1}k \cdot \gcd(a_{p_{1}},a_{p_{1}},\cdots,a_{p_{k}}) \pmod{10^9+7}$$其中$1 \le k \le n, p_1<p_2< \cdots < p_k$□$(n \le 2 \times 10^5, a_i \le 10^6)$

题解

上一题的升级版，我们在上一题我们通过容斥求出了$$f_i=\sum_{\gcd(a_{p_{1}},a_{p_{1}},\cdots,a_{p_{k}}) = i}1$$本题我们则需要求出$$g_i=\sum_{\gcd(a_{p_{1}},a_{p_{1}},\cdots,a_{p_{k}}) = i}k$$ 最终答案为 $$\sum_{i=2}^{n}ig_i$$ 类似上一题的方法

设$$cnt_i=\sum_{j=1}^n[i|a_j]$$则$$g_i=\sum_{j=1}^{cnt_i}j\binom{cnt_i}{j}-\sum_{j=1}^ng_j[i|a_j]$$ $$=\sum_{j=1}^{cnt_i}\frac{(cnt_i)!j}{j!(cnt_i-j)!}-\sum_{j=1}^ng_j[i|a_j]$$ $$=cnt_i\sum_{j=1}^{cnt_i}\frac{(cnt_i-1)!}{(j-1)!(cnt_i-j)!}-\sum_{j=1}^ng_j[i|a_j]$$ $$=cnt_i\sum_{j=0}^{cnt_i-1}\binom{cnt_i-1}{j}-\sum_{j=1}^ng_j[i|a_j]$$ $$=cnt_i \cdot 2^{cnt_i-1}-\sum_{j=1}^ng_j[i|a_j]$$ 逆序枚举i即可$O(n \log n)$求解。

CF809E

题意

给出一棵$n(2 \le n \le 2 \times 10^5)$个节点的树，边权为$1$。给定一个$1$到$n$的排列$a_i$□设$\operatorname{dist}(i,j)$为树上两点间距离，求$$\frac{1}{n(n-1)}\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} \varphi(a_i \cdot a_j) \operatorname{dist}(i,j)\pmod{10^9+7}$$

题解

因为a_i是1到n的排列，所以我们可以设$p_{a_i}=i$□同时有以下结论$$\varphi(nm)=\frac{\varphi(n)\varphi(m)\gcd(n,m)}{\varphi(\gcd(n,m))}$$ 因此扔掉前面的分母$n(n-1)$□原式转化为$$\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} \frac{\varphi(i)\varphi(j)\gcd(i,j)\operatorname{dist}(p_i, p_j)}{\varphi(\gcd(i,j))} $$ 开始反演，枚举$d=\gcd(i,j)$ $$=\sum_{d=1}^{n}\frac{d}{\varphi(d)}\sum_{i=1}^{\left\lfloor \frac{n}{d} \right\rfloor}\sum_{j=1}^{\left\lfloor \frac{n}{d} \right\rfloor} \varphi(id)\varphi(jd)\operatorname{dist}(p_{id}, p_{jd}) [\gcd(i,j)=1] $$ 套用$\epsilon = \mu * 1$ $$=\sum_{d=1}^{n}\frac{d}{\varphi(d)}\sum_{i=1}^{\left\lfloor \frac{n}{d} \right\rfloor}\sum_{j=1}^{\left\lfloor \frac{n}{d} \right\rfloor} \varphi(id)\varphi(jd)\operatorname{dist}(p_{id}, p_{jd}) \sum_{p|\gcd(i,j)}\mu(p)$$ 枚举p $$=\sum_{d=1}^{n}\frac{d}{\varphi(d)}\sum_{p=1}^{\left\lfloor \frac{n}{d} \right\rfloor} \mu(p) \sum_{i=1}^{\left\lfloor \frac{n}{dp} \right\rfloor}\sum_{j=1}^{\left\lfloor \frac{n}{dp} \right\rfloor} \varphi(idp)\varphi(jdp)\operatorname{dist}(p_{idp}, p_{jdp})$$ 枚举$T=dp$ $$=\sum_{T=1}^{n} \sum_{i=1}^{\left\lfloor \frac{n}{T} \right\rfloor}\sum_{j=1}^{\left\lfloor \frac{n}{T} \right\rfloor} \varphi(iT)\varphi(jT)\operatorname{dist}(p_{iT}, p_{jT}) \sum_{d|T} \frac{\mu(\frac{T}{d})d}{\varphi(d)}$$ 设$$f(T)=\sum_{i=1}^{\left\lfloor \frac{n}{T} \right\rfloor}\sum_{j=1}^{\left\lfloor \frac{n}{T} \right\rfloor} \varphi(iT)\varphi(jT)\operatorname{dist}(p_{iT}, p_{jT})$$ $$g(T)=\sum_{d|T} \frac{\mu(\frac{T}{d})d}{\varphi(d)}$$ 则原式转化为$$\sum_{T=1}^{n}f(T)g(T)$$ 其中$g(T)$可以在$O(n \log n)$的时间求出，考虑$f(T)$□本质相当于给p_i点一个权值$\varphi(i)$□然后把所有下标为T的倍数点p_i拿出来建虚树□dp跑一遍将每条边的长度乘以两侧节点权值和即可，总结点数是$O(n \log n)$的，因此总复杂度为$O(n \log n)$□