

# Paradigmas de Resolução de Problemas

Programação Dinâmica: *Max Range Sum*

---

Prof. Edson Alves – UnB/FGA

1. Definição
2. *Max 2D Range Sum*
3. *Max Square Sub-Matrix*

## Definição

---

### Max Range Sum

Seja  $a = \{a_1, a_2, \dots, a_N\}$  uma sequência de  $N$  elementos. O *max range sum* de  $a$  é o intervalo  $[i, j]$ , com  $i \leq j$ , tal que a soma

$$\sum_{k=i}^j a_k = a_i + a_{i+1} + \dots + a_j$$

é máxima.

## Características do *max range sum*

- Observe que o *max range sum* de uma sequência não é, necessariamente, único
- Por exemplo, para a sequência

$$a = \{1, 1, 1, -5, 3, -2, 0\}$$

os intervalos  $[1, 3]$  e  $[5, 5]$  tem, ambos, soma máxima (igual a 3)

- Variante comuns deste problema é escolher um dentre estes intervalos, ou retornar somente o valor da soma máxima, ignorando o intervalo que a gerou
- Há  $N(N - 1)/2$  intervalos definidos pelos índices  $[i, j]$ , com  $i \leq j$ , da sequência  $a$
- Uma solução de busca completa que computa a soma de cada intervalo em  $O(N)$  solucionaria o problema *max range sum* com complexidade  $O(N^3)$

# Implementação em $O(N^3)$ do MRS

```
7 long long MRS(const vector<int>& as)
8 {
9     auto N = as.size();
10    long long ans = -oo;
11
12    for (size_t i = 0; i < N; ++i)
13    {
14        for (size_t j = i; j < N; ++j)
15        {
16            long long sum = 0;
17
18            for (size_t k = i; k <= j; ++k)
19                sum += as[k];
20
21            ans = max(ans, sum);
22        }
23    }
24
25    return ans;
26 }
```

## Soma dos prefixos

- Uma forma de reduzir a complexidade da solução é computar as somas de cada intervalo em  $O(1)$
- Assim a complexidade seria reduzida de  $O(N^3)$  para  $O(N^2)$
- Esta soma em  $O(1)$  pode ser feita precomputando a soma de todos os prefixos de  $a$
- Um prefixo  $p_j$  de  $a$  é uma subsequência que tem início no primeiro elemento  $a_1$  de  $a$  e termina no elemento  $a_j$
- Seja  $ps(i)$  a soma dos elementos do prefixo  $p_i$  de  $a$ , isto é,

$$ps(i) = \sum_{k=1}^i a_k = a_1 + a_2 + \dots + a_i$$

## Soma dos prefixos

- Como  $p_0$  é o prefixo vazio, então  $ps(0) = 0$
- Para  $1 \leq i \leq N$ , vale que

$$ps(i) = a_1 + a_2 + \dots + a_i = (a_1 + a_2 + \dots + a_{i-1}) + a_i = ps(i-1) + a_i$$

- Assim, é possível computar  $ps(i)$  para todos os  $i$  possíveis em  $O(N)$
- A soma dos elementos cujos índices pertencem ao intervalo  $[i, j]$  então é dada por

$$\begin{aligned}\sum_{k=i}^j a_k &= a_i + a_{i+1} + \dots + a_j \\ &= (a_1 + \dots + a_{i-1}) + (a_i + \dots + a_j) - (a_1 + \dots + a_{i-1}) \\ &= (a_1 + a_2 + \dots + a_j) - (a_1 + \dots + a_{i-1}) \\ &= ps(j) - ps(i-1)\end{aligned}$$



## Implementação do MRS em $O(N^2)$

```
7 long long MRS(const vector<int>& as)
8 {
9     auto N = as.size() - 1;
10    vector<long long> ps(N + 1, 0);
11
12    // O código assume que os índices da sequência as começam em 1
13    for (size_t i = 1; i <= N; ++i)
14        ps[i] = ps[i - 1] + as[i];
15
16    long long ans = -oo;
17
18    for (size_t i = 1; i <= N; ++i)
19        for (size_t j = i; j <= N; ++j)
20            ans = max(ans, ps[j] - ps[i - 1]);
21
22    return ans;
23 }
```

# Algoritmo de Kadane

- De forma surpreendente, é possível resolver solucionar o *max range sum* em  $O(N)$
- Em geral, o algoritmo de Kadane é apresentado de tal forma que leva a crer que o mesmo seja um algoritmo guloso
- Porém ele é, de fato, um algoritmo de programação dinâmica
- Seja  $s(k)$  a maior soma dentre todos os intervalos da forma  $[i, k]$ , com  $1 \leq i \leq k$
- O caso base ocorre quando  $k = 1$ : neste caso,  $s(1) = a_1$
- Para  $k > 1$  há duas transições possíveis:
  1. estender o intervalo anterior, adicionando  $a_k$
  2. desprezar o intervalo anterior e retornar  $a_k$

# Algoritmo de Kadane

- Destas duas possibilidades, o algoritmo seleciona a melhor das duas
- A segunda transição só é a melhor quando  $s(k-1) < 0$ , e esta característica é que gera a percepção de estratégia gulosa do algoritmo
- Em notação matemática,

$$s(k) = \max\{ s(k-1) + a_k, a_k \}$$

- Uma vez computado os valores de  $s(k)$  para  $k \in [1, N]$ , a solução do problema é dada por

$$MRS(a) = \max\{ s(1), s(2), \dots, s(N) \}$$

- Como há  $O(N)$  estados possíveis e as transições são feitas em  $O(1)$ , a complexidade da solução é  $O(N)$

# Implementação do algoritmo de Kadane

```
5 int kadane(const vector<int>& as)
6 {
7     vector<int> s(as.size());
8     s[0] = as[0];
9
10    for (size_t i = 1; i < as.size(); ++i)
11        s[i] = max(as[i], s[i - 1] + as[i]);
12
13    return *max_element(s.begin(), s.end());
14 }
```

# Implementação “gulosa” do algoritmo de Kadane

```
5 int kadane(const vector<int>& as)
6 {
7     int ans = as[0], sum = ans;
8
9     for (size_t i = 1; i < as.size(); ++i)
10    {
11        if (sum < 0)
12            sum = 0;
13
14        sum += as[i];
15        ans = max(ans, sum);
16    }
17
18    return ans;
19 }
```

## *Max 2D Range Sum*

---

## Max 2D Range Sum

Seja  $A$  uma matriz  $n \times m$ . O *max 2D range sum* da matriz  $A$  é a submatriz  $B_{r \times s}$  de  $A$  cuja soma

$$\sum_{i=1}^r \sum_{j=1}^s b_{ij}$$

é máxima.

## Características do *Max 2D Range Sum*

- Assim como no caso unidimensional, a solução não é, necessariamente, única
- Uma submatriz  $B$  de  $A$  pode ser determinada pelas coordenadas  $(a, b)$  de seu canto superior esquerdo e pelas coordenadas  $(c, d)$  do seu canto inferior direito
- No pior caso, soma todos os elementos de  $B$  tem complexidade  $O(nm)$
- O total de submatrizes de  $A$  é  $O(n^2m^2)$
- Assim, uma algoritmo *naive* para o problema tem complexidade  $O(n^3m^3)$



# Implementação naive do Max 2D Range Sum

```
7 int MSR(int N, int M, const vector<vector<int>>& A)
8 {
9     int ans = -oo;
10
11     for (int a = 0; a < N; ++a)
12         for (int b = 0; b < M; ++b)
13             for (int c = a; c < N; ++c)
14                 for (int d = b; d < M; ++d)
15                     {
16                         int sum = 0;
17
18                         for (int i = a; i <= c; ++i)
19                             for (int j = b; j <= d; ++j)
20                                 sum += A[i][j];
21
22                         ans = max(ans, sum);
23                     }
24
25     return ans;
26 }
```

## Max 2D Range Sum com soma de prefixos

- A ideia da soma de prefixos pode ser estendida para o caso bidimensional, permitindo somar os elementos de uma submatriz  $B$  de  $A$  em  $O(1)$
- Seja  $p(i, j)$  a soma dos elementos da submatriz  $B$  cujo canto superior esquerdo é  $(1, 1)$  e o canto inferior direito é  $(i, j)$
- Os casos base acontecem quando  $i = 1$  ou  $j = 1$ , os quais se reduzem à soma de prefixos unidimensional:

$$p(1, 1) = a_{11}$$

$$p(1, j) = p(1, j - 1) + a_{1j}, \quad \text{se } j > 1$$

$$p(i, 1) = p(i - 1, 1) + a_{i1}, \quad \text{se } i > 1$$

## Max 2D Range Sum com soma de prefixos

- Quando  $i > 1$  e  $j > 1$ , o valor de  $p(i, j)$  pode ser obtido utilizando-se o princípio da inclusão/exclusão:

$$p(i, j) = p(i, j - 1) + p(i - 1, j) - p(i - 1, j - 1) + a_{ij}$$

- A matriz abaixo ilustra esta situação:

$$A = \begin{bmatrix} \underline{a_{11}} & \underline{a_{12}} & \dots & \underline{a_{1(j-1)}} & a_{1j} & \dots & a_{1m} \\ \underline{a_{21}} & \underline{a_{22}} & \dots & \underline{a_{2(j-1)}} & a_{2j} & \dots & a_{2m} \\ \underline{a_{(i-1)1}} & \underline{a_{(i-1)2}} & \dots & \underline{a_{(i-1)(j-1)}} & a_{(i-1)j} & \dots & a_{(i-1)m} \\ a_{i1} & a_{i2} & \dots & a_{i(j-1)} & a_{ij} & \dots & a_{im} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \dots & \dots & \dots & \dots & a_{nm} \end{bmatrix}$$

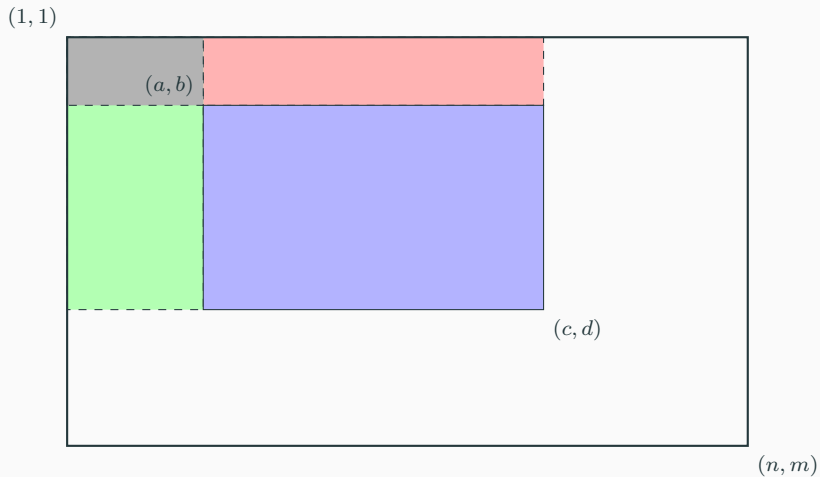
## Max 2D Range Sum com soma de prefixos

- Assuma que  $p(0, j) = p(i, 0) = 0$
- É possível computar a soma dos elementos de uma matriz  $B$  cujo canto superior esquerdo é o ponto  $(a, b)$  e o ponto inferior direito é  $(c, d)$  a partir dos valores de  $p$ :

$$S(a, b, c, d) = p(c, d) - p(a - 1, d) - p(c, b - 1) + p(a - 1, b - 1)$$

- Esta expressão novamente utiliza o princípio de inclusão/exclusão
- Ela permite computar as somas  $S$  em  $O(1)$ , e os valores de  $p$  são computados em  $O(nm)$
- Assim a complexidade do algoritmo se reduz para  $O(n^2m^2)$

# Visualização da soma das submatrizes a partir dos valores de $p$



# Max 2D Range Sum PD

```
7 int MSR(int N, int M, const vector<vector<int>>& A)
8 {
9     vector<vector<int>> p(N + 1, vector<int>(M + 1, 0));
10
11     for (int i = 1; i <= N; ++i)
12         for (int j = 1; j <= M; ++j)
13             p[i][j] = p[i][j-1] + p[i-1][j] - p[i-1][j-1] + A[i][j];
14
15     int ans = -oo, sum;
16
17     for (int a = 0; a < N; ++a)
18         for (int b = 0; b < M; ++b)
19             for (int c = a; c < N; ++c)
20                 for (int d = b; d < M; ++d) {
21                     sum = p[c][d] - p[a-1][d] - p[c][b-1] + p[a-1][b-1];
22                     ans = max(ans, sum);
23                 }
24
25     return ans;
26 }
```

## Max 2D Range Sum com algoritmo de Kadane

- Assim como no caso unidimensional, o algoritmo de Kadane pode ser utilizado para reduzir a complexidade do *max 2D range sum*
- A ideia é a seguinte: para cada par de colunas  $(i, j)$ , com  $1 \leq i \leq j \leq m$ , deve-se aplicar o algoritmo de Kadane na sequência  $r = \{r_1, r_2, \dots, r_N\}$ , onde

$$r_k = \sum_{t=i}^j a_{kt}$$

- Deste modo, o algoritmo de Kadane identifica, dentre todas as submatrizes  $B$  de  $A$  que iniciam na coluna  $i$  e terminam na coluna  $j$ , a que possui maior soma
- Como o algoritmo de Kadane roda em  $O(n)$  e há  $O(m^2)$  pares de colunas, esta solução para o *max 2D range sum* tem complexidade  $O(nm^2)$

## Implementação do max 2D range sum com kadane em $O(nm^2)$

```
18 int MSR(int N, int M, const vector<vector<int>>& A)
19 {
20     vector<vector<int>> p(N + 1, vector<int>(M + 1, 0));
21     int ans = -oo;
22
23     for (int i = 1; i <= M; ++i)
24     {
25         vector<int> r(N + 1, 0);
26
27         for (int j = i; j <= M; ++j)
28         {
29             for (int k = 1; k <= N; ++k)
30                 r[k] += A[k][j];
31
32             ans = max(ans, kadane(N, r));
33         }
34     }
35
36     return ans;
37 }
```



## *Max Square Sub-Matrix*

---

## Max Square Sub-Matrix with all 1s

Seja  $A$  uma matrix  $n \times m$  tal que  $a_{ij} \in [0, 1]$ , para todo  $1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq m$ . O problema consiste em identificar a submatriz quadrada  $B$  de  $A$ , de maior área possível, tal que todos os elementos de  $B$  são iguais a 1.

## Características do problema

- Este é um problema semelhante, mas não idêntico, ao *max 2D range sum*
- Aqui, a solução  $B$  não é, necessariamente, a submatriz de maior soma
- Novamente, uma solução de força bruta checaria  $O(m^2n^2)$  submatrizes em  $O(mn)$  cada, tendo complexidade  $O(n^3m^3)$
- Porém, é possível resolver tal problema com complexidade  $O(mn)$  por meio de um algoritmo de programação dinâmica

## Solução de programação dinâmica

- Seja  $S(i, j)$  a dimensão  $k$  da submatriz  $B_{k \times k}$  de maior área, cujos elementos são todos iguais a 1, que tem o elemento  $a_{ij}$  esta localizado no canto inferior direito de  $B$
- Naturalmente,  $S(i, j) = 0$  se  $a_{ij} = 0$
- Se  $a_{ij} = 1$ , então

$$S(i, j) = \min\{ S[i][j - 1], S[i - 1][j], S[i - 1][j - 1] \} + 1$$

- Esta transição tenta construir o maior quadrado possível com o canto inferior esquerdo em  $a_{ij}$  a partir dos quadrados ótimos para seus vizinhos à oeste, norte e noroeste
- Os casos base ocorrem quando  $i = 1$  ou  $j = 1$ : nestes casos,  $S(i, 1) = a_{i1}$  e  $S(1, j) = a_{1j}$
- A solução do problema corresponde ao valor máximo de  $S(i, j)$
- A complexidade do algoritmo é  $O(mn)$ : são  $O(mn)$  estados, com transições em  $O(1)$

## Implementação *bottom-up* do *max square sub-matrix*

```
9 int MSS(int N, int M)
10 {
11     for (int i = 0; i < N; ++i)
12         S[i][0] = A[i][0];
13
14     for (int j = 0; j < M; ++j)
15         S[0][j] = A[0][j];
16
17     int ans = 0;
18
19     for (int i = 1; i < N; ++i)
20         for (int j = 1; j < M; ++j)
21             {
22                 S[i][j] = A[i][j] == 0 ? 0 : min({ S[i-1][j], S[i][j-1], S[i-1][j-1] }) + 1;
23
24                 ans = max(ans, S[i][j]);
25             }
26
27     return ans;
28 }
```

1. **CORMEN**, Thomas H.; **LEISERSON**, Charles E.; **RIVEST**, Ronald; **STEIN**, Clifford. *Introduction to Algorithms*, 3rd Edition, MIT Press, 2009.
2. GeeksForGeeks. [Maximum size square sub-matrix with all 1s](#), acesso em 24/09/2020.
3. **LAARKSONEN**, Antti. *Competitive Programmer's Handbook*, 2017.
4. **HALIM**, Steve; **HALIM**, Felix. *Competitive Programming 3*, Lulu, 2013.