

Implementação do Método Simplex

Bruno Sesso 8536002
Gustavo Estrela de Matos 8536051

12 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.

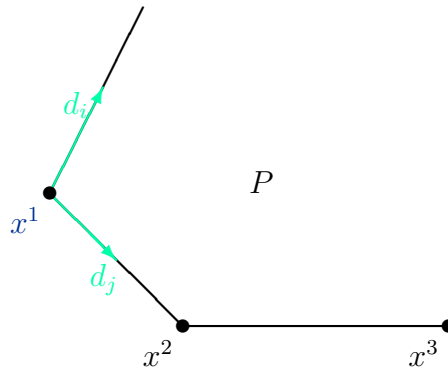
Se x^1 é uma solução básica não degenerada e seja $B(1), \dots, B(m)$ os índices das componentes não nulas de x . A matriz $B = [A_{B(1)}, \dots, A_{B(m)}]$ é chamada *matriz básica* associada a x^1 .

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 O algoritmo

3.1 Ideia do algoritmo

A ultima seção apresenta ideias essenciais para a construção da fase 2 do algoritmo simplex. Dentre elas, as mais importantes são: podemos reduzir nosso espaço de busca as soluções viáveis básicas; se $\bar{c} \geq 0$ e estamos em uma solução viável básica, então esse ponto é ótimo.

Portanto, utilizamos uma dinâmica que percorre as soluções viáveis básicas, com auxílio das direções básicas, sempre diminuindo a função custo, até que não seja mais possível sair de um ponto sem aumentar ou manter o custo, ou até encontrar uma direção que podemos diminuir o custo sem limitações.

3.2 Algoritmo

```

function simplex( $A, b, c, m, n, x$ )
  calcula índices básicos ( $Ib$ ) e não básicos ( $In$ )
   $B \leftarrow A_{Ib(i)}, i = 1, \dots, m$ 
   $invB \leftarrow B^{-1}$ 
   $imin \leftarrow 0$ 
  if  $\nexists j$  t.q.  $\bar{c}_j < 0$  then
     $\bar{c}_j \leftarrow 0$ 
  else
     $\bar{c}_j \leftarrow c_j - c_B^T B^{-1} A_j$ , algum  $j \in In$  t.q.  $\bar{c}_j < 0$ 
     $u \leftarrow invB * A_j$ 
  end if
  while  $\bar{c}_j < 0$  do
    if  $u_l < 0, l = 1, \dots, m$  then
      return  $-1, d(u, j)$ 
    end if
     $\theta \leftarrow \min_{u_l > 0} \{ \frac{x_{Ib(l)}}{u_l} \}, l = 1, \dots, m$ 
     $x \leftarrow x + \theta * d(u, j)$ 
     $x_{Ib(l)}$  sai da base
  end while
   $\triangleright$  Atualiza  $In$ 

```

```

 $x_j$  entra na base ▷ Atualiza  $Ib$ 
Atualiza  $invB$ 
 $\bar{c}_j \leftarrow c_j - c_B^T B^{-1} A_j$ , algum  $j \in In$  t.q.  $\bar{c}_j < 0$ 
 $u \leftarrow invB * A_j$ 
end while
return  $0, x$ 
end function

```

4 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:

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

Referências

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