上海交通大学在线考试诚信承诺书

SJTU Online Examination Honor Code Letter

考试不仅是对学习成效的检查，更是对道德品质的检验。自觉维护学校的考风考纪，营造公平、公正的考试环境是全体同学的共同责任和义务。特别在疫情防控的特殊时期，更应强化自律意识，恪守诚信，拒绝舞弊，做一名诚实守信的新时代大学生，用诚信的考试构筑诚信的人生。

Examination is the evaluation of both learning effect and morality. It is the responsibility and obligation of all students to consciously maintain the school's common examination practice, abide by the discipline and create a fair and just examination environment. Especially in the special period of epidemic prevention and control, we should strengthen the consciousness of self-discipline, abide by the integrity, refuse to cheat, be an honest and trustworthy college student in the new era, and build an honest life from the integrity test.

我郑重承诺 I solemnly promise:

（1）本人将履约践诺，知行统一；遵从诚信规范，恪守学术道德；自尊自爱，自省自律。I will fulfill my promise, unify between knowledge and action, abide by the rules of integrity, academic ethics, be self-respected and self-disciplined.

（2）在线考试过程中，自觉遵守学校和老师宣布的考试纪律（详见《上海交通大学本科生学生手册》中的《学生考试纪律规定》，沪交教【2019】28 号），不剽窃，不违纪，不作弊。In the process of online examination, I will consciously abide by the examination discipline announced by the school and the teachers (see the regulations on student examination discipline in the undergraduate student handbook of Shanghai Jiao Tong University, HJJ [2019] No. 28), and do not plagiarize, violate discipline or cheat.

（3）若违反相关考试规定和纪律要求，自愿接受学校的严肃处理或处分。In case of violation of relevant examination regulations and discipline, students shall bear the serious treatment or punishment from the school.

承诺人 Committed by: 李昱翰

（学号 Student No: 520021910279）

日期 Date (Y/M/D): 2023年 1 月 12日

上海交通大学答题纸 (B卷)

（20 22 至 20 23 学年 第 1 学期）

班级号 F2003702　　学号 520021910279　　姓名 李昱翰

课程名称 算法设计　　成绩

我承诺，我将严格遵守考试纪律。

承诺人：李昱翰

题号										
得分										
批阅人(流水阅卷教师签名处)										

1、①：即证明MST中 cut property.

②：设X为MST T_1 的一部分，则边e有两种情况：

i：若e与X属于同一棵MST T_1，则显然成立。

ii：若e与X不属于同个MST，则设S与V-S中间某边e'与X属于同一个MST T_1，由于S中边与V-S中分别连通，则同时连接S与V-S之间的e与e'时可构成一个环。根据lemma：对于连通图，移除一个成环边之后仍可连通，故移除e'后仍为连通图，由于此时无环，故 $X \cup \{e\}$ 是另一个MST T_2 的一部分，且 T_2 的权重和为：

$T_1 - w(e') + w(e)$。由于e为S与V-S中间权重最小边，故 $w(e) \le w(e')$

所以 $T_2 = T_1 - w(e') + w(e) \le T_1$。而 T_1 已为一个MST，故权重 $T_1 \ge T_2$ 所以 $T_1 = T_2$，所以 T_2 仍为一个MST。

上海交通大学答题纸

（20 22 至 20 23 学年 第 1 学期）

520021910279

课程名称 算法设计　　姓名 李昱翰

②解：

①：算法：使用分治法求解。每个子问题为原问题的一半。

当一个划分长度为0时 直接返回0，当一个划分为只包含两个元素 a_j, a_i 时 若 $a_j > a_i$ 则返回1，反之返回0。

在合并两个 $\frac{n}{2}$ 子问题时，先将两个子问题所得个数相加之后 ~~分别遍历 左右两部分 获取 对应 最大值~~ 对左右两部分排序，若左侧大于右侧，则直加上 $(\frac{n}{2})^2$ 个结果，若最小值左面小于右面，则加0。若两者最小值最大值区间有交集，则对左面值通过二分查找确定位置之后加上相应个数，单次为 $O(\log n)$，故为 $O(n\log n)$，则最后个数即为结果。

~~②：时间复杂度分析：$T(n)=2T(\frac{n}{2})+O(n)$~~

~~由大师定理有：$T(n)= \ldots O(n\log n)$~~

②：时间复杂度：$T(n)=2T(\frac{n}{2})+O(n\log n)$

∴由大师定理有 $T(n)=O(n\log n)$.

上 海 交 通 大 学 答 题 纸

（ 20 22 至 20 23 学年 第 1 学期 ） 520021910279

课程名称 算法设计 姓名 李昱翰

3、①：当$(x,y,z) = (0.5, 0.5, 0)$时 能 ~~取到~~ 取到 最优解.

②：对偶线性规划为：

$\min\ m_1 + 2m_2 - 1$

$m_1, m_2 \geq 0$

$m_1 \geq 2.$

$m_2 \leq 4.$

$m_1 - 4m_2 = 0.$

③：对偶线性规划 最优解为：

$\begin{cases} m_1 = 2 \\ m_2 = \frac{1}{2} \end{cases}$ 时 ，最优解为：$2 + 2 \times \frac{1}{2} - 1 = 2.$

上海交通大学答题纸

（20 22 至 20 23 学年 第 1 学期）

520021910279

课程名称 算法设计　　姓名 李昱翰

(5) 解：

(1)：对于有向图G以及给定的顶点s,t，从顶点s开始进行DFS，并标记途中遇到的所有边，若无法到达t，则去除这次DFS的标记（并且不可以访问已标记过的边）（例如可将标记边入栈再出栈）。每找到一条s-t路径计数器加1。
之后当s不可达t后，从t开始DFS，重复上述过程，且使用同一个计数器。
当t不可达s时算法结束，计数器值即为最大数目。

~~另一种做法：对于若(s,t)之间有边，则计数器初值为1，否则初值为0。遍历边集E，对于每条边 e(s,u)∈E，将u加入集合S，对于每条边 e(u,t)∈E，将u加入集合T。之后对于S,T中每对点(u,v)，使用DFS检查是否有~~

(2)：~~对于无向图G'，建立与之等价的有向图G，G中V与G'中V完全相同。对于G'中每条边(u,v)，在G中添加两条边，u→v和v→u。~~
仍从s开始DFS，标记途中所有访问的边，（且不可以访问已标记过的边），若无法到达t，则去除这次DFS的标记。每找到一条s-t路径，计数器加1，之后当s不达t时，使用相同计数器从t开始重复上述过程，当t不可达s时算法结束，计数器值即结果。

上海交通大学答题纸

（2022至2023学年 第1学期）

520021910279

课程名称 算法设计　　姓名 李骁翰

六、1. ①. N-边多边形的三角剖分的个数：

$$n(N)=\begin{cases}1, & n=3\\ 2, & n=4\\ n, & n>4\end{cases}$$

II、i) 定义距离函数 $D(i,j)=\sqrt{(x(i)-x(j))^2+(y(i)-y(j))^2}$，表示顶点编号为 i,j 两个顶点的距离。

ii) 定义此问题的子问题为 $C(i,j)$，表示进行 (i,j) 划分之后剩余未划分部分的三角剖分最小花费。

则对于逆时针顺序位于 j, i 之间的中间点 k，有如下动态规划范式：

定义 S

$$S=\begin{cases}C(i,k)+D(j,k), & k=j+1\\ C(j,k)+D(i,k), & k=i-1\\ C(i,k)+C(j,k)+D(i,k)+D(j,k), & k\text{为其余中间点}\end{cases}$$

则 $C(i,j)$ 为S中3个选项中最小值。

则空间复杂度：$O(n^2)$，因为要填一个二维表，每一维为 $O(n)$，故为 $O(n^2)$

时间复杂度：共需填 n^2 次表，对于 $i>j+1$ 的情况，每次填表为 $O(n)$，(如 $C(1,n)$)，故总体时间复杂度为 $O(n^3)$

上海交通大学答题纸

（20 22 至 20 23 学年 第 1 学期）

520021910279

课程名称 算法设计　　　　姓名 李星翰

⑥ ~~证明~~

证明：①：即要证明：对于给定两图G,H，可在多项式时间内找到一个双射使其同构。

②：∵映射f一定是双射，故一定是顶点之间一一对应，故若 $|V(G)| \neq |V(H)|$，则可直接验证图G与H不同构。

③：设图G,H中所有边权重均为1。对于∀点 $u \in V(G)$，
~~运行Dijkstra算法求其到其他所有点的最短路径~~，
运行BFS算法，获取从u到其他每个点的所有路径。
对 $\forall v \in V(H)$，重复上述过程。由于单次BFS为 $O(|V|+|E|)$，
故对每个图找所有其他点所有路径为：$O(|V|^2(|V|+|E|))$。
由一个点u到其他某个点最多|V|条路径，故可在多项式时间内
找到一组匹配，使得G中一点u与H中一点v，任意路径长度相同，
且中间点个数相同，则对中间点进行一一对应，则认为找到了f，
故可验证同构，若不可匹配，则不同构。

④：若算法已经给出了映射f，故可在多项式时间内
算出每一个G中点对应H中点，也可验证两点之间边是否
相同，故也可在多项式时间内验证

⑤：综上，图同构为NP问题。