

DP

SCIST x NHDK x 南 11 校寒訓 - 資言資語

Koying

2023-02-02

# 本課程由以下贊助商贊助辦理



奧義智慧科技™  
Powered by CyCraft

DEV✓CORE



少年圖靈計畫  
Young Turing Program



TEAM T5  
Persistent Cyber Threat Hunters



- DP 入門
- DP 實作
- 線性 DP
- 背包問題
- 子序列 DP
- DAG DP
- 樹 DP

# DP 入門

- DP (Dynamic Programming)，動態規劃
- 利用將問題拆解成子問題的方式來解決問題
- 有些人可能聽過分治，同樣也是將問題拆解為子問題，比較不一樣的是 DP 主要是利用「記憶化的方式」，將許多會重複用到的子問題記錄下來
- DP 問題經常會有「最佳子結構」、「重疊子問題」兩大特徵
- 簡單用一句話來形容 DP 在做的事，便是將各種會用到多次，且最符合我們需要的答案記錄下來，以供之後使用，有點像是進階版的建表

## 費氏數列

求出  $F_n \bmod 10^9 + 7$  ( $n \leq 10^6$ )

- 以一般遞迴式的方式，我們會得到一個  $\mathcal{O}(2^n)$  的複雜度，顯然是不符合我們的需求

## 費氏數列

求出  $F_n \bmod 10^9 + 7$  ( $n \leq 10^6$ )

- 以一般遞迴式的方式，我們會得到一個  $\mathcal{O}(2^n)$  的複雜度，顯然是不符合我們的需求
- 如果將遞迴過程畫成一顆樹，會發現我們重複計算了很多「早就被算過」的東西



## 費氏數列

求出  $F_n \bmod 10^9 + 7$  ( $n \leq 10^6$ )

- 以一般遞迴式的方式，我們會得到一個  $\mathcal{O}(2^n)$  的複雜度，顯然是不符合我們的需求
- 如果將遞迴過程畫成一顆樹，會發現我們重複計算了很多「早就被算過」的東西
- 如果能夠將已經算過的東西記錄下來，就能夠用「空間」換取大量的「時間」

## 費氏數列

求出  $F_n \bmod 10^9 + 7$  ( $n \leq 10^6$ )

- 以一般遞迴式的方式，我們會得到一個  $\mathcal{O}(2^n)$  的複雜度，顯然是不符合我們的需求
- 如果將遞迴過程畫成一顆樹，會發現我們重複計算了很多「早就被算過」的東西
- 如果能夠將已經算過的東西記錄下來，就能夠用「空間」換取大量的「時間」
- 這便是 DP 最經典的「重疊子問題」例子。而以空間換取時間的做法，則被稱為「記憶化搜索」

## 路徑問題

給一個  $n \times m$  的方格，求從左上角走到右下角的路徑數，且每步只能往右或往下走

- 相信有認真上課的學員都知道，這題就是將原點設為 1，然後對於每個點  $i, j$ ，寫上  $i-1, j$ 、 $i, j-1$  兩個點的和

## 路徑問題

給一個  $n \times m$  的方格，求從左上角走到右下角的路徑數，且每步只能往右或往下走

- 相信有認真上課的學員都知道，這題就是將原點設為 1，然後對於每個點  $i, j$ ，寫上  $i-1, j$ 、 $i, j-1$  兩個點的和
- 其實這就是動態規劃！

## 路徑問題

給一個  $n \times m$  的方格，求從左上角走到右下角的路徑數，且每步只能往右或往下走

- 相信有認真上課的學員都知道，這題就是將原點設為 1，然後對於每個點  $i, j$ ，寫上  $i-1, j$ 、 $i, j-1$  兩個點的和
- 其實這就是動態規劃！
- OK，學校都已經教過了，今天的課就到這邊

## Grid Paths

路徑問題，有障礙物的版本

## DP 的組成與實作

- DP 的運作過程由「狀態」、「轉移式」組成



# DP 的兩大要素

- DP 的運作過程由「狀態」、「轉移式」組成
- 「狀態」指的是利用陣列在紀錄子問題答案時，其 `index` 所代表的意義
- 而「轉移式」代表的則是大的狀態與小的狀態之間的關係

# DP 的兩大要素

- DP 的運作過程由「狀態」、「轉移式」組成
- 「狀態」指的是利用陣列在紀錄子問題答案時，其 index 所代表的意義
- 而「轉移式」代表的則是大的狀態與小的狀態之間的關係
- 以剛剛的費氏數列為例子，我們會將狀態定義為： $dp_i$  為費氏數列的第  $i$  項
- 而「轉移式」便是大家熟知的： $dp_i = dp_{i-1} + dp_{i-2}$

# DP 的兩大要素

- DP 的運作過程由「狀態」、「轉移式」組成
- 「狀態」指的是利用陣列在紀錄子問題答案時，其 index 所代表的意義
- 而「轉移式」代表的則是大的狀態與小的狀態之間的關係
- 以剛剛的費氏數列為例子，我們會將狀態定義為： $dp_i$  為費氏數列的第  $i$  項
- 而「轉移式」便是大家熟知的： $dp_i = dp_{i-1} + dp_{i-2}$
- 這樣看似齊全了，但直接執行的話，會造成無限遞迴，因此我們還需要設計一個「邊界條件」，在這個例子便是  $dp_0 = 0, dp_1 = 1$

- 想要算出最終的狀態，主要有兩種方式：
  1. Top down：從最終狀態 ( $F_n$ )，利用遞迴往回推
  2. Bottom up：從初始狀態 ( $F_0$ )，利用迴圈往前算，直到算到最終狀態
- 至於為什麼這樣命名呢？如果我們將遞迴樹畫出來，便可很簡單的發現其端倪了！

# Top down 的特性

- 只要推出轉移式與初始狀態，便可很教直觀的寫出程式碼
- 在某些情況可能會遞迴過深
- 遞迴常數較大，要注意可能會造成效能損失
- 範例程式碼：Top Down.cpp

- 子問題需比母問題早算出，因此需要想好迴圈的順序
- 若將各個狀態與其轉移點的關係畫成一張圖，則迴圈的順序便是圖論中的「拓樸排序」
- 速度快，除了省去了遞迴常數之外，也經常能因 CPU 的快取機制獲得一部分的效能提升
- 範例程式碼：Bottom up.cpp

## 前綴和

- 覺得 DP 很遙遠嗎？



- 覺得 DP 很遙遠嗎？
- 其實你們都已經會了！

- 覺得 DP 很遙遠嗎？
- 其實你們都已經會了！
- 其實前綴和就是一個簡單的 DP 問題

- 覺得 DP 很遙遠嗎？
- 其實你們都已經會了！
- 其實前綴和就是一個簡單的 DP 問題
- $dp_i$  為  $a_1 \sim a_i$  的總和，轉移式就是  $dp_i = dp_{i-1} + a_i$

- 覺得 DP 很遙遠嗎？
- 其實你們都已經會了！
- 其實前綴和就是一個簡單的 DP 問題
- $dp_i$  為  $a_1 \sim a_i$  的總和，轉移式就是  $dp_i = dp_{i-1} + a_i$
- 那如果是二維呢？

## 二維前綴和 - 排容

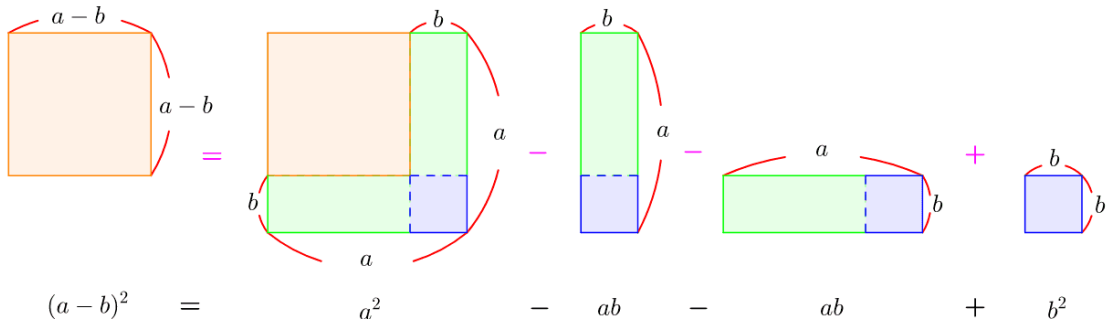
■ 狀態： $dp_{i,j}$  為  $\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^j a_{i,j}$

## 二維前綴和 - 排容

- 狀態： $dp_{i,j}$  為  $\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^j a_{i,j}$
- 如何轉移呢？相信大家國中時都學過一個公式： $(a + b)^2 = a^2 + b^2 + ab + ba$

## 二維前綴和 - 排容

- 狀態： $dp_{i,j}$  為  $\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^j a_{i,j}$
- 如何轉移呢？相信大家國中時都學過一個公式： $(a+b)^2 = a^2 + b^2 + ab + ba$
- 這個公式便是利用排容原理，將重疊的部分扣除
- 



- 那簡單！我們的轉移式就也用排容來算就好了



- 那簡單！我們的轉移式就也用排容來算就好了

- $$dp_{i,j} = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } j = 0 \\ dp_{i-1,j} + dp_{i,j-1} - dp_{i-1,j-1} + a_{i,j} & \text{otherwise} \end{cases}$$

- 那簡單！我們的轉移式就也用排容來算就好了

- $$dp_{i,j} = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } j = 0 \\ dp_{i-1,j} + dp_{i,j-1} - dp_{i-1,j-1} + a_{i,j} & \text{otherwise} \end{cases}$$

- 那如果我們要求出  $(x1, y1), (x1, y2), (x2, y1), (x2, y2)$  這塊矩形的總和，一樣使用排容原理即可

- 那簡單！我們的轉移式就也用排容來算就好了

- $$dp_{i,j} = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } j = 0 \\ dp_{i-1,j} + dp_{i,j-1} - dp_{i-1,j-1} + a_{i,j} & \text{otherwise} \end{cases}$$

- 那如果我們要求出  $(x1, y1), (x1, y2), (x2, y1), (x2, y2)$  這塊矩形的總和，一樣使用排容原理即可
- $dp_{x2,y2} - dp_{x1-1,y2} - dp_{x2,y1-1} + dp_{x1-1,y1-1}$

## 滾動優化

## Grid Paths

路徑問題，有障礙物的版本

- 我們回到剛剛那題 Grid Path

## Grid Paths

### 路徑問題，有障礙物的版本

- 我們回到剛剛那題 Grid Path
- 觀察後可以發現， $dp_i$  的轉移點都是在  $dp_{i-1}$
- 代表  $dp_1 \sim dp_{i-2}$  都是沒用的

## Grid Paths

### 路徑問題，有障礙物的版本

- 我們回到剛剛那題 Grid Path
- 觀察後可以發現， $dp_i$  的轉移點都是在  $dp_{i-1}$
- 代表  $dp_1 \sim dp_{i-2}$  都是沒用的
- 那我們何不省點空間呢？

## Grid Paths

路徑問題，有障礙物的版本

- 既然只用到兩列，那我們陣列就只開兩列 `dp[0]`、`dp[1]`



## Grid Paths

### 路徑問題，有障礙物的版本

- 既然只用到兩列，那我們陣列就只開兩列  $dp[0]$ 、 $dp[1]$
- 當  $i \equiv 0 \pmod{2}$  時，就使用  $dp[0]$ ，反之  $dp[1]$
- 這樣就可以將空間複雜度降到  $n$  了！

## Grid Paths

### 路徑問題，有障礙物的版本

- 既然只用到兩列，那我們陣列就只開兩列  $dp[0]$ 、 $dp[1]$
- 當  $i \equiv 0 \pmod{2}$  時，就使用  $dp[0]$ ，反之  $dp[1]$
- 這樣就可以將空間複雜度降到  $n$  了！
- 需要注意的是，陣列中可能還存著以前的資訊，所以要先記得初始化

## Grid Paths

### 路徑問題，有障礙物的版本

- 既然只用到兩列，那我們陣列就只開兩列  $dp[0]$ 、 $dp[1]$
- 當  $i \equiv 0 \pmod{2}$  時，就使用  $dp[0]$ ，反之  $dp[1]$
- 這樣就可以將空間複雜度降到  $n$  了！
- 需要注意的是，陣列中可能還存著以前的資訊，所以要先記得初始化
- 一些小技巧：
  - 偶 0 奇 1： $i \& 2$
  - 偶 1 奇 0： $i \& 1$

## 線性 DP

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價
- 經由題目可知，第  $i$  格可由第  $i-1, i-2$  格得來，因此  $i-1, i-2$  便是  $i$  的「轉移點」

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價
- 經由題目可知，第  $i$  格可由第  $i-1, i-2$  格得來，因此  $i-1, i-2$  便是  $i$  的「轉移點」
- 有了轉移點之後，我們就能夠推出轉移式：

$dp_i = \min(dp_{i-1} + |h_i - h_{i-1}|, dp_{i-2} + |h_i - h_{i-1}|)$ ，而初始狀態則是：

$dp_1 = 0, dp_2 = |h_1 - h_2|$

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價
- 經由題目可知，第  $i$  格可由第  $i-1, i-2$  格得來，因此  $i-1, i-2$  便是  $i$  的「轉移點」
- 有了轉移點之後，我們就能夠推出轉移式：  
 $dp_i = \min(dp_{i-1} + |h_i - h_{i-1}|, dp_{i-2} + |h_i - h_{i-2}|)$ ，而初始狀態則是：  
 $dp_1 = 0, dp_2 = |h_1 - h_2|$
- 時間複雜度  $\mathcal{O}(n)$



## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價
- 經由題目可知，第  $i$  格可由第  $i-1, i-2$  格得來，因此  $i-1, i-2$  便是  $i$  的「轉移點」
- 有了轉移點之後，我們就能夠推出轉移式：  
 $dp_i = \min(dp_{i-1} + |h_i - h_{i-1}|, dp_{i-2} + |h_i - h_{i-2}|)$ ，而初始狀態則是：  
 $dp_1 = 0, dp_2 = |h_1 - h_2|$
- 時間複雜度  $\mathcal{O}(n)$
- 這種有關線性遞迴的 DP 便稱為「線性 DP」

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

- 首先我們先訂定狀態： $dp_i$  為目前停在第  $i$  格的最小代價
- 經由題目可知，第  $i$  格可由第  $i-1, i-2$  格得來，因此  $i-1, i-2$  便是  $i$  的「轉移點」
- 有了轉移點之後，我們就能夠推出轉移式：

$dp_i = \min(dp_{i-1} + |h_i - h_{i-1}|, dp_{i-2} + |h_i - h_{i-1}|)$ ，而初始狀態則是：

$$dp_1 = 0, dp_2 = |h_1 - h_2|$$

- 時間複雜度  $\mathcal{O}(n)$
- 這種有關線性遞迴的 DP 便稱為「線性 DP」

$$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 1 \\ |h_1 - h_2| & \text{if } i = 2 \\ \min(dp_{i-1} + |h_i - h_{i-1}|, dp_{i-2} + |h_i - h_{i-1}|) & \text{otherwise} \end{cases}$$

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

- 解決一些排列組合問題也是 DP 的其中一個用處

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

- 解決一些排列組合問題也是 DP 的其中一個用處
- 狀態應該不難訂： $dp_i$  為丟出的點數總和為  $i$  的方法數

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

- 解決一些排列組合問題也是 DP 的其中一個用處
- 狀態應該不難訂： $dp_i$  為丟出的點數總和為  $i$  的方法數
- 觀察一下題目條件，可以發現當目前點數為  $i - 6 \sim i - 1$  時，再丟一顆骰子，點數和就有機會變成  $i$

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

- 解決一些排列組合問題也是 DP 的其中一個用處
- 狀態應該不難訂： $dp_i$  為丟出的點數總和為  $i$  的方法數
- 觀察一下題目條件，可以發現當目前點數為  $i - 6 \sim i - 1$  時，再丟一顆骰子，點數和就有機會變成  $i$
- 因此  $i - 1 \sim i - 6$  便是  $i$  的轉移點

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

- 解決一些排列組合問題也是 DP 的其中一個用處
- 狀態應該不難訂： $dp_i$  為丟出的點數總和為  $i$  的方法數
- 觀察一下題目條件，可以發現當目前點數為  $i - 6 \sim i - 1$  時，再丟一顆骰子，點數和就有機會變成  $i$
- 因此  $i - 1 \sim i - 6$  便是  $i$  的轉移點

■ 最終轉移式：
$$dp_i = \begin{cases} 1 & \text{if } i = 0 \\ \sum_{j=1}^i dp_j & \text{if } i \leq 6 \\ \sum_{j=i-6}^{i-1} dp_j & \text{otherwise} \end{cases}$$

# 例題

## AtCoder DP Contest A - Frog 1

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳 1 或 2 格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

## CSES Dice Combinations

你有無限多顆六面骰，求丟出的點數總和為  $n$  的方法數

## AtCoder DP Contest B - Frog 2

每顆石頭的高度為  $h_i$ ，從第  $i$  顆跳到第  $j$  顆的代價是  $|h_i - h_j|$  每次可以跳  $1 \sim k$  格，求從第 1 格跳到第  $N$  格的最小代價

2020 台南一中 x 台南女中聯合寒訓 pD. 公假無雙

見原題



# 例題

## AtCoder DP Contest C - Vacation

每天有三種活動，每種活動都有一個分數，求相鄰兩天不為同一活動時的最大分數和

## CSES Removing Digits

給定一數字  $n$ ，每次可以減去  $n$  的任意一位數字，求最少減幾次可以減到 0 ( $n \leq 10^6$ )  
如：27  $\rightarrow$  20  $\rightarrow$  18  $\rightarrow$  10  $\rightarrow$  9  $\rightarrow$  0

## CF 1625C. Road Optimization

一條長度為  $l$  的道路上有  $n$  個限速牌，每個限速牌上會寫著一個數字  $a_i$ ，代表車子以最高限速行駛時，每公里需要花  $a_i$ ，而車子經過該車速牌就會調整車速為限速牌上的最高時速。  
你可以移除最多  $k$  個限速牌，求車子開過所需的最少時間

# 背包問題

- 背包問題算是 DP 中最經典的題型，網路上直接搜尋動態規劃大概十篇有九篇都是背包問題
- 背包問題主要分為三種：
  1. 0-1 背包問題：每種物品只有一個
  2. 無限背包問題：每種物品有無限個
  3. 有限背包問題：每種物品有有限個
- 今天的課程會提到前兩種（其實也是線性 DP 的變種）

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

- 題目問的是最多裝  $W$  的最大價值，那我們就用重量當作狀態吧！ $dp_i$  代表重量為  $i$  時的最大價值

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

- 題目問的是最多裝  $W$  的最大價值，那我們就用重量當作狀態吧！ $dp_i$  代表重量為  $i$  時的最大價值
- 對於重量  $i$ ，可以透過拿取第  $j$  種物品讓重量變為  $i + w_j$ ，因此轉移點為  $i - w_j$

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

- 題目問的是最多裝  $W$  的最大價值，那我們就用重量當作狀態吧！ $dp_i$  代表重量為  $i$  時的最大價值
- 對於重量  $i$ ，可以透過拿取第  $j$  種物品讓重量變為  $i + w_j$ ，因此轉移點為  $i - w_j$
- 那我們就可以很輕鬆的推出轉移式了！

# 0-1 背包問題

## AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

- 題目問的是最多裝  $W$  的最大價值，那我們就用重量當作狀態吧！ $dp_i$  代表重量為  $i$  時的最大價值
- 對於重量  $i$ ，可以透過拿取第  $j$  種物品讓重量變為  $i + w_j$ ，因此轉移點為  $i - w_j$
- 那我們就可以很輕鬆的推出轉移式了！
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i < 0 \\ \max(dp_i, dp_{i-w_j} + v_j) & \text{otherwise} \end{cases}$$

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

- 題目問的是最多裝  $W$  的最大價值，那我們就用重量當作狀態吧！ $dp_i$  代表重量為  $i$  時的最大價值
- 對於重量  $i$ ，可以透過拿取第  $j$  種物品讓重量變為  $i + w_j$ ，因此轉移點為  $i - w_j$
- 那我們就可以很輕鬆的推出轉移式了！
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i < 0 \\ \max(dp_i, dp_{i-w_j} + v_j) & \text{otherwise} \end{cases}$$
- 實作小細節：由於要求最大價值，因此對於所有  $i > 0$ ， $dp_i$  的初始值為  $-\infty$ ，最後答案便是最大的  $i$  滿足  $dp_i > 0$



# 0-1 背包問題

## AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計
- 除了重量，還有甚麼可以當作狀態呢？

# 0-1 背包問題

## AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計
- 除了重量，還有甚麼可以當作狀態呢？
- 觀察一下題目，發現最多裝  $W$  的最大價值，可以轉換為最大價值且最多裝  $W$ ，因此可以換個方向，改以價值當作狀態

# 0-1 背包問題

## AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計
- 除了重量，還有甚麼可以當作狀態呢？
- 觀察一下題目，發現最多裝  $W$  的最大價值，可以轉換為最大價值且最多裝  $W$ ，因此可以換個方向，改以價值當作狀態
- $dp_i$  代表價值  $i$  時所需的最小重量

# 0-1 背包問題

## AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

$(N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3)$

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計
- 除了重量，還有甚麼可以當作狀態呢？
- 觀察一下題目，發現最多裝  $W$  的最大價值，可以轉換為最大價值且最多裝  $W$ ，因此可以換個方向，改以價值當作狀態
- $dp_i$  代表價值  $i$  時所需的最小重量
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ \min(dp_i, dp_{i-v_j} + w_j) & \text{otherwise} \end{cases}$$

## 0-1 背包問題

### AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

- 可以發現  $W$  最大來到了  $10^9$ ，因此我們需要更改狀態設計
- 除了重量，還有甚麼可以當作狀態呢？
- 觀察一下題目，發現最多裝  $W$  的最大價值，可以轉換為最大價值且最多裝  $W$ ，因此可以換個方向，改以價值當作狀態
- $dp_i$  代表價值  $i$  時所需的最小重量
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ \min(dp_i, dp_{i-v_j} + w_j) & \text{otherwise} \end{cases}$$
- 初始狀態： $dp_i = \infty$  ( $i > 0$ )，答案就是最大的  $i$  滿足  $dp_i \leq W$

## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量  
( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 還記得貪心課講到的硬幣問題嗎？當面額不存在倍數關係時，就可以用 DP 來解決！

## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量  
( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 還記得貪心課講到的硬幣問題嗎？當面額不存在倍數關係時，就可以用 DP 來解決！
- 題目要問湊出  $x$  的最少數量，那我們就用總和當作狀態



## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量  
( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 還記得貪心課講到的硬幣問題嗎？當面額不存在倍數關係時，就可以用 DP 來解決！
- 題目要問湊出  $x$  的最少數量，那我們就用總和當作狀態
- $dp_i$  為湊出  $i$  元的最少硬幣數量

## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量  
( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 還記得貪心課講到的硬幣問題嗎？當面額不存在倍數關係時，就可以用 DP 來解決！
- 題目要問湊出  $x$  的最少數量，那我們就用總和當作狀態
- $dp_i$  為湊出  $i$  元的最少硬幣數量
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ \min(dp_i, dp_{i-c_j} + 1) & \text{otherwise} \end{cases}$$

## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量  
( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 還記得貪心課講到的硬幣問題嗎？當面額不存在倍數關係時，就可以用 DP 來解決！
- 題目要問湊出  $x$  的最少數量，那我們就用總和當作狀態
- $dp_i$  為湊出  $i$  元的最少硬幣數量
- $$dp_i = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ \min(dp_i, dp_{i-c_j} + 1) & \text{otherwise} \end{cases}$$
- 初始狀態： $dp_i = \infty$  ( $i > 0$ )，答案就是  $dp_x$

## CSES Coin Combinations I

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是兩種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 狀態應該很明顯： $dp_i$  為湊出  $i$  元的方法數

# 跟排列組合有關的背包問題

## CSES Coin Combinations I

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是兩種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

■ 狀態應該很明顯： $dp_i$  為湊出  $i$  元的方法數

■ 轉移式：
$$dp_i = \begin{cases} 1 & \text{if } i = 0 \\ \sum_{j=1}^n dp_{i-c_j} & \text{otherwise} \end{cases}$$

# 跟排列組合有關的背包問題

## CSES Coin Combinations I

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是兩種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 狀態應該很明顯： $dp_i$  為湊出  $i$  元的方法數
- 轉移式： $dp_i = \begin{cases} 1 & \text{if } i = 0 \\ \sum_{j=1}^n dp_{i-c_j} & \text{otherwise} \end{cases}$
- Trivial la!

## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 多了排列算同一種的限制該怎麼辦？

# 跟排列組合有關的背包問題

## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 多了排列算同一種的限制該怎麼辦？
- 我們觀察一下原本的轉移式會有甚麼問題



## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 多了排列算同一種的限制該怎麼辦？
- 我們觀察一下原本的轉移式會有甚麼問題
- 如果外層迴圈是  $1 \sim x$  (價值)，內層迴圈為  $1 \sim n$  (面額)，那麼就會發生重複計算的問題，如上所述

## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 多了排列算同一種的限制該怎麼辦？
- 我們觀察一下原本的轉移式會有甚麼問題
- 如果外層迴圈是  $1 \sim x$  (價值)，內層迴圈為  $1 \sim n$  (面額)，那麼就會發生重複計算的問題，如上所述
- 如何解決？簡單，將硬幣面額的順序固定

# 跟排列組合有關的背包問題

## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

- 多了排列算同一種的限制該怎麼辦？
- 我們觀察一下原本的轉移式會有甚麼問題
- 如果外層迴圈是  $1 \sim x$  (價值)，內層迴圈為  $1 \sim n$  (面額)，那麼就會發生重複計算的問題，如上所述
- 如何解決？簡單，將硬幣面額的順序固定
- 因此我們只需要將兩層迴圈替換就可以了！

# 例題

## AtCoder DP Contest D - Knapsack 1

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $N \leq 100, W \leq 10^5, w_i \leq W, v_i \leq 10^9$ )

## AtCoder DP Contest E - Knapsack 2

有  $N$  種物品，每種物品的重量為  $w_i$ ，價值為  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最小重量

( $N \leq 100, W \leq 10^9, w_i \leq W, v_i \leq 10^3$ )

## Minimizing Coins

硬幣問題，有無限個面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的最少硬幣數量

( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

# 例題

## CSES Coin Combinations I

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是兩種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

## CSES Coin Combinations II

你有面額為  $c_1, c_2, \dots, c_n$  的硬幣，求湊出  $x$  元的方案數量， $[1, 2, 3]$ 、 $[1, 3, 2]$  算是同一種 ( $n \leq 100, x, c_i \leq 10^6$ )

## Book Shop

見原題

### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

$(n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000)$

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1

### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

$(n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000)$

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1
- 如果將每個物品都拆開來看的話，光是物品數量就會超過  $10^9$

### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000$ )

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1
- 如果將每個物品都拆開來看的話，光是物品數量就會超過  $10^9$
- 還記得二進位這東西嗎？我們只需要有  $2^0, 2^1, \dots, 2^n$ ，便可湊出  $0 \sim 2^{n+1} - 1$



### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

$(n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000)$

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1
- 如果將每個物品都拆開來看的話，光是物品數量就會超過  $10^9$
- 還記得二進位這東西嗎？我們只需要有  $2^0, 2^1, \dots, 2^n$ ，便可湊出  $0 \sim 2^{n+1} - 1$
- 在這裡也同理！我們將  $c_i$  拆成  $2^0, 2^1, \dots$ ，就可以將物品數量變為  $\log c_i$  了！

### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000$ )

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1
- 如果將每個物品都拆開來看的話，光是物品數量就會超過  $10^9$
- 還記得二進位這東西嗎？我們只需要有  $2^0, 2^1, \dots, 2^n$ ，便可湊出  $0 \sim 2^{n+1} - 1$
- 在這裡也同理！我們將  $c_i$  拆成  $2^0, 2^1, \dots$ ，就可以將物品數量變為  $\log c_i$  了！
- 最後，再將這些拆好的物品，做 0-1 背包問題即可，時間複雜度  $nW \log c_i$

### 有限背包問題

總共有  $n$  種物品，每個物品有其數量  $c_i$ 、重量  $w_i$ 、價值  $v_i$ ，背包的容量為  $W$ ，求背包裡的物品的最大價值

( $n \leq 1000, c_i \leq 10^9, w_i \leq 100, W \leq 1000$ )

- 注意物品數量不再是無限或是 0-1
- 如果將每個物品都拆開來看的話，光是物品數量就會超過  $10^9$
- 還記得二進位這東西嗎？我們只需要有  $2^0, 2^1, \dots, 2^n$ ，便可湊出  $0 \sim 2^{n+1} - 1$
- 在這裡也同理！我們將  $c_i$  拆成  $2^0, 2^1, \dots$ ，就可以將物品數量變為  $\log c_i$  了！
- 最後，再將這些拆好的物品，做 0-1 背包問題即可，時間複雜度  $nW \log c_i$
- 之後如果你們有機會學到 DP 優化，會再將這個做法優化到更快

更多例題

- Array Description
- Counting Towers
- CF 1526C1. Potions (Easy Version)

## 子序列 DP

- **Subsequence** 子序列：從一個字串中挑出幾個字元組成的字串，前後相對順序不變，如： $abc$  的子序列為  $a, b, c, ab, ac, bc, abc$
- **Substring** 子字串：從一個字串中挑出某個區間的字元組成的字串，如： $abc$  的子字串為  $a, b, c, ab, bc, abc$

- LCS : Longest Common Subsequence , 最長共同子序列



- LCS : Longest Common Subsequence , 最長共同子序列
- 給定兩字串  $s_1, s_2$  , 求一個最長的字串長度, 使得該字串為  $s_1, s_2$  的子序列

- 子序列 DP 的轉移式算是比較特別的

- 子序列 DP 的轉移式算是比較特別的
- $dp_{i,j}$  :  $s_1$  的前  $i$  個元素與  $s_2$  的前  $j$  個元素的 LCS 長度

- 子序列 DP 的轉移式算是比較特別的
- $dp_{i,j}$  :  $s_1$  的前  $i$  個元素與  $s_2$  的前  $j$  個元素的 LCS 長度
- 怎麼轉移呢？可以觀察到， $s_{1,i}$  與  $s_{2,j}$  只有兩種關係：一樣 or 不一樣

- 我們先來看  $s_{1,i} = s_{2,j}$  的情況

- 我們先來看  $s_{1,i} = s_{2,j}$  的情況
- 假設  $s_{1,i} = s_{2,j}$ ，那麼以  $s_{1,i}$  為結尾的某個共同子序列，去掉結尾之後，就會變成  $s_1$  的前  $i - 1$  個元素與  $s_2$  的前  $j - 1$  個元素的 LCS

- 我們先來看  $s_{1,i} = s_{2,j}$  的情況
- 假設  $s_{1,i} = s_{2,j}$ ，那麼以  $s_{1,i}$  為結尾的某個共同子序列，去掉結尾之後，就會變成  $s_1$  的前  $i - 1$  個元素與  $s_2$  的前  $j - 1$  個元素的 LCS
- 例如： $s_1 = \text{abcd}$ ， $s_2 = \text{acd}$ ，而  $i = 4, j = 3$  時， $s_{1,4} = s_{2,3}$ ，因此以  $d$  結尾的 LCS 就會是“abc”、“ac”的 LCS 加上  $d$

- 我們先來看  $s_{1,i} = s_{2,j}$  的情況
- 假設  $s_{1,i} = s_{2,j}$ ，那麼以  $s_{1,i}$  為結尾的某個共同子序列，去掉結尾之後，就會變成  $s_1$  的前  $i - 1$  個元素與  $s_2$  的前  $j - 1$  個元素的 LCS
- 例如： $s_1 = \text{abcd}$ ， $s_2 = \text{acd}$ ，而  $i = 4, j = 3$  時， $s_{1,4} = s_{2,3}$ ，因此以  $d$  結尾的 LCS 就會是“abc”、“ac”的 LCS 加上  $d$
- 發現這些性質之後，我們就可以推出在這樣的情況， $dp_{i,j} = dp_{i-1,j-1} + 1$  了！



■ 那假如不一樣呢？

- 那假如不一樣呢？
- 因為  $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ，所以  $(i, j)$  的 LCS 一定不會有  $s_{1,i}$  或是  $s_{2,j}$

- 那假如不一樣呢？
- 因為  $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ，所以  $(i,j)$  的 LCS 一定不會有  $s_{1,i}$  或是  $s_{2,j}$
- 這代表  $i,j$  都是沒用的！

- 那假如不一樣呢？
- 因為  $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ，所以  $(i,j)$  的 LCS 一定不會有  $s_{1,i}$  或是  $s_{2,j}$
- 這代表  $i,j$  都是沒用的！
- 既然他沒用，那我們就隨便抓之前的狀態當作最佳解吧！

- 那假如不一樣呢？
- 因為  $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ，所以  $(i,j)$  的 LCS 一定不會有  $s_{1,i}$  或是  $s_{2,j}$
- 這代表  $i,j$  都是沒用的！
- 既然他沒用，那我們就隨便抓之前的狀態當作最佳解吧！
- 在這個狀態下的轉移式： $dp_{i,j} = \max(dp_{i-1,j}, dp_{i,j-1})$

$$dp_{i,j} = \begin{cases} dp_{i-1,j-1} + 1 & \text{if } s_{1,i} = s_{2,j} \\ \max(dp_{i-1,j}, dp_{i,j-1}) & \text{otherwise} \end{cases}$$

- 我們可以先來看看動畫

- 我們可以先來看看動畫
- $s_{1,i} = s_{2,j}$ ：代表轉移點在  $(i - 1, j - 1)$
- 將答案  $ans$  加上  $s_{1,i}$ 、 $i - 1$ 、 $j - 1$



- 我們可以先來看看動畫
- $s_{1,i} = s_{2,j}$ ：代表轉移點在  $(i - 1, j - 1)$
- 將答案  $ans$  加上  $s_{1,i}$ 、 $i - 1$ 、 $j - 1$
- $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ：代表轉移點在  $(i - 1, j)$  或是  $(i, j - 1)$
- 看哪個比較大，將  $i, j$  移至該點

- 我們可以先來看看動畫
- $s_{1,i} = s_{2,j}$ ：代表轉移點在  $(i - 1, j - 1)$
- 將答案  $ans$  加上  $s_{1,i}$ 、 $i - 1$ 、 $j - 1$
- $s_{1,i} \neq s_{2,j}$ ：代表轉移點在  $(i - 1, j)$  或是  $(i, j - 1)$
- 看哪個比較大，將  $i, j$  移至該點
- 最後  $ans$  的逆序就是答案！

## AtCoder DP Contest F. LCS

給兩字串，求 LCS

## 編輯距離

- 對於兩個字串  $s_1, s_2$ ，你有以下三種方法可以操作：
  - 刪除某個字元
  - 插入某個字元
  - 修改某個字元
- 求需要最少操作幾次，才能將  $s_1$  變成  $s_2$
- 操作次數稱為編輯距離

- abc 可由一次刪除變成 ac
- abc 可由一次插入變成 abdc
- abc 可由一次修改變成 abd

- 提示：這邊的狀態定義跟 LCS 一樣，轉移式也跟 LCS 有異曲同工之妙
- $dp_{i,j}$  為  $s_{1,1} \dots s_{1,i}$  跟  $s_{2,1} \dots s_{2,j}$  的編輯距離
- 試想可以怎麼從 LCS 的定義轉換過來

- 提示：這邊的狀態定義跟 LCS 一樣，轉移式也跟 LCS 有異曲同工之妙
- $dp_{i,j}$  為  $s_{1,1} \dots s_{1,i}$  跟  $s_{2,1} \dots s_{2,j}$  的編輯距離
- 試想可以怎麼從 LCS 的定義轉換過來
- $s_{1,i} = s_{2,j}$ ：顯然不需要在  $(i, j)$  做任何操作
- 轉移式： $dp_{i,j} = dp_{i-1,j-1}$



- 接著是不同的情況

- 接著是不同的情況
- 我們可以將  $s_{1,i}$  刪除來得到  $s_{1,i-1}$
- 也就是說， $(i, j)$  可由一次編輯得到  $(i-1, j)$  的狀態
- $dp_{i,j} = dp_{i-1,j} + 1$

- 如果要在  $s_{1,i}$  後插入一個字元，你會選哪個？

## 轉移式 - 插入

- 如果要在  $s_{1,i}$  後插入一個字元，你會選哪個？
- 顯然： $s_{2,j}$ ，這樣才有意義

- 如果要在  $s_{1,i}$  後插入一個字元，你會選哪個？
- 顯然： $s_{2,j}$ ，這樣才有意義
- 既然你要為了  $s_{2,j}$  再插入一個字元使其相等，那為何不乾脆刪掉  $s_{2,j}$ ？

- 如果要在  $s_{1,i}$  後插入一個字元，你會選哪個？
- 顯然： $s_{2,j}$ ，這樣才有意義
- 既然你要為了  $s_{2,j}$  再插入一個字元使其相等，那為何不乾脆刪掉  $s_{2,j}$ ？
- 所以刪除等價於插入，轉移式相同

- 修改後長度不變，但能夠滿足  $s_{1,i} = s_{2,i}$

- 修改後長度不變，但能夠滿足  $s_{1,i} = s_{2,i}$
- 而相等的情況我們剛剛討論過了，轉移點  $(i, j)$ ，只是這次需要花費一次編輯



- 修改後長度不變，但能夠滿足  $s_{1,i} = s_{2,i}$
- 而相等的情況我們剛剛討論過了，轉移點  $(i, j)$ ，只是這次需要花費一次編輯
- 轉移式： $dp_{i,j} = dp_{i-1,j-1} + 1$

- 最後，我們把三種情況的轉移式合併起來



$$dp_{i,j} = \begin{cases} dp_{i-1,j-1} & s_{1,i} = s_{2,j} \\ \min(dp_{i-1,j-1}, dp_{i-1,j}, dp_{i,j-1}) + 1 & \text{otherwise} \end{cases}$$

- 時間複雜度  $\mathcal{O}(n^2)$

## CSES Edit Distance

### 編輯距離經典題

- 編輯距離看起來好像很廢？

- 編輯距離看起來好像很廢？
- 但他幫我完成了一份分數蠻高的探究與實作報告

- 編輯距離看起來好像很廢？
- 但他幫我完成了一份分數蠻高的探究與實作報告
- 事實上，編輯距離可用來計算兩個 DNA 的相似程度

- 編輯距離看起來好像很廢？
- 但他幫我完成了一份分數蠻高的探究與實作報告
- 事實上，編輯距離可用來計算兩個 DNA 的相似程度
- 如果你們有生物報告或是探究報告要做，可以參考一下（0

LIS



- Longest Increasing Subsequence，最長遞增子序列
- 跟 LCS 一樣，都是子序列問題
- 只是從“共同”的子序列，變成一個字串裡最長且元素呈現遞增 ( $s_i \leq s_{i+1}$ ) 的子序列
- 例如 16723 的 LIS 就是 123

- 狀態定義： $dp_i$ ：以第  $i$  個元素為結尾的 LIS

- 狀態定義： $dp_i$ ：以第  $i$  個元素為結尾的 LIS
- 對於所有  $j < i$ ，如果  $s_j \leq s_i$ ，那就代表  $s_i$  可以接在  $s_j$  後面

- 狀態定義： $dp_i$ ：以第  $i$  個元素為結尾的 LIS
- 對於所有  $j < i$ ，如果  $s_j \leq s_i$ ，那就代表  $s_i$  可以接在  $s_j$  後面
- 因此  $i$  的轉移點就是對於所有  $j$ ，滿足  $j < i, s_j \leq s_i$

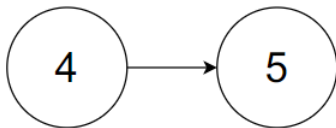
- 狀態定義： $dp_i$ ：以第  $i$  個元素為結尾的 LIS
- 對於所有  $j < i$ ，如果  $s_j \leq s_i$ ，那就代表  $s_i$  可以接在  $s_j$  後面
- 因此  $i$  的轉移點就是對於所有  $j$ ，滿足  $j < i, s_j \leq s_i$
- 取最好的接上去就可以了！

- 狀態定義： $dp_i$ ：以第  $i$  個元素為結尾的 LIS
- 對於所有  $j < i$ ，如果  $s_j \leq s_i$ ，那就代表  $s_i$  可以接在  $s_j$  後面
- 因此  $i$  的轉移點就是對於所有  $j$ ，滿足  $j < i, s_j \leq s_i$
- 取最好的接上去就可以了！
- $dp_i = \max_{j=1}^{i-1} (dp_j + 1), \quad s_j \leq s_i$

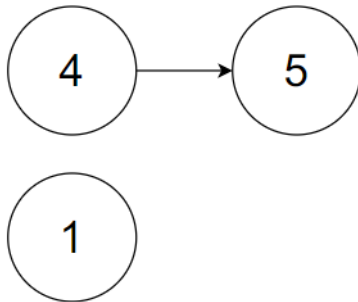
- $\mathcal{O}(n^2)$  實在是太遜了，能不能更快？

- $\mathcal{O}(n^2)$  實在是太遜了，能不能更快？
- 遞增  $\Rightarrow$  單調性  $\Rightarrow$  能不能二分搜阿??
- 我們畫圖試試看，假設我們有  $\{4, 5, 1, 2, 3, 10, 7, 2\}$

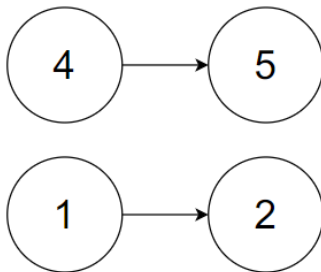




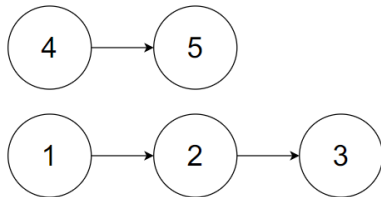
- 一開始 4, 5 都遞增，所以直接連起來



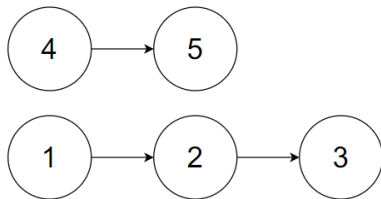
- 接下來的 1 比任何一個數字都還要小，因此我們先擺在旁邊



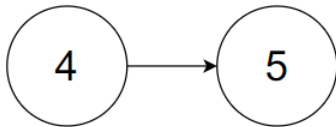
■  $2 > 1$ ，所以我們接在 1 後面



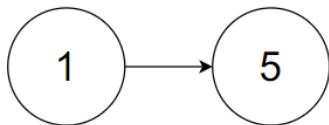
- $3 > 2$ ，所以接在 2 後面
- 可以發現，第二條鍊已經比第一條鍊長了，所以將第一條鍊捨棄
- 同樣位在第二位， $5 > 2$ ，顯然 2 的潛力比較高（畢竟可以接比較多東西）



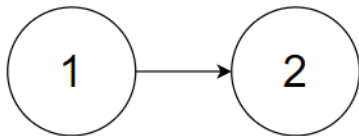
- 換句話說，如果在兩條鍊的同一位有兩數字  $a, b$ ，且  $a > b$ ，那麼直接留下  $b$  而不是  $a$  肯定是最好的
- 也就是將數字大的直接淘汰
- 那我們重新試試看



■ 這步驟一樣

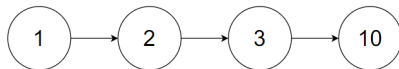


- 原本 1 應該是另一條鍊的第一項，但跟他並排的  $2 > 1$ ，潛力比較不好
- 所以我們把 2 捨棄，填上 1

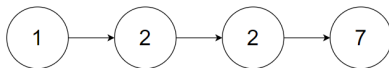


■ 再把 5 用 2 替换掉





■ 將 3, 10 接上



- 依剛剛的規則，用 7, 2 將 10, 3 替換掉
- 最後得到的就是 LIS 長度了！

- 觀察一下規則可以發現，當我們加入新元素  $A_i$  時，我們可以在鍊裡找到一個元素  $A_j$  並將其取代（ $A_j$  滿足  $A_j \leq A_i$  且  $A_j$  盡可能小）

- 觀察一下規則可以發現，當我們加入新元素  $A_i$  時，我們可以在鍊裡找到一個元素  $A_j$  並將其取代（ $A_j$  滿足  $A_j \leq A_i$  且  $A_j$  盡可能小）
- 有沒有很像二分搜？

- 觀察一下規則可以發現，當我們加入新元素  $A_i$  時，我們可以在鍊裡找到一個元素  $A_j$  並將其取代（ $A_j$  滿足  $A_j \leq A_i$  且  $A_j$  盡可能小）
- 有沒有很像二分搜？
- 其實這就是在做 lower bound

- 觀察一下規則可以發現，當我們加入新元素  $A_i$  時，我們可以在鍊裡找到一個元素  $A_j$  並將其取代（ $A_j$  滿足  $A_j \leq A_i$  且  $A_j$  盡可能小）
- 有沒有很像二分搜？
- 其實這就是在做 lower bound
- 每次找到一個元素取代，若沒元素能夠取代就在鍊的尾端接上

- 觀察一下規則可以發現，當我們加入新元素  $A_i$  時，我們可以在鍊裡找到一個元素  $A_j$  並將其取代（ $A_j$  滿足  $A_j \leq A_i$  且  $A_j$  盡可能小）
- 有沒有很像二分搜？
- 其實這就是在做 lower bound
- 每次找到一個元素取代，若沒元素能夠取代就在鍊的尾端接上
- 時間複雜度  $\mathcal{O}(n \log n)$

- 應該有人有疑問：假設目前鍊長 4，我替換掉了位置 2，阿 3,4 又沒辦法接在 2 後面，怎麼會合法？



- 應該有人有疑問：假設目前鍊長 4，我替換掉了位置 2，阿 3,4 又沒辦法接在 2 後面，怎麼會合法？
- 這是因為這個鍊其實不是真正的 LIS，只是紀錄各種 IS 在同一位置上的最佳解罷了

- 應該有人有疑問：假設目前鍊長 4，我替換掉了位置 2，阿 3,4 又沒辦法接在 2 後面，怎麼會合法？
- 這是因為這個鍊其實不是真正的 LIS，只是紀錄各種 IS 在同一位置上的最佳解罷了
- 你可以把他想像成是在“新陳代謝”

- 前面都是在講最大長度，沒有講構造出的答案

- 前面都是在講最大長度，沒有講構造出的答案
- DP 問題中，一個非常關鍵的點就是目前狀態的轉移點是哪一個

- 前面都是在講最大長度，沒有講構造出的答案
- DP 問題中，一個非常關鍵的點就是目前狀態的轉移點是哪一個
- 我們可以對每個狀態紀錄他是由哪個轉移點轉移得來的
- 最後再從最後一個一直往前推，就能夠找到答案了！
- 這部分就留給學員回家實作了

## CSES Increasing Subsequence

LIS 經典題目

## APCS 202101 4. 飛黃騰達

見原題

## 2021 TOIP pC

見原題

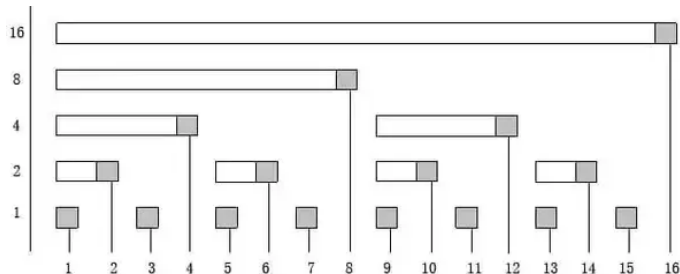
- Binary Indexed tree, 又稱 Fenwick Tree
- 可以說是簡化版的 Segment Tree

- 首先，我們要知道什麼是 `lowbit`
- `lowbit` 指的是數字在二進位下，最右邊的 1 代表的數字
- 例如  $5 = 101_{(2)}$ ,  $lowbit(5) = 1$ 、 $6 = 110_{(2)}$ ,  $lowbit(6) = 2$
- 在程式上可以用  $x \& (-x)$  算出
- 因為  $-x$  就是  $x$  的補數 +1
- $(56)_{10} = (111000)_2$ ,  $(-56)_{10} = (001000)_2$



■ 接著來看 BIT 的定義

■  $\text{BIT}[i]$  代表的是  $[i, i + \text{lowbit}(i) - 1]$  的區間



- 如果我們要更改  $A_i$  的值，那就需要更改所有包含  $i$  的陣列
- 觀察之後會發現，從  $i$  開始，每次更改後將  $i$  加上  $lowbit(i)$
- 經過的點就是包含  $i$  的所有區間

- 至於查詢  $1 \sim i$  的和，則是要避免有重疊的線段
- 觀察後，會發現其實就是不斷  $-lowbit(i)$
- OK！我們會 BIT 了

# 先來個簡單的

## CSES Dynamic Range Sum Queries

請寫出一支程式，支援以下操作：

- `update(i, x)`：將  $A_i$  加上  $x$
- `query(l, r)`：查詢  $A_l, A_{l+1}, \dots, A_r$  的總和

- BIT 也可以拿來計算最大值

- BIT 也可以拿來計算最大值
- 我們將 BIT 的區間定義成以該區間內的數字為結尾的 LIS 長度

- BIT 也可以拿來計算最大值
- 我們將 BIT 的區間定義成以該區間內的數字為結尾的 LIS 長度
- 也就是  $\text{query}(i)$  會回傳以  $1 \sim i$  為結尾的最大 LIS 長度

- BIT 也可以拿來計算最大值
- 我們將 BIT 的區間定義成以該區間內的數字為結尾的 LIS 長度
- 也就是 `query(i)` 會回傳以  $1 \sim i$  為結尾的最大 LIS 長度
- 假設這是 `tmp`，那我們在 `tmp` 之後就能再接上  $i$ ，使得 LIS 長度加一



- BIT 也可以拿來計算最大值
- 我們將 BIT 的區間定義成以該區間內的數字為結尾的 LIS 長度
- 也就是 `query(i)` 會回傳以  $1 \sim i$  為結尾的最大 LIS 長度
- 假設這是 `tmp`，那我們在 `tmp` 之後就能再接上  $i$ ，使得 LIS 長度加一
- 如此一來，我們就可以使用 BIT 來計算 LIS 了！

1. 對於每個數字  $a_i$ ，查詢  $\text{tmp} = \text{query}(a_i - 1)$
2.  $\text{update}(a_i, \text{tmp} + 1)$
3. 最後  $\text{query}(\text{夠大的數字})$  就是答案！

## TI0J 1080 A. 逆序數對

計算符合以下條件的數對數量： $i < j, a_i > a_j$

- 這題其實是分治的題目

## TI0J 1080 A. 逆序數對

計算符合以下條件的數對數量： $i < j, a_i > a_j$

- 這題其實是分治的題目
- 但我們可以很開心的用 BIT 解決

## TI0J 1080 A. 逆序數對

計算符合以下條件的數對數量： $i < j, a_i > a_j$

- 這題其實是分治的題目
- 但我們可以很開心的用 BIT 解決
- 將 query 設定為數字  $1 \sim i$  出現的次數

## TI0J 1080 A. 逆序數對

計算符合以下條件的數對數量： $i < j, a_i > a_j$

- 這題其實是分治的題目
- 但我們可以很開心的用 BIT 解決
- 將 query 設定為數字  $1 \sim i$  出現的次數
- 對於某個數字  $a_j$ ， $a_i > a_j$  的數量就是  $n - \text{query}(a_j)$

DAG DP

- 不確定圖論有沒有講過
- DAG：有向無環圖
- 能夠拓撲排序的就是 DAG



- 回想一下第一堂 DP 課，講 Bottom Up 的地方
- 有提到“ 需要知道轉移點的前後順序”
- 有沒有覺得，這跟某種圖論技巧有關呢？

- 回想一下，拓樸排序的作用是甚麼？

# Topo Sort

- 回想一下，拓樸排序的作用是甚麼？
- 構造出一個順序，使得所有邊都是由這個順序的前面指向後面

# Topo Sort

- 回想一下，拓樸排序的作用是甚麼？
- 構造出一個順序，使得所有邊都是由這個順序的前面指向後面
- 其實這就跟轉移點的前後順序一樣！

- 回想一下，拓樸排序的作用是甚麼？
- 構造出一個順序，使得所有邊都是由這個順序的前面指向後面
- 其實這就跟轉移點的前後順序一樣！
- 將轉移點之間的關係畫成圖，迴圈的順序便是拓樸排序了

- 回想一下，拓樸排序的作用是甚麼？
- 構造出一個順序，使得所有邊都是由這個順序的前面指向後面
- 其實這就跟轉移點的前後順序一樣！
- 將轉移點之間的關係畫成圖，迴圈的順序便是拓樸排序了
- 有了一定的順序，就能夠拿來 DP

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 首先，最長路徑有甚麼性質？

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 首先，最長路徑有甚麼性質？
- 一定是入度為 0 的點開始，如何證明？



## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 首先，最長路徑有甚麼性質？
- 一定是入度為 0 的點開始，如何證明？
- 若最長路徑的起點  $v$  入度  $\neq 0$ ，那麼一定有一個點  $u$  能夠通到  $v$ ，那  $v$  就不可能是起點了

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 首先，最長路徑有甚麼性質？
- 一定是入度為 0 的點開始，如何證明？
- 若最長路徑的起點  $v$  入度  $\neq 0$ ，那麼一定有一個點  $u$  能夠通到  $v$ ，那  $v$  就不可能是起點了
- 由反證法得證

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP
- 狀態很好訂： $dp_i$ ：以  $i$  為結尾的最大路徑長度

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP
- 狀態很好訂： $dp_i$ ：以  $i$  為結尾的最大路徑長度
- 接著來找轉移點，應該也很好想，就是所有通向  $i$  的邊

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP
- 狀態很好訂： $dp_i$ ：以  $i$  為結尾的最大路徑長度
- 接著來找轉移點，應該也很好想，就是所有通向  $i$  的邊
- 轉移式： $dp_i = \max(dp_j + 1)$  ( $j$  表所有能連向  $i$  的邊)

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP
- 狀態很好訂： $dp_i$ ：以  $i$  為結尾的最大路徑長度
- 接著來找轉移點，應該也很好想，就是所有通向  $i$  的邊
- 轉移式： $dp_i = \max(dp_j + 1)$  ( $j$  表所有能連向  $i$  的邊)
- 最後，利用 Topo Sort 的順序依序轉移，最後取最大的  $dp_i$  就是答案！

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

- 接著回到 DP
- 狀態很好訂： $dp_i$ ：以  $i$  為結尾的最大路徑長度
- 接著來找轉移點，應該也很好想，就是所有通向  $i$  的邊
- 轉移式： $dp_i = \max(dp_j + 1)$  ( $j$  表所有能連向  $i$  的邊)
- 最後，利用 Topo Sort 的順序依序轉移，最後取最大的  $dp_i$  就是答案！
- 其實這題也有只使用 DFS 的作法，大家可以想想看



## CSES Longest Flight Route

跟 AtCoder DP Contest G 類似，但是要求出一組解

- 我們已經知道怎麼算長度了，那路徑怎麼算呢？

## CSES Longest Flight Route

跟 AtCoder DP Contest G 類似，但是要求出一組解

- 我們已經知道怎麼算長度了，那路徑怎麼算呢？
- 還記得子序列 DP 的構造解嗎？
- 我們在子序列 DP 那邊會利用紀錄轉移點來得到構造解，在這裡也可以用！

## CSES Longest Flight Route

跟 AtCoder DP Contest G 類似，但是要求出一組解

- 我們已經知道怎麼算長度了，那路徑怎麼算呢？
- 還記得子序列 DP 的構造解嗎？
- 我們在子序列 DP 那邊會利用紀錄轉移點來得到構造解，在這裡也可以用！
- $pre_i$  :  $i$  的轉移點

## CSES Longest Flight Route

跟 AtCoder DP Contest G 類似，但是要求出一組解

- 我們已經知道怎麼算長度了，那路徑怎麼算呢？
- 還記得子序列 DP 的構造解嗎？
- 我們在子序列 DP 那邊會利用紀錄轉移點來得到構造解，在這裡也可以用！
- $pre_i$ ： $i$  的轉移點
- 在拓撲排序的過程中更新  $pre_i$ ，最後再把這些點連起來就是答案了

## AtCoder DP Contest G - Longest Path

給 DAG，求出一條最長的路徑

CSES <https://cses.fi/problemset/task/1674/>

共有  $n$  人，第 1 人是老闆，其餘每個人都有一個上司，求每個人的所有下屬數量

## CSES Longest Flight Route

跟 AtCoder DP Contest G 類似，但是要求出一組解

# 樹 DP

- 樹其實就是一種 DAG，有些樹 DP 也可以用 DAG 實作（如果樹是有向的），不過這邊我會主要以 DFS 的方式實作
- 複習一下樹的術語：
  - root：樹根，樹的最頂端
  - child：子節點，某個點往下一層的點
  - sub-tree：子樹，由子節點組成的樹
  - depth：深度，從 root 到某個點的距離

- 樹直徑：樹上最長的那條路徑



- 樹直徑：樹上最長的那條路徑
- 假設有一條路徑是以  $i$  為中心，往  $i$  的兩條子樹延伸

- 樹直徑：樹上最長的那條路徑
- 假設有一條路徑是以  $i$  為中心，往  $i$  的兩條子樹延伸
- 怎樣會最長？

- 樹直徑：樹上最長的那條路徑
- 假設有一條路徑是以  $i$  為中心，往  $i$  的兩條子樹延伸
- 怎樣會最長？
- 從  $i$  的子節點裡，找出能夠延伸到最長的兩個路徑

- 假設  $dp_i$  為以  $i$  為中心的最大長度

- 假設  $dp_i$  為以  $i$  為中心的最大長度
- 那我們會需要幾種東西：
  - $dep_i$  :  $i$  的深度
  - $sub_i$  :  $i$  的子樹中最深的點

- 假設  $dp_i$  為以  $i$  為中心的最大長度
- 那我們會需要幾種東西：
  - $dep_i$  :  $i$  的深度
  - $sub_i$  :  $i$  的子樹中最深的點
- 那麼  $dp_i$  怎麼算？

- 假設  $dp_i$  為以  $i$  為中心的最大長度
- 那我們會需要幾種東西：
  - $dep_i$  :  $i$  的深度
  - $sub_i$  :  $i$  的子樹中最深的點
- 那麼  $dp_i$  怎麼算？
- 假設  $v$  是  $i$  的子樹，而其中擁有最大  $sub$  的兩個點是  $a, b$ ，那麼  $dp_i = sub_a + sub_b - 2 \cdot dep_i$

- 假設  $dp_i$  為以  $i$  為中心的最大長度
- 那我們會需要幾種東西：
  - $dep_i$  :  $i$  的深度
  - $sub_i$  :  $i$  的子樹中最深的點
- 那麼  $dp_i$  怎麼算？
- 假設  $v$  是  $i$  的子樹，而其中擁有最大  $sub$  的兩個點是  $a, b$ ，那麼  $dp_i = sub_a + sub_b - 2 \cdot dep_i$
- 至於  $sub_i$  怎麼算呢？簡單，把  $dep$  當作 DFS 的回傳值，或是直接記錄在陣列裡，就可以收集到所有子樹的資料了！



# 例題

## CSES Tree Diameter

求樹直徑

TI0J <https://tioj.ck.tp.edu.tw/problems/1213>

求有權重的樹直徑

2022 TOIP B. 建設人工島

見原題

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 狀態可以怎麼訂？我們先將字元編號：AUCG@ 對應 01234 (後面會以  $s_{i,j} = 0/1/2/3/4$  表示)

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 狀態可以怎麼訂？我們先將字元編號：AUCG@ 對應 01234 (後面會以  $s_{i,j} = 0/1/2/3/4$  表示)
- $dp_{i,j,k}$ ：第  $i$  個病毒，第  $j$  個位置，第  $k$  種字元的最小距離

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 狀態可以怎麼訂？我們先將字元編號：AUCG@ 對應 01234 (後面會以  $s_{i,j} = 0/1/2/3/4$  表示)
- $dp_{i,j,k}$ ：第  $i$  個病毒，第  $j$  個位置，第  $k$  種字元的最小距離
- 對於每個 RNA 序列，我們需要先做一些操作：

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 狀態可以怎麼訂？我們先將字元編號：AUCG@ 對應 01234 (後面會以  $s_{i,j} = 0/1/2/3/4$  表示)

- $dp_{i,j,k}$ ：第  $i$  個病毒，第  $j$  個位置，第  $k$  種字元的最小距離

- 對於每個 RNA 序列，我們需要先做一些操作：

- $$dp_{i,j,k} = \begin{cases} 0 & \text{if } s_{i,j} = k \text{ or } s_{i,j} = 4 \\ \infty & \text{otherwise} \end{cases}$$

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

■ 至於轉移式怎麼訂呢？

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 至於轉移式怎麼訂呢？
- 對於轉移點  $v$ ，我們枚舉  $k, l = 0 \sim 4$ ，如果  $k \neq l$  就代表要  $+1$

## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- 至於轉移式怎麼訂呢？
- 對於轉移點  $v$ ，我們枚舉  $k, l = 0 \sim 4$ ，如果  $k \neq l$  就代表要  $+1$
- 最終轉移式：
$$dp_{i,j,k} = \sum \min_{l=0}^4 (dp_{v,j,l} + (k \neq l))$$



## APCS 202007 P4. 病毒演化

有  $n$  種病毒，每個病毒由一個長度為  $m$  的 RNA 序列組成，包含 A、U、C、G、@ (@ 代表不確定)

除了原始病毒外，所有病毒都是由某個病毒演化而來的，求將 @ 填入某個字元後，每個病毒與它演化來源的病毒的距離總合最小值是多少？(距離指的是不一樣的位置數)

- CSES Tree Matching
- CF 1528A. Parsa's Humongous Tree