cost

注意到答案最大不超过 $9\log n$ 。

定义 $F(c,x)$ 表示 $max\ y$ 使得 $[x,y]$ 的答案不超过 c 。

考虑转移，假如 $[x,y]$ 选了 i ，那么要求 $F(c-a_i,x)\ge i-1$，$F(c-a_i,i+1)\ge y$ 。

直接枚举 i 转移是 $O(n)$ 的；

考虑枚举 $j=a_i$ ，求出 $i\le F(c-j,x)+1$ 且 $a_i=j$ 的 $max\ i$ ，用 $F(c-j,i+1)$ 更新答案，即可做到 $O(u)$ (其中 u 表示 $\max a_i$)。

时间复杂度 $O(nlogn*u^2)$ 。

suffix

$dp[n]$ 表示有多少个长度为 n 的回文串不存在长度属于 $(1,n)$ 的回文后缀。

则我们要求的答案就是：$s^n-\sum_{i=2}^{n} dp[i]s^{n-i}$ 。

考虑转移。

令 $m=\lceil\frac{n}{2}\rceil$ ，

如果一个长度为 n 的回文串 S 存在长度为 $l(m<l<n)$ 的回文后缀，则可以证明 S 存在长度更小的回文后缀。因此，S 的最短回文后缀长度 $\le m$ ，这样就可以容斥了：

$dp[n]=s^m-\sum_{i=2}^{m} dp[i]s^{m-i}$

直接转移，复杂度 $O(n^2)$ 。

前缀和优化，复杂度 $O(n)$ 。

graph

考虑每个点的贡献，发现答案就是 $n\sum_{i=0}^{n-1} i^k C(n-1,i)2^{C(n-1,2)}$ 。

转化为求 $\sum_{i=0}^{n} i^k C(n,i)$ 。

定义第二类斯特林数 $S(n,k)$ 为将 n 个元素分成 k 个非空集合的方案数。

则 $x^k=\sum_{i=0}^{k} S(k,i)C(x,i)i!$ 。

证明：左式相当于 k 个不同的小球放入 x 个不同的箱子的方案数，而右式相当于枚举有几个箱子非空。

$$\sum_{i=0}^{n} i^k C(n,i)$$

$$=\sum_{i=0}^{n} C(n,i)\sum_{j=0}^{k} S(k,j)C(i,j)j!$$

$$=\sum_{j=0}^{k} S(k,j)j!\sum_{i=0}^{n} C(i,j)C(n,i)$$

$$=\sum_{j=0}^{k} S(k,j)j!\sum_{i=0}^{n} C(n,j)C(n-j,i-j)$$

$$=\sum_{j=0}^{k} S(k,j)j!C(n,j)2^{n-j}$$

因此现在只需要快速求 $S(k,j),j=0\cdots k$ 。

直接做是 $O(k^2)$ 的。

考虑对 $x^k=\sum_{i=0}^{k} S(k,i)C(x,i)i!$ 进行二项式反演。

二项式反演：

若 $f(n)=\sum_{i=0}^{n} C(n,i)g(i)$ ，则 $g(n)=\sum_{i=0}^{n}(-1)^{n-i}C(n,i)f(i)$ 。

可得 $S(k,i)i!=\sum_{j=0}^{i}(-1)^{i-j}C(i,j)j^k$ 。

NTT 即可。

时间 $O(klogk)$ 。