kanzenkankaku

loj3001。

subtask1

?

subtask2

暴力 sort 之后马拉车。

subtask3

?

subtask4

首先将答案与每个字符出现次数取 max。接下来只需要考虑由至少两种字符组成的回文串的贡献。

容易发现，排序的区间一定和回文区间有交。在答案区间左半侧有交的情况可以通过中心对称转化为在答案区间右半侧有交的情况。

记 [] 表示回文区间，() 表示排序区间，| 表示回文中点。

case 1 : [...|...(...]) 或 [...|...(...)...]

枚举回文中点 mid，令 $[l,r]$ 是以 mid 为中心的最长回文串，则排序区间的左端点一定是 $r+1$。

找到以 $l-1$ 结尾的极长单调不降段的开头 x。枚举排序区间右端点 i，问题变为求 $[r+1,i]$ 的字符集与 $[x,l-1]$ 的字符集的匹配长度。

两个集合 S,T 的匹配可以这样定义：初始有变量 $i=0$，匹配长度 $len=0$。

- 若 $i > maxelement(S,T)$，匹配终止。
- 若 $cntS_i = cntT_i$，则 $len \leftarrow len + cntS_i, i \leftarrow i+1$，匹配继续。
- 若 $cntS_i \neq cntT_i$，则 $len \leftarrow len + min(cntS_i, cntT_i)$，匹配终止。

预处理出 $[x,l-1]$ 的 $cntS$，枚举到 i 时，先让 $cntT_{s_i} \leftarrow cntT_{s_i}+1$。若 $cntT_{s_i} > cntS_{s_i}$，就把 S 集合里大于 s_i 的数都扔了。否则更新当前匹配长度。

这样就解决了 [...|...(...]) 的情况。对于 [...|...(...)...] 的情况，发现此时匹配长度等于 $i-r$，那么再加上 $lcp(pre_{l-1-(i-r)}, suf_{i+1})$ 的贡献即可。

case2 : [...(...|...]) 或 [...(...|...)...]

记回文串中心字符为 c，回文串中心 c 连续段的左端点是 l。则排序区间的左端点一定是 l。找到以 $l-1$ 结尾的极长单调不降段的开头 x。

枚举排序区间右端点 i，显然 $[l,i]$ 中不能出现小于 c 的字符，则可以转化为求 $[l,i]$ 的字符集去掉所有 c 之后和 $[x,l-1]$ 的字符集的匹配长度。

注意到 c 一定是 $l-1$ 右侧第一个小于 s_{l-1} 的字符，枚举 $l-1$ 进行计算即可。

retribution

不妨在上下左右边界分别加上一排的 $\texttt{D}, \texttt{U}, \texttt{R}, \texttt{L}$。

结论 1：点 b 不能到达点 a 当且仅当存在一个包含 a，不包含 b 的矩形使得其上下左右边界分别为 $\texttt{D}, \texttt{U}, \texttt{R}, \texttt{L}$（转角随意）。

证明：显然 b 不能到达 a 必须有一个封闭多边形隔开 a, b，此时假设 b 能到达此封闭多边形的边界（即没有更大的多边形隔开 a, b）。假设其不是矩形，则必然存在一个内凹拐角，b 到达这个拐角有两个方向进入多边形，而字符只能阻隔一个方向，所以此多边形必然是矩形。

定义**合法矩形**为上述上下左右边界分别全为 $\texttt{D}, \texttt{U}, \texttt{R}, \texttt{L}$（不含转角）的矩形的内部区域。

结论 2：合法矩形之间只可能存在不相交和包含两种关系。

证明：显然，若相交且不包含则考虑交点处。

那么 b 能到达 a 当且仅当没有一个合法矩形包含 a 但不包含 b，所以能到达 a 的点构成一个矩形。考虑用 Tarjan 缩掉强联通分量之后在反图上拓扑排序求出这个矩形直接询问即可。

时间复杂度 $O(nm+q)$。

medrcy

loj3910。

subtask1,2

手摸。

subtask3

将贤者看作点，每条咒语的 (a,b) 连边，形成一个图。

定义 $f(G)$ 表示在上帝视角下，有贤者没来聚会的最早时刻。注意若此时 G 中边集为空集，则 $f(G)$ 未定义。

若 $f(G)=1$，此时 G 为菊花图。

若 $f(G)>1$，即 G 不为菊花图。考虑某个贤者 x，他认为的图 G_x 是在 G 中删掉了 x 和与 x 相邻的边后形成的图。若第 $f(G_x)$ 次聚会时仍未有人离开，则 x 会在第 $f(G_x)+1$ 次聚会时离开。所以 $f(G)=1+min\ f(G_x)$。

注意到这个转移式子很像一般图最小点覆盖的转移。考虑令边集为空集时 $f(G)=0$，则 $f(G)$ 即为图 G 的最小点覆盖。而在 $f(G)$ 时刻离开的贤者 x 满足 $f(G)=f(G_x)+1$，即存在某个最小点覆盖的点集 S 包含 x。

$O(2^n poly(n))$ 计算即可。

subtask4

留给一些可能存在的乱搞（？。

subtask5

一般图最小点覆盖是图灵奖问题。

注意到 k 较小，考虑以下算法：选出图中度数最大的结点 x。枚举 x 是否在覆盖集里。若在，$k \leftarrow k-1$，若不在，$k \leftarrow k-deg_x$。

当 $deg_x \le 2$ 时，图中仅有孤立点或环或链。计算最小点覆盖和覆盖集的并是容易的。所以仅需要在在 $deg_x > 2$ 时递归进两个子问题。总的递归次数大约是 $T(k) = T(k-1) + T(k-3)$。$T(30)$ 是 4×10^4 级别。

总复杂度是 $O(T(k)m)$，可以通过。