

Implementação do Método Simplex

Bruno Sesso 8536002

Gustavo Estrela de Matos 8536051

15 de Junho de 2015

1 Introdução

1.1 Apresentação do problema

Os problemas de Programação Linear (PL) são casos específicos de otimização combinatória em que a função objetivo e as restrições são ambos lineares. Portanto a função objetivo é da forma $c^T x$ e as restrições são da forma $a_i^T x \geq b_i$ ou $a_i^T x \leq b_i$, com $c, x, a_i \in \mathbb{R}^n$ e $b_i \in \mathbb{R}$.

Multiplicando por -1 todas as restrições da forma $a_i^T x \geq b_i$, podemos escrever qualquer PL como:

$$\begin{array}{ll}\text{minimizar} & c^T x \\ \text{sujeito a} & Ax \leq b, \\ & A \in \mathbb{R}^{m \times n} \text{ e } b \in \mathbb{R}^m.\end{array}$$

Também é possível mostrar que qualquer PL pode ser escrito na forma:

$$\begin{array}{ll}\text{minimizar} & c^T x \\ \text{sujeito a} & Ax = b, \\ & x \geq 0 \text{ [1]}.\end{array}$$

Se for escrito dessa maneira, dizemos que o problema está no formato padrão. Adotaremos esse formato durante todo o trabalho.

Se vale que $Ax^1 = b$ e $x^1 \geq 0$ dizemos que x^1 é um ponto viável. O conjunto $P = \{x | Ax = b, x \geq 0\}$ de todos os pontos viáveis é chamado conjunto viável.

Uma solução ótima do problema é um ponto $x^1 \in P$ que minimiza ¹ a função objetivo c . Se x^1 existe, dizemos que o custo ótimo é $c^T x$. Se x^1 não existe, ou não existem pontos viáveis ($P = \emptyset$), ou podemos diminuir o custo o quanto quisermos e dizemos que o custo ótimo é $-\infty$.

1.2 Objetivos do trabalho

Neste trabalho, temos o objetivo de desenvolver, na linguagem Octave, o algoritmo simplex para resolver problemas de Programação Linear.

¹Se o interesse for maximizar $c^T x$, podemos simplesmente conseguir um problema equivalente em que o objetivo seja minimizar $-c^T x$.

2 Conceitos fundamentais

Antes de introduzirmos o funcionamento do nosso algoritmo, precisamos definir alguns conceitos que são fundamentais para garantir sua correteza.

Seja o nosso problema de Programação Linear o seguinte:

$$\begin{array}{ll}\text{minimizar} & c^T x \\ \text{sujeito a} & Ax = b \\ & x \geq 0 \\ \text{com} & c, x \in \mathbb{R}^n, A \in \mathbb{R}^{m \times n} \text{ e } b \in \mathbb{R}^m.\end{array}$$

Além disso, vamos usar a notação a_i para a i -ésima linha de A e A_i para a i -ésima coluna de A .

2.1 Restrições e degenerescência

Uma restrição $a_i^T x \geq b_i$ (ou $a_i^T x \leq b_i$), com $a_i \in \mathbb{R}^n$ e $b_i \in \mathbb{R}$, é uma *restrição ativa* em um ponto $x^1 \in \mathbb{R}^n$ se $a_i^T x^1 = b_i$. Uma restrição de igualdade é sempre ativa. Um conjunto de restrições será dito LI se os vetores a_i correspondentes forem LI.

Diremos que x^1 uma solução viável básica é *degenerada* se existem mais de n restrições ativas LI nesse ponto. Como as m restrições de igualdade são sempre cumpridas, temos que as soluções básicas degeneradas possuem mais do que $n - m$ componentes nulas, enquanto que as não degeneradas possuem exatamente $n - m$.

2.2 Soluções Viáveis Básicas

Dizemos que um ponto $x \in \mathbb{R}^n$ do conjunto viável P é uma *solução viável básica*, se existem n restrições ativas em x que são LI. Note que para problemas no formato padrão, existem sempre m restrições ativas LI vindas de $Ax = b$, e as outras $n - m$ vem, necessariamente de $x \geq 0$. Portanto, uma solução viável básica possui ao menos $n - m$ componentes nulas.

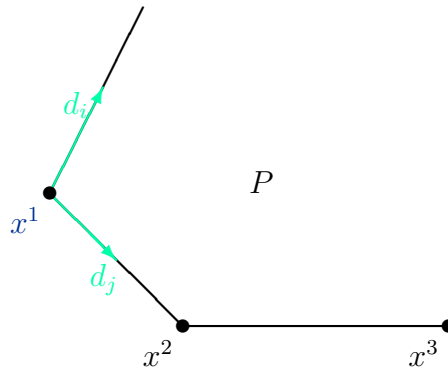
Se x^1 é uma solução básica não degenerada e seja $B(1), \dots, B(m)$ os índices das componentes não nulas de x . A matriz $B = [A_{B(1)}, \dots, A_{B(m)}]$ é chamada *matriz básica* associada a x^1 .

Se o conjunto P tem uma solução viável básica, então ou o custo ótimo é $-\infty$ ou existe $x^1 \in P$ solução viável básica que é ótimo, ou seja, o custo de qualquer ponto do conjunto viável é maior ou igual do que o custo de x^1 . Portanto, na solução de um PL com ao menos uma solução viável básica, podemos limitar a esses elementos a nossa busca por um ponto de custo ótimo [1].

2.3 Direções básicas

Se x^1 é um solução viável básica de P , com índices básicos $B(1), \dots, B(m)$. Dizemos que $d \in \mathbb{R}^n$, tal que $d_j = 1$, $Ad = 0$ ($A(x + \theta d) = b$) e $d_i = 0$ para todo $i \notin \{B(1), \dots, B(m)\}$, é a j -ésima direção básica partindo de x^1 . Seja $d_B = [d_{B(1)}, \dots, d_{B(m)}]$, como $A(x + \theta d) = b$, temos que $d_B = -B^{-1}A_j$. Usaremos $u = -d_B = B^{-1}A_j$ por facilidade de notação, durante o trabalho.

A figura 2.3 dá um exemplo de direções básicas, d_i e d_j a partir de uma solução viável básica x^1 . Note que o poliedro pode ou não limitar um θ tal que o ponto $y = x^1 + \theta * d$ (d direção básica) seja viável, e como veremos em 2.5 isso pode implicar em custo $-\infty$ se nessa direção o custo diminui.



2.4 Custos reduzidos

Seja x^1 uma solução viável básica, B a matriz básica associada e $c_B = [c_{B(1)}, \dots, c_{B(m)}]$. Definimos, para cada $j \in \{1, \dots, n\}$ o custo reduzido:

$$\bar{c}_j = c_j - c_B^T B^{-1} A_j.$$

Seja x^1 uma solução viável básica e \bar{c} o vetor de custos reduzidos correspondente. Sabemos que se $\bar{c} \geq 0$, então x^1 é ótimo. Além disso, se x^1 for ótimo e não degenerado, então $\bar{c} \geq 0$ [1]. Portanto, se estivermos em uma solução viável básica e $\bar{c} \geq 0$, então estamos em um ponto ótimo.

Note que ao escolhermos uma direção viável básica, o custo de um ponto $y = x^1 + \theta d_j$ é $c^T(x^1 + \theta d_j) = c^T x^1 + \theta(c_j - c_B^T B^{-1} A_j) = c^T x^1 + \theta \bar{c}$. Portanto, podemos dizer que o custo reduzido representa a variação do custo ao percorrer uma direção básica.

2.5 Soluções Viáveis Básicas adjacentes

Seja x^1 uma solução viável básica com índices básicos $B(1), \dots, B(m)$. Uma solução viável básica é *adjacente* a x^1 se compartilha $m - 1$ índices com x^1 . Para achar uma solução viável básica adjacente, vamos usar as direções básicas, pois elas forçam o crescimento de uma variável j não-básica, mantendo $Ax = b$ e $x \geq 0$. Veremos que para um $\theta \geq 0$, o ponto $x^1 + \theta d_j$ é solução viável básica adjacente a x^1 , com d_j como foi definido em 2.4.

Vamos tomar $\theta = \min_{i=1, \dots, m | u_i > 0} \{x_{B(i)}/u_i\}$ e ver que $x^2 = x^1 + \theta d_j$ é de fato uma solução viável básica adjacente a x^1 . Caso todas as componentes de u_i sejam menores ou igual a zero e o custo reduzido na direção j menor do que zero teremos que o problema tem custo ótimo $-\infty$, como será explicado a seguir.

Se θ definido acima não existe, temos que todas as componentes de u_i são menores ou igual a zero ($d \geq 0$), logo qualquer ponto $x^2 = x^1 + \theta d$ é viável com $\theta \geq 0$, pois a restrição $Ax^2 = b$ é verificada (por construção), e $x_j^2 = x_j^1 + \theta \geq x_j^1 \geq 0$, e para i básico $x_j^2 = x_j^1 + \theta d_j \geq x_j^1 \geq 0$. Se ainda tivermos que o custo diminui nessa direção, poderemos diminuir o custo o quanto quisermos e a solução do problema será $-\infty$.

Se $\theta \in \mathbb{R}$, como $d_i = 0 \ \forall i \in \{B(1), \dots, B(m)\}, i \neq j$, temos que para essas mesmas componentes x^2 é nulo. Logo, temos $n - 1$ restrições ativas LI em x^2 . Suponha que para $l \in \{1, \dots, m\}$ vale que $\theta = x_{B(l)}/u_l$, então $x_{B(l)}^2 = x_{B(l)}^1 + (-x_{B(l)}^1/d_{B(l)}) * d_{B(l)} = 0$ (diremos que $B(l)$ sai da base), logo existem n restrições ativas LI em x^2 . Além disso, por construção, vale que $Ax = b$ e $x \geq 0$ para variáveis não básicas e para $x_B(l)$. Para $B(k)$ básico diferente de $B(l)$, temos que $x_B^2(k) \geq x_B^1(k) + (-x_B^1(k)/d_{B(k)}) * d_{B(k)} = 0$.

Portanto x^2 é solução viável básica adjacente a x^1 e, como a base de x^2 é $\{B(1), \dots, B(l-1), j, B(l+1), \dots, B(m)\}$, x^2 é adjacente a x^1 .

3 Fase 1 do simplex

Para iniciar a fase 2 do algoritmo simplex precisamos de uma solução viável básica x^1 , a sua base associada e a inversa da matriz básica. Nesta seção explicaremos o funcionamento da fase 1 do método simplex, responsável por descobrir estes parâmetros.

Para descobrir esses parâmetros vamos criar um problema auxiliar de programação linear:

$$\begin{aligned} &\text{minimizar} && \sum_{i=1}^m y_i \\ &\text{sujeito a} && [A \mid I] \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} \leq b, \\ &\text{com} && A \in \mathbb{R}^{m \times n}; b, y \in \mathbb{R}^m; I \in \mathbb{R}^{m \times m} \\ &&& x, y \geq 0 \end{aligned}$$

Chamaremos as variáveis de y artificiais, e a matriz $[A \mid I]$ de \bar{A} .

Note que o ponto $\overbrace{[0, \dots, 0]}^n | b$ é uma solução viável básica do problema auxiliar, assumindo $b \geq 0$, com índices básicos $n+1, \dots, n+m$ e matriz básica $B = I$. Portanto, temos os parâmetros necessários para embalar a fase 2 do simplex para o problema auxiliar.

Assumimos no último parágrafo que $b \geq 0$. É fácil verificar que isso não implica em uma perda de generalidade, pois, se $b_i < 0$, basta multiplicar a i -ésima restrição por -1 .

3.1 Custo ótimo do problema auxiliar e viabilidade do problema original

Observe que qualquer ponto viável do problema tem custo maior ou igual a zero. Além disso, se existe uma solução viável x^1 do problema original, o ponto $[x^1 | 0, \dots, 0]$ é uma solução viável com custo zero, portanto com custo ótimo. Sendo assim, temos que se o problema original possui solução viável, então o problema auxiliar tem custo ótimo igual a zero. Na contra-positiva, se acharmos uma solução ótima para o problema auxiliar com custo diferente de zero, então o problema original é inviável.

3.2 Solução do problema auxiliar

Como o custo do problema auxiliar é sempre maior ou igual a zero, o custo ótimo nunca será $-\infty$, portanto a fase 2 sempre descobrirá alguma solução viável básica ótima. Se o custo dessa solução for maior que zero, o problema original é inviável, como explicado na seção 3.1. Se o custo for zero, a solução do problema auxiliar $[x|y] = [x|0, \dots, 0]$ também será uma solução do problema original.

Porém, mesmo que $[x|0, \dots, 0]$ seja uma solução viável básica do problema original, é possível que a base dada pela fase 2 do problema auxiliar tenha índices das variáveis artificiais, que serão eliminadas para iniciar a fase 2 para o problema original. Veremos na próxima seção como remover os índices artificiais da base.

3.3 Remoção de índices artificiais da base

Suponha que temos um índice $l > m$ artificial que esteja na base. Queremos tirá-lo da base e adicionar um índice $j \leq m$ na base. Veremos agora, como descobrir tal índice e como mudar a base.

Suponha, sem perda de generalidade, que apenas os $k < m$ primeiros índices básicos não são de variáveis artificiais. Para o índice j na base, devemos garantir que A_j é LI com $\{A_{B(1)}, \dots, A_{B(k)}\}$. Suponha que a matriz básica é B e que queremos remover a l -ésima variável da base, por ser artificial. Veja que $B^{-1}A_{B(i)} = e_i$ para $1 \leq i \leq k$, portanto, basta escolher j não artificial tal que $(B^{-1}A_j)_l = A_j \neq 0$ e teremos garantia de que estamos escolhendo uma coluna LI para formar a base.

Se não houver j como descrito acima, teremos que $(B^{-1}A_j)_l = 0$ para todo $1 \leq j \leq m$. Veja que se g^T é a l -ésima linha de B^{-1} , então $g^T A = 0$, ou seja, $g_1 a_1 + \dots + g_m a_m = 0$, portanto as linhas de A são LD e podemos então, eliminar a l -ésima linha de A do nosso problema [1].

Veja abaixo o pseudocódigo para remoção de índices artificiais da base:

```
function RemoveAritificiais( $A, I, B^{-1}, m, n$ )  
  for all  $\{l \in \{B(1), \dots, B(m)\} | l > n\}$  do  
     $candidates \leftarrow \{i \in I.n | i < n\}$   
     $x \leftarrow length(candidates)$   
     $k \leftarrow 1;$ 
```

```

while  $k \leq x$  and  $B_l^{-1}A_{I.n(candidates(k))}$  do
     $k \leftarrow k + 1$ 
end while
if  $k > x$  then
     $m \leftarrow m - 1$ 
    remova  $l$ -ésima linha e  $l$ -ésima coluna de  $B$ 
    remova  $l$ -ésima linha de  $A$ 
    remova a  $l$ -ésima entrada de  $I.b$ 
    remova a  $l$ -ésima entrada de  $b$ 
else
     $u \leftarrow B^{-1}A_k$ 
     $atualizaBase(I, invB, u, l, k, m)$ 
end if
end for
end function

```

4 Pseudocódigo do algoritmo simplex

```

function  $Simplex(A, b, c, m, n)$ 
    for all  $i | b_i < 0$  do
         $b_i \leftarrow b_i * -1$ 
    end for
     $A \leftarrow [A | I], I \in \mathbb{R}^{m \times m}$ 
     $x \leftarrow [\vec{0}, b], \vec{0} \in \mathbb{R}^n$ 
     $c1 \leftarrow [\vec{0}, \vec{a}\vec{c}], \vec{a}\vec{c} = [1, \dots, 1] \in \mathbb{R}^m$ 
     $I.b \leftarrow [n + 1, \dots, n + m]$ 
     $I.n \leftarrow [1, \dots, n]$ 
     $B^{-1} = I, I \in \mathbb{R}^{m \times m}$ 
     $(ind, x, d, I, B^{-1}) = fase2(A, b, c1, m, n + m, x, I, B^{-1})$ 
    if  $c1^T x > 0$  then
        return  $(1, NIL, NIL)$  ▷ Problema inviável
    end if
     $(I, A, invB, m) \leftarrow removeArtificiais(A, I, invB, m, n, b)$ 
     $x \leftarrow [x_1, \dots, x_n]$ 
     $(ind, x, d, I, B^{-1}) = fase2(A, b, c, m, n, x, I, B^{-1})$ 
    if  $ind = -1$  then
        return  $(-1, x, d)$  ▷ Custo ótimo =  $-\infty$ 

```



```

else
    return (0, x, d)
end if
end function

```

▷ Solução ótima encontrada

5 O algoritmo

5.1 Objetivo

Nossa motivação é solucionar um problema de programação linear (PL) que consiste em minimizar uma função linear (função de custos) sujeita a restrições lineares. Agora que temos os conceitos necessários, vamos desenvolver um algoritmo para solucionar tal problema.

5.2 O que temos a princípio

Dado o problema:

$$\begin{array}{ll}
 \text{minimizar} & c^T x \\
 \text{sujeito a} & Ax = b \\
 & x \geq 0
 \end{array}$$

Queremos achar o x que satisfaça todas as restrições e minimize $c^T x$. Portanto temos como informação inicial:

A : Matriz $m \times n$ de restrições

b : Vetor de dimensão m

c : Vetor de custos de dimensão n

m : Número de restrições de igualdade

n : Número de variáveis

Logo nossa função que calcula x terá a seguinte forma:

```
simplex(A, b, c, m, n)
```

5.3 O que recebemos no final

Como já vimos antes, temos três possíveis cenários de resultados da nossa função:

1. O problema é inviável, portanto não existe solução ótima
2. Existe solução ótima, logo o custo ótimo é um valor finito
3. O custo ótimo é $-\infty$, e não existe solução ótima

Logo, nossa função deve retornar informação suficiente para sabermos em qual dos três casos estamos e os valores relevantes para cada um. Com isso em mente, nossa função tem o seguinte esqueleto:

[ind x d] = simplex(A, b, c, m, n)

Onde:

Caso	ind	x	d
1	1	vetor vazio	vetor vazio
2	0	solução ótima	vetor vazio
3	-1	ultima svb computada	direção que vai a $-\infty$

5.4 A função simplex

Nos preocupando somente com o caso onde o problema tem solução, nosso algoritmo seria algo próximo do seguinte:

```

function simplex(A, b, c, m, n)
    multiplica restrições com  $b < 0$  por  $-1$ 
     $A' \leftarrow [A \mid I]$ 
     $x' \leftarrow \begin{bmatrix} 0 \\ b \end{bmatrix}$ 
     $c' \leftarrow \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \end{bmatrix}$ 
     $B \leftarrow \begin{bmatrix} A_{B(1)} & A_{B(2)} & \dots & A_{B(m)} \end{bmatrix}$ 
     $x \leftarrow \text{fase2}(A', b, c', m, m+n, x')$ 
     $x \leftarrow \text{fase2}(A, b, c, m, n, x)$ 

```

```
    return x
end function
```

Nota-se que o algoritmo é dividido em 3 partes:

1. Modificar problema inicial, adicionando m variáveis artificiais
2. Encontrar solução inicial para o problema inicial resolvendo o modificado
3. Resolver o problema inicial

Podemos resolver os dois problemas, dado uma solução inicial, graças a função `fase2` que resolve problemas de programação linear a partir de uma solução viável básica inicial. Imaginando que já temos essa função, nosso algoritmo final em octave é:

```
1 function [ind, x, d] = simplex(A, b, c, m, n)
2     % Arruma restricoes para que b > 0
3     for i = 1 : m
4         if (b < 0)
5             b *= -1;
6             A(i, :) *= -1;
7         end
8     end
9
10    % Cria problema auxiliar para achar primeira solucao
11    % para o problema inicial
12    A = [A, eye(m)];
13    x = [zeros(n, 1); b];
14    c1 = [zeros(n, 1); ones(m, 1)];
15    I = struct('b', [n + 1 : n + m], 'n', [1 : n]);
16    invB = eye(m);
17
18    % Resolve problema auxiliar
19    [ind, x, d, I, invB] = fase2(A, b, c1, m, n + m, x, I, invB);
20
21    if x(n + 1 : n + m) != 0
22        % Problema Inviavel
23        ind = 1;
24        x = [];
25        d = [];
26        return;
27    end
```

```

28
29     % Remove variaveis artificiais da base. (nao altera x)
30     [I, A, invB, m] = removeArtificiais(A, I, invB, m, n, b);
31     x = x(1 : n);
32
33
34     % Resolve problema inicial, com solucao encontrada
35     [ind, x, d, I, invB] = fase2(A, b, c, m, n, x, I, invB);

```

Utilizamos uma estrutura chamada de I que guarda os índices básicos e não básicos, representados respectivamente pelos vetores $I.b$ e $I.n$. Nessa implementação, é fácil ver a correspondência entre as principais etapas vistas quando apresentamos o pseudocódigo. Entre as linhas 3 e 16 modificamos o problema original, nas linhas de 19 a 31 encontramos uma solução inicial e na linha 35 resolvemos o problema.

Uma das melhorias feita para reduzir o espaço utilizado foi armazenar A' e x' (do pseudocódigo) em A e x respectivamente. Ainda assim, há certo desperdício de espaço utilizado em funções, pois o octave não envia argumentos por referência. Ou seja, quando enviamos $invB$ para $fase2$, por exemplo, ao modifica-la dentro da função, o octave cria uma cópia e então altera seus valores. Poderíamos ter feito alterações para que não haja esse tipo de desperdício, mas optamos por um código mais legível e modularizado.

Visando melhorar nosso desempenho, passamos e retornamos alguns argumentos extras nas funções $fase2$ e $removeArtificiais$. Dessa forma, evitamos cálculos desnecessários de B^{-1} e dos índices básicos associados à solução x . Nos poupar o cálculo de B^{-1} é uma melhoria significativa, visto que isso tem complexidade $O(n^3)$.

5.5 fase2

A função $fase2$ vista na seção anterior, é de grande importância para nosso algoritmo. Dada uma solução viável básica inicial, essa função "anda" pelas soluções adjacentes, buscando uma na qual o custo calculado seja menor que na atual. Tendo a nova solução, voltamos a situação inicial e o algoritmo é executado novamente. Fazemos isso, tomando o cuidado para não andarmos em ciclos, até encontrar uma solução viável básica na qual todas as soluções adjacentes tem custo maior. Assim concluímos que essa solução é ótima. Tendo os conceitos da seção 2,

produzimos o seguinte pseudocódigo:

```

function fase2( $A, b, c, m, n, x$ )
   $\bar{c}^T \leftarrow c^T - (c_B^T B^{-1})A_j$ 
  while  $!(\bar{c} \geq 0)$  do
     $j \leftarrow j \notin B(1), \dots, B(m), t.q. \bar{c}_j < 0$   $\triangleright$  Usando regra anti-ciclagem
     $u \leftarrow B^{-1}A_j$ 
    if  $u < 0$  then
      return  $(-1, d)$   $\triangleright$  Custo ótimo é  $-\infty$ 
    end if
     $\theta \leftarrow \min_{u_l \geq 0} \frac{x_{B(l)}}{u_l}, l = 1, \dots, m$ 
     $x \leftarrow x + \theta d$ 
     $B(l) \leftarrow j$ 
    atualiza(invB)
     $\bar{c}^T \leftarrow c^T - (c_B^T B^{-1})A_j$ 
  end while
  return  $(0, x)$ 
end function

```

De forma muito similar, temos nosso algoritmo implementado em octave:

```

1 function [ind, x, d, I, invB] = fase2(A, b, c, m, n, x, I, invB)
2   [redc, u, ij] = custoDirecao(A, invB, c, n, m, I);
3   while redc < 0 % se essa condicao falha, x e otimo
4     [imin, teta] = calculaTeta(x, u, I);
5     if imin == -1 % custo otimo e -inf e u tem a direcao
6       ind = -1;
7       d = u2d(u, I.n(ij), I);
8       return;
9     end
10
11     % atualiza
12     x = atualizax(x, teta, u, I.n(ij), I);
13     [I, invB] = atualizaBase(I, invB, u, imin, ij, m);
14
15     [redc, u, ij] = custoDirecao(A, invB, c, n, m, I);
16   end
17
18   d = [];
19   ind = 0;
20 end

```

5.6 Complexidade

A complexidade da função `simplex` depende basicamente da complexidade de `removeArtificiais` e `fase2`. Primeiramente analisaremos a complexidade das funções auxiliares para então analisar as principais.

5.6.1 Função `custoDirecao`

A função `custoDirecao` é responsável por escolher uma direção básica j com custo reduzido menor do que zero.

```
function custoDirecao( $A, B^{-1}, c, n, m, I$ )  
   $j \leftarrow 1$   
  while  $j \leq n - m$  do  
     $redc = c(I.n(j)) - c_B^T A_{I.n(j)}$   
    if  $redc < 0$  then  
       $ij \leftarrow j$   
       $u \leftarrow B^{-1} A_{I.n(ij)}$   
      return ( $redc, u, ij$ )  
    end if  
     $j \leftarrow j + 1$   
  end while  
  return ( $0, -1, NIL$ )  
end function
```

Apesar de estar dentro do loop principal, $u \leftarrow B^{-1} A_{I.n(ij)}$ é executada somente uma vez, pois assim que executada, logo em seguida uma chamada de retorno também é. Portanto essa linha leva $O(m^2)$, pois é multiplicação de uma matrix $m \times m$ por um vetor de dimensão m . Já a primeira linha de dentro do loop, leva $O(m)$, pois é produto de dois vetores de tamanho m . No entanto, essa linha é executada, no pior caso, $(n - m)$ vezes, isto é $O((n - m)m) = O(nm)$. Como $n > m$, a função como um todo tem complexidade $O(nm)$.

5.6.2 Função `calculaTheta`

A função `calculaTheta` é responsável por calcular θ como foi explicado na seção 2.5.

```
function calculaTheta( $x, u, I$ )  
   $imin = -1$ 
```

```

    theta = ∞
    for i = 1 to m do
        if ui > 0 then
            t = xI.b(i)/ui
            if t < theta then
                theta = t
                imin = i
            end if
        end if
    end for
    return (imin, theta)
end function

```

O loop itera m vezes executando operações que levam $O(1)$, portanto `calculaTheta` tem complexidade $O(m)$.

5.6.3 Atualização da base

Atualizações nas bases ocorrem quando tiramos um índice da base e adicionamos outro. Esta operação ocorre tanto na fase 1 quanto na fase 2 do método simplex.

O cálculo da inversa de uma matriz é uma operação muito cara, portanto devemos investigar uma maneira de atualizar a inversa de B ao invés de recalculá-la a todo momento. Seja B uma base, e \bar{B} a base depois de uma atualização, tirando o l -ésimo índice básico e adicionando o índice j a base. Note que:

$$\begin{aligned}
 B^{-1}\bar{B} &= (B^{-1}A_{B(1)} \quad \cdots \quad B^{-1}A_{B(l-1)} \quad B^{-1}A_j \quad \cdots \quad B^{-1}A_{B(m)}) \\
 &= (e_1 \quad \cdots \quad e_{l-1} \quad u \quad \cdots \quad e_m)
 \end{aligned}$$

Portanto, se pré-multiplicarmos B^{-1} por matrizes fazendo com que, no lado direito da equação, u se torne e_l , teremos que B^{-1} pré-multiplicada pelas mesmas matrizes será igual a \bar{B}^{-1} .

O pseudo-código:

```

function atualizaBase(I, B-1, u, imin, ij, m)
    (I.b(imin), I.b(ij)) ← (I.n(ij), I.b(imin))
    for i = 1 to m do

```

```

    if  $i \neq i_{min}$  then
         $B_{i,j}^{-1} \leftarrow B_{i,j}^{-1} - (u_i/u_{imin}) * B_{imin,j}^{-1}$  for  $j = 1, \dots, n$ 
    end if
end for
 $B_{i,j}^{-1} \leftarrow B_{i,j}^{-1}/u(i_{min})$  for  $j = 1, \dots, n$ 
end function

```

Essa função executa o loop m vezes. A cada iteração, uma operação de soma de vetores de tamanho n é feita. Portanto a complexidade de `atualizaBase` é $O(nm)$.

5.6.4 Função `atualizaX`

Para atualizar x , temos que fazer $x + \theta d$. No entanto, não há a necessidade de calcular d a partir de u :

```

function atualizaX( $x, t, u, j, I$ )
     $x_{I,b} \leftarrow x_{I,b} - t * u$ 
     $x_j \leftarrow t$ 
    return  $x$ 
end function

```

Claramente, por ser uma subtração de vetores de tamanho m , a complexidade é $O(m)$.

5.6.5 A função `fase2`

Referências

- [1] Dimitris Bertsimas, John N. Tsitsiklis. Introduction to Linear Optimization. 1997.