

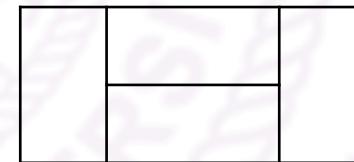
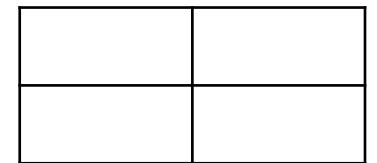
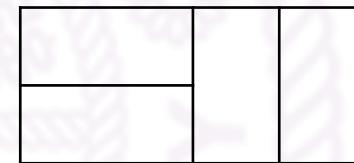
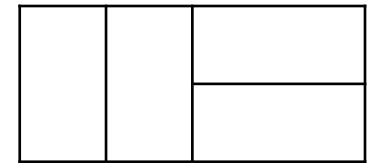
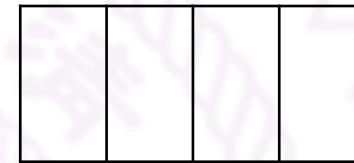
# Dynamic Programming

日月卦長



# 骨牌覆蓋

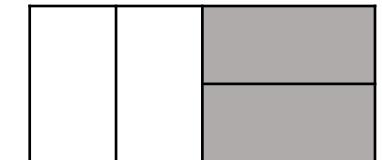
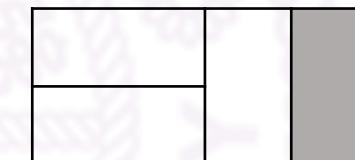
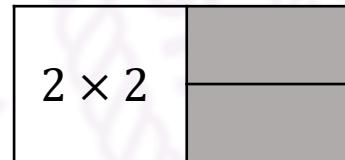
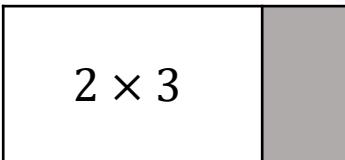
- 紿你  $2 \times n$  的地板
- 你要用  $2 \times 1$  的磁磚將其鋪滿
- 請問有幾種方法？



$n = 4$  的所有方法

# 骨牌覆蓋

- 觀察這些方法

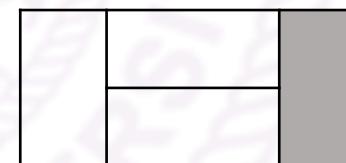
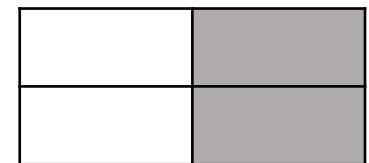
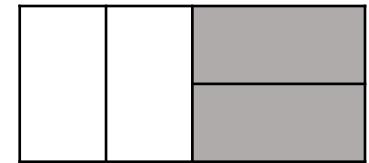
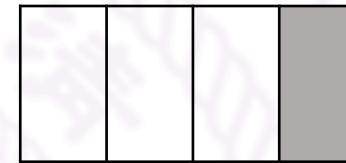


$n = 4$  的所有方法

# 骨牌覆蓋

- 得到關係式

$$\bullet f_n = \begin{cases} 1 & , n \leq 1 \\ f_{n-1} + f_{n-2}, & n > 1 \end{cases}$$



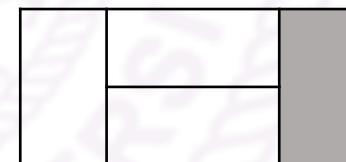
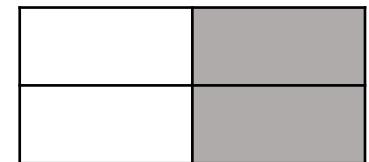
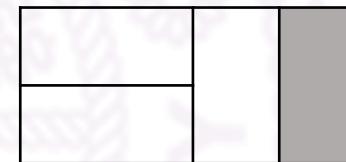
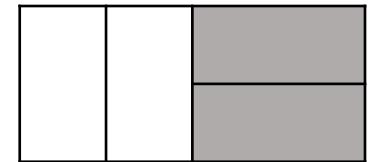
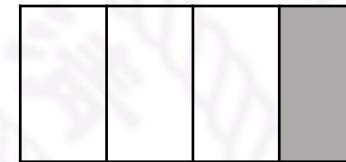
$n = 4$  的所有方法

# 骨牌覆蓋

- 得到關係式

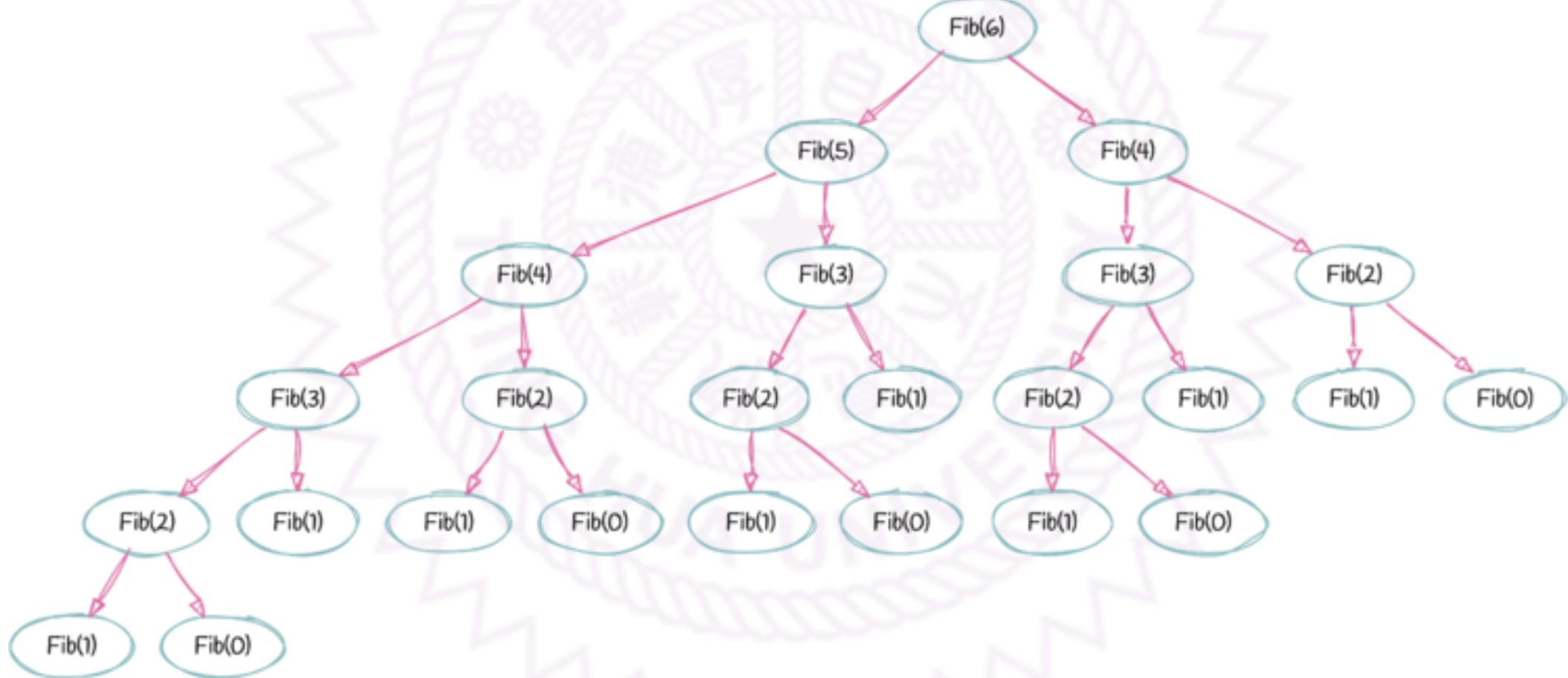
$$\bullet f_n = \begin{cases} 1 & , n \leq 1 \\ f_{n-1} + f_{n-2}, & n > 1 \end{cases}$$

```
long long f(int n) {  
    if (n <= 1) return 1;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```



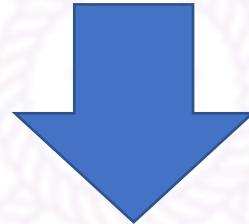
$n = 4$  的所有方法

很慢  $O(2^n)$



# DP的本質：避免重覆計算

```
long long f(int n) {  
    if (n <= 1) return 1;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```



```
map<int, long long> DP;  
long long f(int n) {  
    if (n <= 1) return 1;  
    if (DP.count(n)) return DP[n];  
    return DP[n] = f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

# Dynamic Programming

- 無後效性：  
相同的參數會得到相同的答案
- 重複子問題：  
過程中相同的參數會重複出現
- 最佳子結構：  
原問題的最佳解其子問題的解也是最佳的

# Longest Increasing Subsequence

- <https://leetcode.com/problems/longest-increasing-subsequence/>
- 輸出最長遞增子序列長度
- Input: S = [0,3,1,6,2,2,7,-1]
- Output: 4  
其中一個最長遞增子序列为：[0,1,2,7]

# dfs(i) 計算 $S[i]$ 為結尾的 LIS

```
vector<int> S;
int dfs(int i) {
    int ans = 0;
    for (int j = 0; j < i; ++j) {
        if (S[i] > S[j])
            ans = max(ans, dfs(j));
    }
    return ans + 1;
}
int solve() {
    int ans = 0;
    for (int i = 0; i < S.size(); ++i)
        ans = max(ans, dfs(i));
    return ans;
}
```

# 避免重複計算

```
vector<int> S;
vector<int> DP;
int dfs(int i) {
    if(DP[i]) return DP[i];
    int ans = 0;
    for (int j = 0; j < i; ++j) {
        if (S[i] > S[j])
            ans = max(ans, dfs(j));
    }
    return DP[i] = ans + 1;
}
int solve() {
    DP.assign(S.size(), 0);
    int ans = 0;
    for (int i = 0; i < S.size(); ++i)
        ans = max(ans, dfs(i));
    return ans;
}
```

# 時間複雜度

- 遞迴通常都不太好算時間複雜度
- 但因為我們避免重複計算  
 $dfs(0) \sim dfs(n - 1)$  只會各被計算一次
- 每次計算  $dfs$  的過程都是  $O(n)$
- 所以總共  $n \times O(n) = O(n^2)$

# 知道計算的順序就能用迴圈做

```
vector<int> S;

int solve() {
    vector<int> DP(S.size());
    int ans = 0;
    for (int i = 0; i < S.size(); ++i) {
        DP[i] = 0;
        for (int j = 0; j < i; ++j) {
            if (S[i] > S[j])
                DP[i] = max(DP[i], DP[j]);
        }
        DP[i] += 1;
        ans = max(ans, DP[i]);
    }
    return ans;
}
```

# 狀態、狀態轉移式 state transition equation

- 設  $DP_i$  表示以  $S[i]$  為結尾時的 LIS 長度

狀態

$$DP_i = \max_{j < i, S[j] < S[i]} \{DP_j\} + 1$$

狀態轉移式

# $xD/yD$ 表示法

- 表示該 DP 的時間複雜度為  $O(n^{x+y})$
- 大多數 DP 時間複雜度 = 狀態數  $\times$  狀態轉移時間
  - 狀態數有  $O(n^x)$
  - 狀態轉移時間  $O(n^y)$
- EX: 剛剛的 LIS 是  $1D/1D$  的 DP , 複雜度  $O(n^{1+1}) = O(n^2)$

# 作法分類

- Top Down:

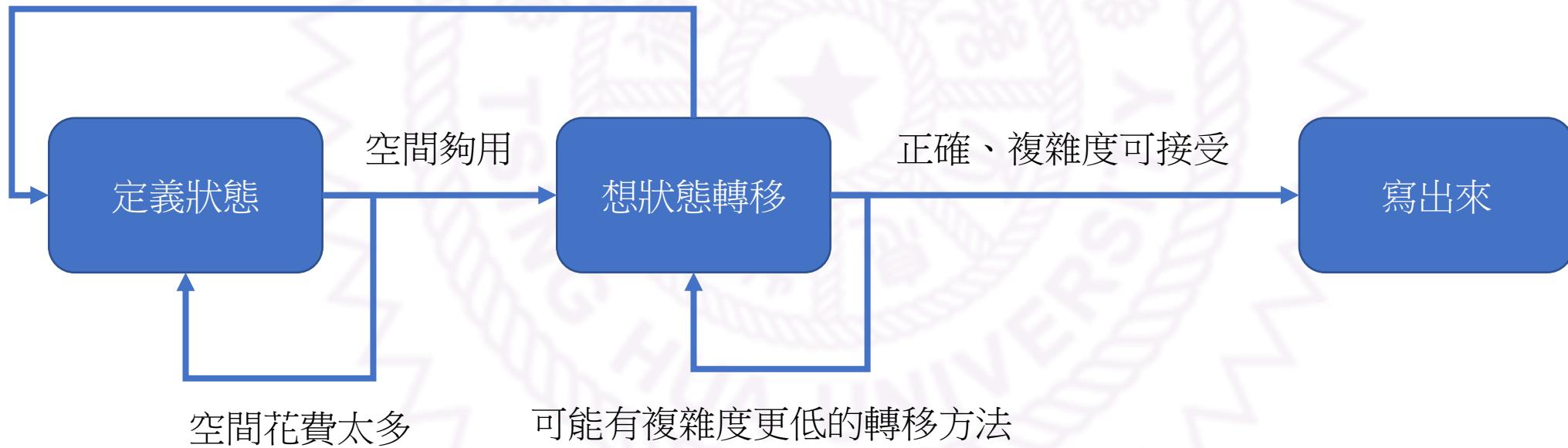
用遞迴，記錄所有狀態的計算結果避免重複計算

- Bottom Up:

知道每個狀態的計算順序，按造順序推出目標狀態  
通常用迴圈就能搞定

# 一般思考流程

想不到轉移式、複雜度太高



# Longest Common Subsequence

- <https://leetcode.com/problems/longest-common-subsequence/>
- 輸出兩字串的最長共同子序列長度
- Input: A = "abcde", B = "aceb"
- Output: 3  
最長共同子序列为："ace"

# Step 1: 定義狀態

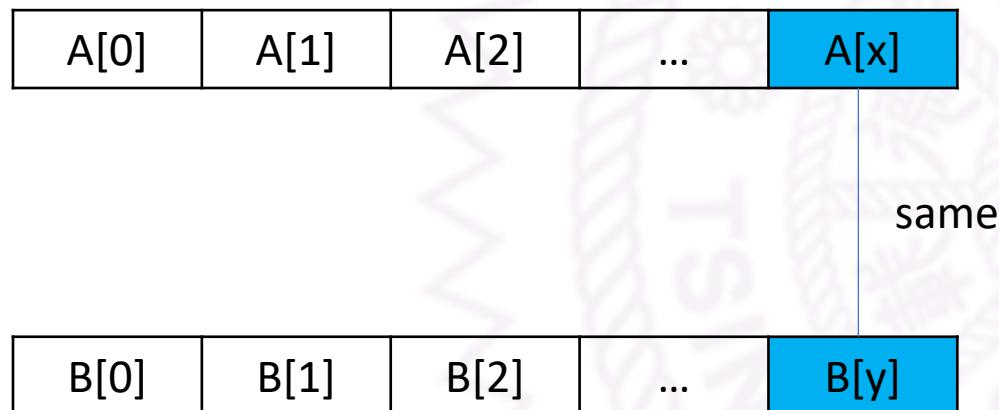
- 設  $DP_{x,y}$  表示  $A[0 \sim x], B[0 \sim y]$  的 LCS 長度

## Step 2: 想狀態轉移式

A[0]	A[1]	A[2]	...	A[x]
------	------	------	-----	------

B[0]	B[1]	B[2]	...	B[y]
------	------	------	-----	------

## Step 2: 想狀態轉移式

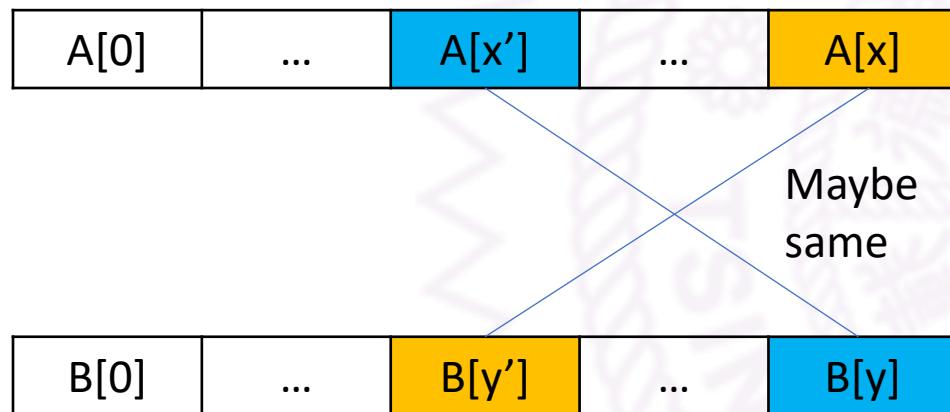


Case  $A[x] == B[y]$

這個例子中  $x,y$  必然是LCS的一部分  
所以

$$DP_{x,y} = DP_{x-1,y-1} + 1$$

## Step 2: 想狀態轉移式



Case  $A[x] \neq B[y]$

這個例子中  $x, y$  都各自可能是LCS的一部分  
所以

$$DP_{x,y} = \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x,y-1}\}$$

## Step 2: 想狀態轉移式

$$DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x < 0, y < 0 \\ DP_{x-1,y-1} + 1 & , A[x] = B[y] \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x,y-1}\} & , A[x] \neq B[y] \end{cases}$$

# 時間複雜度

- $2D/0D$
- 狀態數  $\times$  轉移時間
- $|A| \times |B| \times O(1) = O(|A||B|)$

# Longest Palindromic Subsequence

- <https://leetcode.com/problems/longest-palindromic-subsequence/>
- 輸出最長迴文子序列長度
- Input: S = "bbbab"
- Output: 4  
最長迴文子序列为："bbbb"

# Step 1: 定義狀態

- 設  $DP_{l,r}$  表示  $S[l \sim r]$  的最長迴文子序列長度

# Step 2: 想狀態轉移式

$s[l]$	$s[l+1]$	$s[l+2]$	...	$s[r]$
--------	----------	----------	-----	--------

## Step 2: 想狀態轉移式

S[l]	S[l+1]	S[l+2]	...	S[r]
------	--------	--------	-----	------

Case  $S[l] == S[r]$

這個例子中  $x, y$  必然是最長迴文的一部分  
所以

$$DP_{l,r} = DP_{l+1,r-1} + 2$$

## Step 2: 想狀態轉移式

S[l]	S[l+1]	S[l+2]	...	S[r]
------	--------	--------	-----	------

Case S[l] != S[r]

這個例子中 x,y 都各自可能最長迴文的一部分  
所以

$$DP_{l,r} = \max\{DP_{l+1,r}, DP_{l,r-1}\}$$

## Step 2: 想狀態轉移式

$$DP_{l,r} = \begin{cases} r - l + 1 & , r - l + 1 \leq 1 \\ DP_{l+1,r-1} + 2 & , S[l] = S[r] \\ \max\{DP_{l+1,r}, DP_{l,r-1}\} & , S[l] \neq S[r] \end{cases}$$

# Bottom Up: 由小到大枚舉區間

```
int solve(string S) {
    int n = S.size();
    vector<vector<int>> DP(n, vector<int>(n));
    for (int i = 0; i < n; ++i) DP[i][i] = 1;
    for (int len = 2; len <= n; ++len) {
        for (int l = 0; l + len <= n; ++l) {
            int r = l + len - 1;
            if (S[l] == S[r]) DP[l][r] = DP[l + 1][r - 1] + 2;
            else DP[l][r] = max(DP[l + 1][r], DP[l][r - 1]);
        }
    }
    return DP[0][n - 1];
}
```

# 時間複雜度

- $2D/0D$
- 狀態數  $\times$  轉移時間
- $|S|^2 \times O(1) = O(|S|^2)$

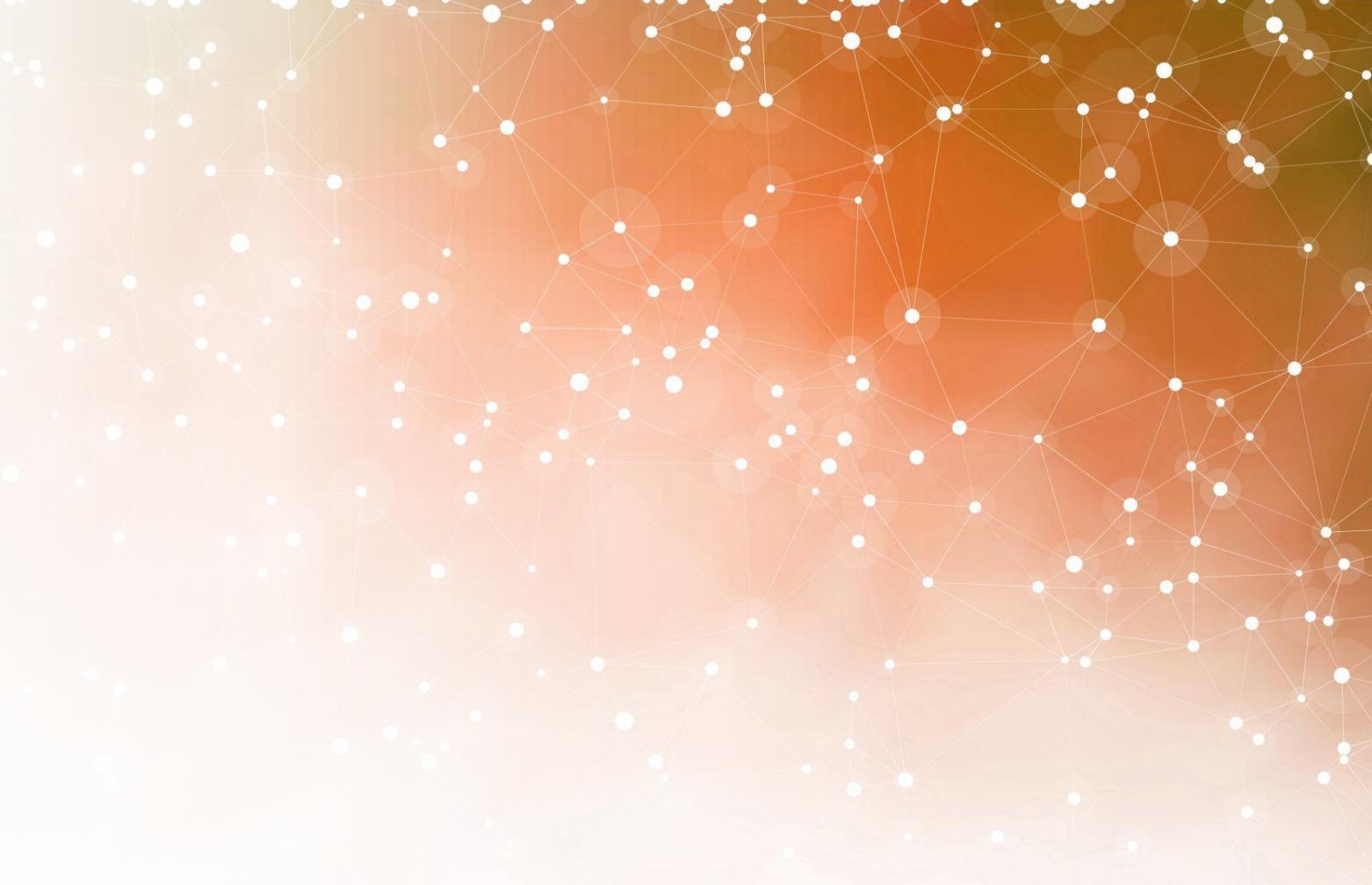


# 特殊優化

---

資料結構優化

矩陣快速幕



# Longest Increasing Subsequence

- <https://leetcode.com/problems/longest-increasing-subsequence/>
- 輸出最長遞增子序列長度
- Input: S = [0,3,1,6,2,2,7,-1]  $O(n \log n)$
- Output: 4  
其中一個最長遞增子序列为：[0,1,2,7]

# 這裡計算太慢了

```
vector<int> S;

int solve() {
    vector<int> DP(S.size());
    int ans = 0;
    for (int i = 0; i < S.size(); ++i) {
        DP[i] = 0;
        for (int j = 0; j < i; ++j) {
            if (S[i] > S[j])
                DP[i] = max(DP[i], DP[j]);
        }
        DP[i] += 1;
        ans = max(ans, DP[i]);
    }
    return ans;
}
```

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7

V	1	2	3	4	5

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1							

V	1	2	3	4	5
	-7				

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2						

V	1	2	3	4	5
	-7	10			

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2					

V	1	2	3	4	5
	-7	9			

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2	2				

V	1	2	3	4	5
	-7	2			

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2	2	3			

V	1	2	3	4	5
	-7	2	3		

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2	2	3	4		

V	1	2	3	4	5
	-7	2	3	8	

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2	2	3	4	4	

V	1	2	3	4	5
	-7	2	3	8	

$V[i]$ : 紀錄滿足  $DP[x] = i$  的最小值

S	0	1	2	3	4	5	6	7
	-7	10	9	2	3	8	8	1

DP	0	1	2	3	4	5	6	7
	1	2	2	2	3	4	4	2

V	1	2	3	4	5
	-7	1	3	8	

$V$  陣列永遠遞增，利用二分搜！

# LIS 資料結構優化

```
vector<int> S;

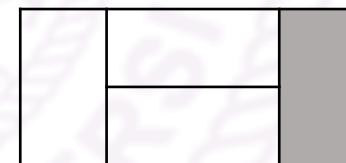
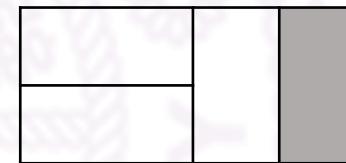
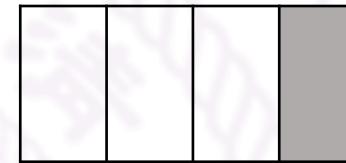
int solve() {
    if (S.size() == 0) return 0;
    vector<int> V;
    V.emplace_back(S[0]);
    for (size_t i = 1; i < S.size(); ++i) {
        if (S[i] > V.back())
            V.emplace_back(s[i]);
        else
            *lower_bound(V.begin(), V.end(), S[i]) = S[i];
    }
    return V.size(); // V 陣列的長度等同於答案
}
```

# 骨牌覆蓋

- 得到關係式

$$\bullet f_n = \begin{cases} 1 & , n \leq 1 \\ f_{n-1} + f_{n-2}, & n > 1 \end{cases}$$

```
long long f(int n) {  
    if (n <= 1) return 1;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```



$n = 4$  的所有方法

$O(\log n)$

# 矩陣乘法

$$\begin{bmatrix} a & b \\ c & d \end{bmatrix} \begin{bmatrix} e & f \\ g & h \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} ae + bg & af + bh \\ ce + dg & cf + dh \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} a & b \\ c & d \end{bmatrix} \begin{bmatrix} e \\ g \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} ae + bg \\ ce + dg \end{bmatrix}$$

# 觀察 – 使用矩陣快速幕

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} f_1 \\ f_0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} f_0 + f_1 \\ f_1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} f_2 \\ f_1 \end{bmatrix}$$

$a^b$  我們有教過  $O(\log b)$  的快速幕

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^n \begin{bmatrix} f_1 \\ f_0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} f_{n+1} \\ f_n \end{bmatrix}$$

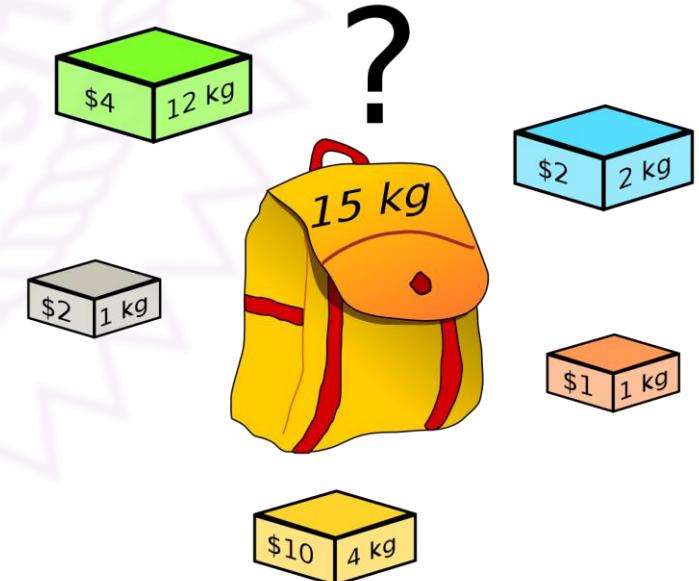


# Knapsack Problem

背包問題

# 0-1 背包問題

- 你有一個限重為  $W$  的背包
- 有  $n$  個物品，第  $i$  個物品的重量和價格分別為  $w_i, c_i$
- 每個物品你可以選擇放或不放  
請問在不超過背包限重的情況下，能拿到的價格總和最多為多少
- $n \leq 1000, 0 \leq W \leq 1000, \sum c_i \leq 1000$



# 枚舉法

- 每個物品只有選或不選兩種
- 有  $2^n$  種可能性 →  $O(2^n)$  枚舉所有可能
- 太慢

# Step 1: 定義狀態 1

- 設  $DP_{x,y}$  表示：  
只考慮編號  $1 \sim x$  的物品  
總價值是  $y$  時最少要花費的重量

- 目標答案就是

$$\max_{0 \leq y \leq \sum c_i} \{y: DP_{n,y} \leq W\}$$

# Step 1: 定義狀態 2

- 設  $DP_{x,y}$  表示：  
只考慮編號  $1 \sim x$  的物品  
且背包中物品總重量剛好是  $y$  時的最佳總價值
- 目標答案就是

$$\max_{0 \leq y \leq W} \{DP_{n,y}\}$$

# Step 1: 定義狀態 3

- 設  $DP_{x,y}$  表示：  
只考慮編號  $1 \sim x$  的物品  
且背包限重是  $y$  時的最佳總價值
- 目標答案就是

$$DP_{n,W}$$

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮要不要放第  $x$  物品

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮要不要放第  $x$  物品
- 不放第  $x$  物品
- $DP_{x,y} = DP_{x-1,y}$

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮要不要放第  $x$  物品
- 放第  $x$  物品
- $DP_{x,y} = DP_{x-1,y-w_x} + c_x$

## Step 2: 想狀態轉移式

$$\cdot DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x = 0 \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x-1,y-w_x} + c_x\} , & x > 0 \end{cases}$$

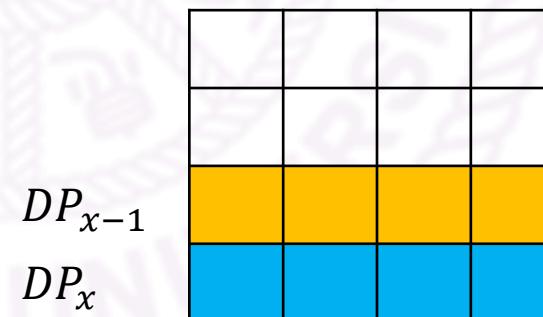
```
int DP[MAXN][MAXW] = {};  
  
int solve() {  
    for (int x = 1; x <= n; ++x)  
        for (int y = 0; y <= w; ++y) {  
            DP[x][y] = DP[x - 1][y];  
            if (y >= w[x])  
                DP[x][y] = max(DP[x][y], DP[x - 1][y - w[x]] + c[x]);  
        }  
    return DP[n][w];  
}
```

# 時間複雜度

- 狀態數  $\times$  轉移時間
- $nW \times O(1) = O(nW)$

# 觀察狀態轉移式

- $DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x = 0 \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x-1,y-w_x} + c_x\} & , x > 0 \end{cases}$
- 計算  $DP_x$  時只會用到  $DP_{x-1}$  的資訊



# 省略沒用到的空間

```
int DP[2][MAXW] = {};
int solve() {
    for (int x = 1; x <= n; ++x)
        for (int y = 0; y <= W; ++y) {
            DP[x & 1][y] = DP[(x & 1) ^ 1][y];
            if (y >= w[x])
                DP[x & 1][y] = max(DP[x & 1][y], DP[(x & 1) ^ 1][y - w[x]] + c[x]);
        }
    return DP[n & 1][W];
}
```

# 更加細緻的觀察

- $DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x = 0 \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x-1,y-w_x} + c_x\} & , x > 0 \end{cases}$
- 計算  $DP_{x,y}$  時只會用到  $DP_{x-1,i}, i \leq y$  的資訊

$DP_{x-1}$   
 $DP_x$

			$y - w_x$			$y$	
						$y$	

# 滾動陣列 – 只用一個維度記錄答案

$$\cdot DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x = 0 \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x-1,y-w_x} + c_x\} & , x > 0 \end{cases}$$

- 計算  $DP_{x,y}$  時只會用到  $DP_{x-1,i}, i \leq y$  的資訊
- 讓  $y$  由大到小計算可以把陣列壓成一維

$DP$



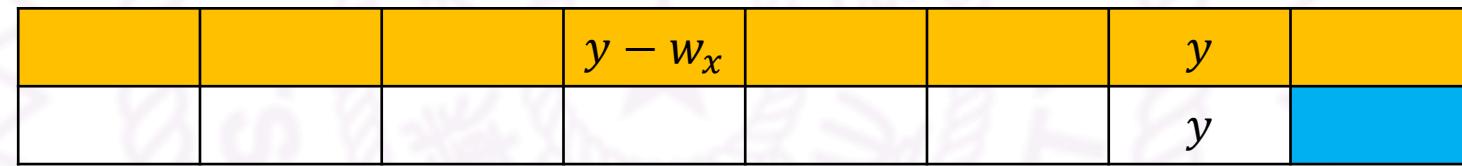
# 滾動陣列 – 只用一個維度記錄答案

$DP_{x-1}$  的資料:



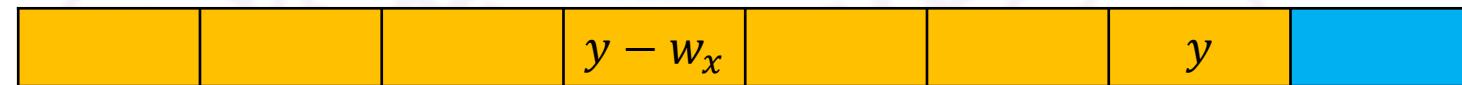
$DP_x$  的資料:

$DP_{x-1}$



$DP_x$

$DP$



# 滾動陣列 – 只用一個維度記錄答案

$DP_{x-1}$  的資料:



$DP_x$  的資料:

$DP_{x-1}$   
 $DP_x$



$DP$



# 滾動陣列 – 只用一個維度記錄答案

$DP_{x-1}$  的資料:



$DP_x$  的資料:

$DP_{x-1}$   
 $DP_x$

	$y - w_x$			$y$			
				$y$			

$DP$

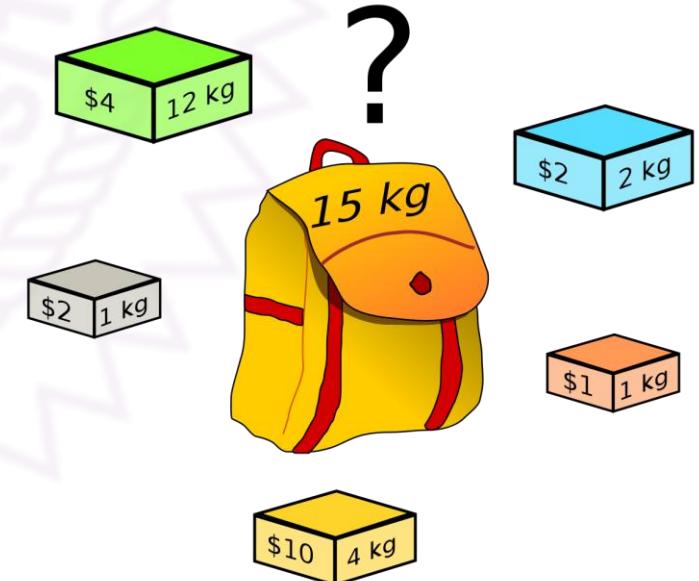
	$y - w_x$			$y$			
--	-----------	--	--	-----	--	--	--

# 滾動陣列 – 只用一個維度記錄答案

```
int DP[MAXW] = {};
int solve() {
    for (int x = 1; x <= n; ++x)
        for (int y = W; y >= w[x]; --y)
            DP[y] = max(DP[y], DP[y - w[x]] + c[x]);
    return DP[W];
}
```

# 完全背包問題

- 你有一個限重為  $W$  的背包
  - 有  $n$  種物品，第  $i$  個物品的重量和價格分別為  $w_i, c_i$
  - 每種物品你可以選擇放任意多個或不放  
請問在不超過背包限重的情況下，能拿到的價格總和最多為多少
- 
- $n \leq 1000, 0 \leq W \leq 1000, \sum c_i \leq 1000$



# Step 1: 定義狀態

- 設  $DP_{x,y}$  表示：  
只考慮編號  $1 \sim x$  種類的物品(無論每個物品選多少個)  
且背包限重是  $y$  時的最佳總價值
- 目標答案就是

$$DP_{n,W}$$

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮放第  $x$  物品的方法

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮放第  $x$  物品的方法
- 不放第  $x$  物品
- $DP_{x,y} = DP_{x-1,y}$

## Step 2: 想狀態轉移式

- 考慮放第  $x$  物品的方法
- 放第  $x$  物品(不論放多少個)
- $DP_{x,y} = DP_{x,y-w_x} + c_x$

比較：只能放一個的方法

$$DP_{x,y} = DP_{x-1,y-w_x} + c_x$$

## Step 2: 想狀態轉移式

$$\cdot DP_{x,y} = \begin{cases} 0 & , x = 0 \\ \max\{DP_{x-1,y}, DP_{x,y-w_x} + c_x\} & , x > 0 \end{cases}$$

# 時間複雜度

- 狀態數  $\times$  轉移時間
- $nW \times O(1) = O(nW)$

# 必讀參考書籍

- 背包九講



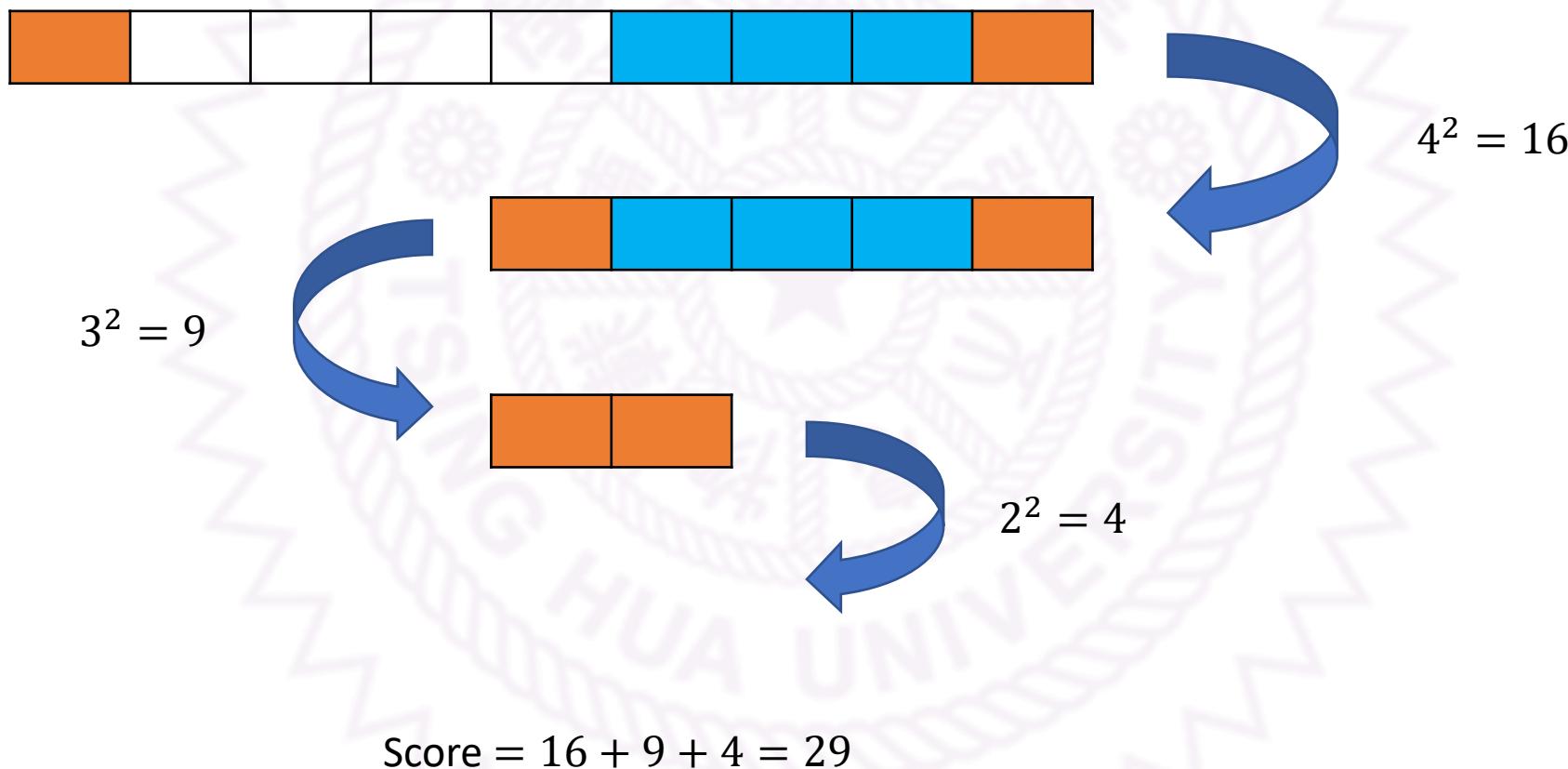
不直觀的狀態

---

# UVA 10559 Blocks

- 有  $N(1 \leq N \leq 200)$  個方塊排成一列，每個方塊有自己的顏色  
每個顏色有不同的編號，第  $i$  個方塊的顏色編號是  $c_i(1 \leq c_i \leq n)$
- 同一個顏色的區間可以消除  
若消除的區間長度為  $k$ ，則可以得到  $k^2$  的分數，初始分數為 0
- 連續一段區間被消除後，剩餘左右兩端會合併起來
- 問最多能得到多少分數

# UVA 10559 Blocks



# Step 1: 定義狀態

- 設  $DP_{l,r}$  表示消除  $c_l \sim c_r$  得到的最佳分數

## Step 2: 想狀態轉移式

$$DP_{l,r} = \max_{c_i=c_{i+1}=\dots=c_j} \{DP_{l,i-1} + DP_{j+1,r} + (j - i + 1)^2\}$$

# Step 1: 定義狀態

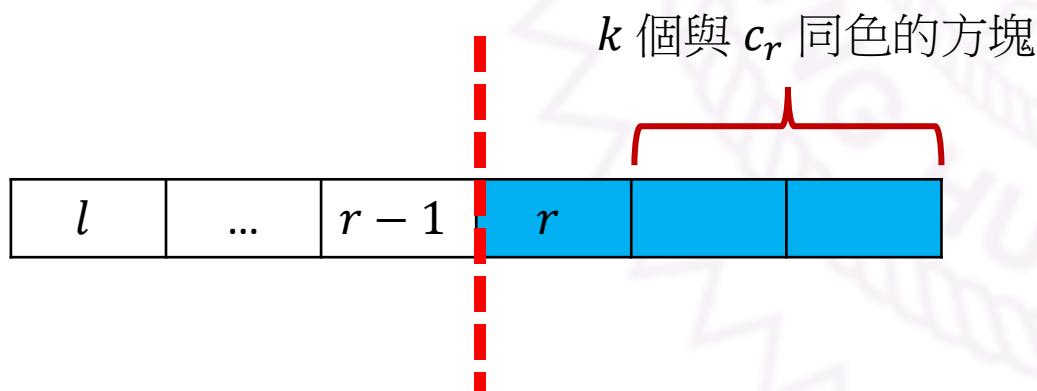
- 設  $DP_{l,r,k}$  表示：  
消除  $c_l \sim c_r$  以及在  $r$  後面接上的  $k$  個與  $c_r$  同色的方塊的最佳分數



## Step 2: 想狀態轉移式

切法1: 把  $r$  切出來處理

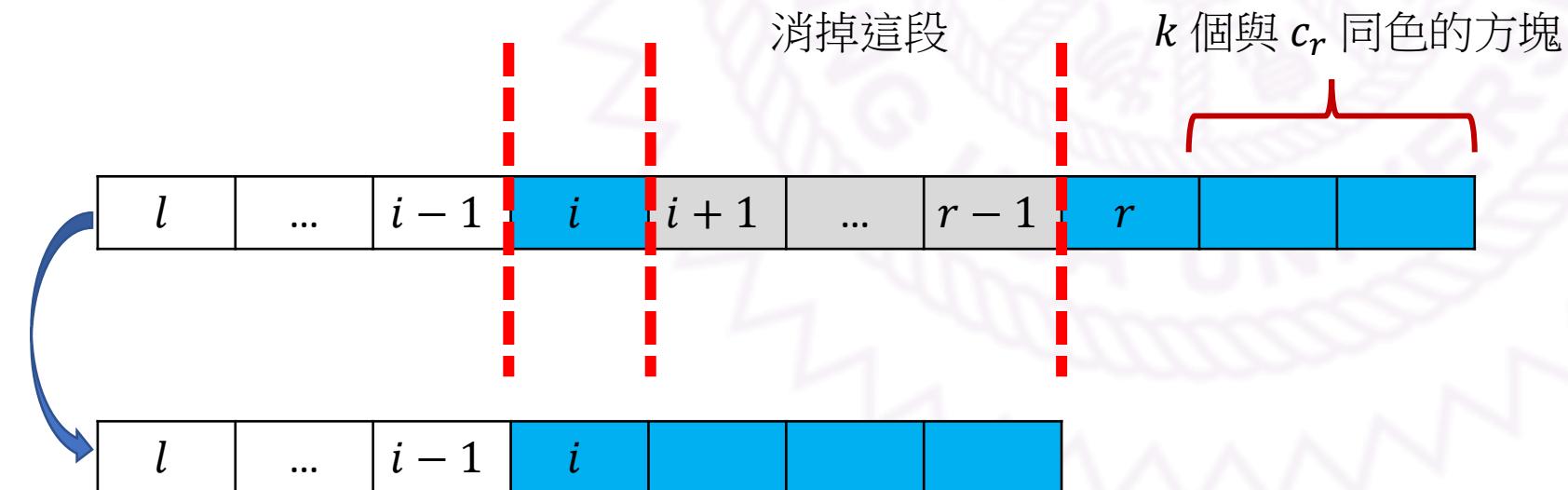
$$DP_{l,r,k} = DP_{l,r-1,0} + (k+1)^2$$



## Step 2: 想狀態轉移式

切法2: 若  $c_i = c_r$  , 可以先消去  $[i + 1, r - 1]$

$$DP_{l,r,k} = \max_{c_i=c_r} \{ DP_{l,i,k+1} + DP_{i+1,r-1,0} \}$$



# 程式碼

```
const int MAXN = 201;
int c[MAXN], n; // input
int dp[MAXN][MAXN][MAXN];

int dfs(int l, int r, int k) {
    if (l > r) return 0;
    if (dp[l][r][k]) return dp[l][r][k];
    int ans = dfs(l, r - 1, 0) + (1 + k) * (1 + k);
    for (int i = r - 1; i >= l; --i)
        if (c[i] == c[r])
            ans = max(ans, dfs(l, i, k + 1) + dfs(i + 1, r - 1, 0));
    return dp[l][r][k] = ans;
}
```

# 時間複雜度

- $3D/1D$
- 狀態數  $\times$  轉移時間
- $n^3 \times O(n) = O(n^4)$