C3 - J 不含月铃姐妹

DeNeRATe 杨佳宇轩

10/23/2024

题目描述

- n 个格子，每个格子需要被染成一种颜色，每次可以染色覆盖一个连续区间，最少需要多少次染色可以达成目标
- 数据范围：$1 \leq n \leq 100$
- 大致可知是一个 $O(n^3)$ 的区间 dp

题目描述

- n 个格子，每个格子需要被染成一种颜色，每次可以染色覆盖一个连续区间，最少需要多少次染色可以达成目标
- 数据范围：$1 \le n \le 100$
- 大致可知是一个 $O(n^3)$ 的区间 dp

题目描述

- n 个格子，每个格子需要被染成一种颜色，每次可以染色覆盖一个连续区间，最少需要多少次染色可以达成目标
- 数据范围：$1 \leq n \leq 100$
- 大致可知是一个 $O(n^3)$ 的区间 dp

解题思路

- 首先，考虑任意两个染色区间是否会出现**重叠但不包**的情况
- 由于这两次染色一定存在先后顺序，对于交集区间，第一次的染色无用，可以不染

解题思路

- 首先，考虑任意两个染色区间是否会出现**重叠但不包**的情况
- 由于这两次染色一定存在先后顺序，对于交集区间，第一次的染色无用，可以不染

解题思路

- 首先，考虑任意两个染色区间是否会出现**重叠但不包**的情况
- 由于这两次染色一定存在先后顺序，对于交集区间，第一次的染色无用，可以不染

故经过简化可知一定存在等价的一种染色方案里，每个染色区间要不**不相交**，要不一定是**包含关系**，即最后的区间可以表示为一棵树

解题思路

- 考虑区间 dp，$dp_{i,j}$ 表示完成区间 $[i,j]$ 的染色要求需要的最少染色次数
- 若 $col_i == col_j$，在染色 i 的时候可以顺便把 j 位置也染色了，反之亦然

$$f_{i,j} = min\{f_{i+1,j}, f_{i,j-1}\}$$

- 若 $col_i \neq col_j$，由于满足区间没有部分覆盖的关系，所以一定存在一个 k 可以将区间 $[i,j]$ 的染色分为两个子问题 $[i,k]$ 与 $[k+1,j]$

$$f_{i,j} = min\{f_{i,k} + f_{k+1,j}\}$$

解题思路

- 考虑区间 dp，$dp_{i,j}$ 表示完成区间 $[i,j]$ 的染色要求需要的最少染色次数
- 若 $col_i == col_j$，在染色 i 的时候可以顺便把 j 位置也染色了，反之亦然

$$f_{i,j} = min\{f_{i+1,j}, f_{i,j-1}\}$$

- 若 $col_i \neq col_j$，由于满足区间没有部分覆盖的关系，所以一定存在一个 k 可以将区间 $[i,j]$ 的染色分为两个子问题 $[i,k]$ 与 $[k+1,j]$

$$f_{i,j} = min\{f_{i,k} + f_{k+1,j}\}$$

解题思路

- 考虑区间 dp，$dp_{i,j}$ 表示完成区间 $[i,j]$ 的染色要求需要的最少染色次数
- 若 $col_i == col_j$，在染色 i 的时候可以顺便把 j 位置也染色了，反之亦然

$$f_{i,j} = min\{f_{i+1,j}, f_{i,j-1}\}$$

- 若 $col_i \neq col_j$，由于满足区间没有部分覆盖的关系，所以一定存在一个 k 可以将区间 $[i,j]$ 的染色分为两个子问题 $[i,k]$ 与 $[k+1,j]$

$$f_{i,j} = min\{f_{i,k} + f_{k+1,j}\}$$

代码实现

```cpp
    rep(len, 2, n) {
        rep(l, 1, n) {
            int r = l + len - 1;
            if(r > n) break;

            f[l][r] = INF;
            if(c[l] == c[r])
                f[l][r] = min(f[l][r], min(f[l + 1][r], f[l][r - 1]));
            else {
                rep(k, l, r - 1)
                    f[l][r] = min(f[l][r], f[l][k] + f[k + 1][r]);
            }
        }
    }
```

Thank you!