

《图论与算法》勘误表
(适用于第 1 版各次印刷)

程龚

对第 x 次印刷的勘误（尚未提交给出版社）

页码和行数待确认

第 49 页 倒数第 1 行：“注意，若算法的出发点不是割点，则算法运行结束时 S 不为空，而是存储了出发点所在块的边集”改为“注意，算法运行结束时 S 不为空，而是存储了出发点所在的一个块的边集”

【致谢：李文泽】

第 50 页 图 4.4 上方倒数第 3 行：“由于出发点 v_1 不是割点，当 DFSBlk 算法运行结束时 S 不为空，因此额外输出”改为“当 DFSBlk 算法运行结束时 S 不为空，额外输出”

对第 1 次印刷的勘误

第 15 页 表 2.1 步骤 9 下方，增加一个步骤：“ $v_4.visited \leftarrow true$ ”；步骤 16 下方，增加一个步骤：“ $v_5.visited \leftarrow true$ ”。

第 21 页 引理 2.1 上方段尾，增加一句：“DFS 树刻画了递归调用关系，对后代顶点的访问更晚、递归调用结束更早。”

第 38 页 3.3.1 节上方：“非简单图”改为“含重边的非简单图”。

第 48 页 思考题 4.11 下方第 4 行：“ $c \in C$ ”改为“ $v \in C$ ”。

【致谢：李尚敖】

第 94 页 练习 7.2 第 2 行：“的差”改为“相差”。

【致谢：邱宇阳】

第 96 页 7.3.1 节上方，增加一段：“若无特殊说明，则本节讨论的有向图都是简单有向图。”

第 110 页 算法 7.4 第 7 行：“ $r \leftarrow$ ”改为“ $r'' \leftarrow$ ”；第 9 行：“ $+r$ ”改为“ $+r''$ ”。

【致谢：王润希】

第 141 页 第 8 行：“邻点序列”改为“不同邻点的序列”。

【致谢：张天钰】

第 141 页 倒数第 10 行：“子序列”改为“前缀”。

【致谢：张天钰】

第 141 页 倒数第 3 行：“不可直接旋转该极大 u 扇，但可旋转该极大 u 扇的子序列”改为“顶点 v_l 和 v_{k-1} 关联的边都没有染过色 $c_l = c_{k-1}$ ，为简化分析，可旋转该极大 u 扇的前缀”

第 152 页 思考题 10.14 下方第 2 行，增加一句：“……长度的和，即经过 f 的边界中所有顶点和边的一组闭路线的长度和的最小值，记作 $l(f)$ ……”

【致谢：贺龄瑞】

第 158–159 页 思考题 10.32 和思考题 10.33 的内容互换。

第 168 页 倒数第 2 行：“祖先-后代路上”改为“从根顶点到当前访问顶点的祖先-后代路上”。

第 174 页 倒数第 10 行：“对于图 $G - E_C$ 的”改为“顶点的度仍为偶数。对于图 $G - E_C$ 的”。

第 179 页 公式 B.11 下方：“ $< \nu(G) - 1$ ”改为“ $\leq \delta(G) < \nu(G) - 1$ ”。

第 180 页 倒数第 3 行：“均为一条路或一个偶圈”改为“均恰由一条路或一个偶圈组成”。

第 188 页 最后一段改为“再证引理 7.2。只需证明在 DFS 树中，根顶点 s 的每个后代顶点 u 均可通过一条先经过若干条（可能是 0 条）树边再经过一条后向边的路到达其祖先顶点，对应定向中的一条有向路，因此，可通过重复该操作拼接形成一条 $u-s$ 有向路线。采用反证法，将 u 的父顶点记作 v ，假设 u 的所有后代顶点关联的所有后向边的另一个端点都不是 u 的祖先顶点，而由引理 2.1，后向边只能关联祖先-后代顶点，则这些后向边的另一个端点都是 u 或其后代顶点。因此， u 及其后代顶点与 u 的祖先顶点间的每条路都经过边 (u, v) ，由定理 2.4， (u, v) 是割边，与图 G 无割边矛盾。”

第 196 页 倒数第 2 行：“该端点” 改为 “端点 u ”；倒数第 1 行：“该端点” 改为 “ u ”。

【致谢：张天钰】