Pesquisa Operacional

Igor M. Coelho

6 de Julho de 2020

Section 1

Método Simplex

Sobre esse material

Esses slides foram possíveis devido a contribuições de diversas pessoas/materiais, em especial:

- Notas do prof. Marcone Jamilson Freitas Souza
- Livro Nelson Maculan e Marcia Fampa
- Livro-texto do curso
- [2] Tutorial ilectures (https://igormcoelho.github.io/ilectures-pandoc/)
- Minha esposa Cristiane Tavares pelas valiosas dicas na elaboração desse material

Fundamentos Necessários

Caso não se sintam confiantes nos tópicos abaixo, façam uma revisão antes de aprofundar neste material:

- Álgebra Linear e Geometria Analítica
  - Equação da Reta
  - Operações Vetoriais
  - Operações com Matrizes
- Métodos Numéricos
  - Método da Eliminação de Gauss
- Cálculo
  - Gradientes e Otimização

Section 2

História do Simplex

Breve história

De acordo com Maculan&Fampa (2006)[1], as primeiras ideias de como otimizar um sistema de desigualdades lineares foi explorado por Fourier[2] em 1880, porém somente George Dantzig[3] em 1947 que de fato propôs o método de resolução *simplex*.

O simplex é um algoritmo reconhecidamente bem-sucedido, tendo sido implementado em diversos *solvers* de computador altamente eficientes, como CPLEX, Gurobi, CBC (*open-source*), etc.

---

[1] N. Maculan e M. Fampa. *Otimização Linear*. Editora UnB, 2006.

[2] Fourier, J.B.J. *Oeuvres*. "Second Extrait", G. Darboux, Gauthiers-Villars, p. 325-328, 1880.

[3] Dantzig, George B. Maximization of a linear function of variables subject to linear inequalities. *Activity Analysis of Production and Allocation*. In: KOOPMANS, C. (Ed.). New York: Wiley, p. 359-373, 1951.

Aplicações no planejamento da produção e outros métodos

Em 1939, L. Kantorovich[4] modelou e resolveu matematicamente problemas de planejamento da produção na União Soviética, ganhando o prêmio Nobel de Economia em 1975.

Outros métodos para resolução: Métodos Elipsoidais de L. Khachian[5] em 1978; Métodos de Pontos Interiores de N. Karmarkar[6] em 1984; embora elegantes (com garantia de tempo polinomial), são tipicamente menos eficientes *na prática* que o simplex.

[4] Kantorovich, L. *Métodos Matemáticos na Organização e no Planejamento da Produção* (em russo). Leningrado: Editora da Univ. Estatal de Leningrado, 1939 (tradução inglesa: *Management Science*, v.6, p. 366-422, 1960).

[5] Khachian, L. A polynomial algorithm for linear programming. Doklady Academiia Nauk SSSR, v.244, p.191-194 (em russo. Tradução em inglês: *Soviet Mathematics Doklady*, v.20, p.191-194, 1979.).

[6] Karmarkar, N. A new polynomial algorithm for linear programming. *Combinatorica*, v.4, p.373-395, 1984.

Section 3

Fundamentos do Simplex

Um Problema de Programação Linear

Considere o seguinte problema de programação linear:

$$maximizar\ f(x) = \sum_{j=1}^{p} c_j x_j$$

Sujeito a:

$$\sum_{j=1}^{p} a_{ij} x_j \leq b_i,\ i = 1, 2, ..., q$$

$$x_j \geq 0,\ j = 1, 2, ..., p$$

onde: c_j, a_{ij} e b_i são dados (números reais) e x_j representa as variáveis de decisão (não-negativas). Consideramos, neste caso, uma função objetivo $f(x)$ de maximização, e restrições do tipo $\leq$.

Variáveis de Folga

Restrições do tipo $\leq$ (ou $\geq$) podem ser facilmente transformadas em igualdades, com a introdução de novas variáveis (não-negativas) de folga/falta (do inglês, *slack*/*surplus*):

$$\sum_{j=1}^{p} a_{ij}x_j \leq b_i \iff \begin{cases} \sum_{j=1}^{p} a_{ij}x_j + x_{p+1} = b_i, \\ x_{p+i} \geq 0 \end{cases}$$

$$\sum_{j=1}^{p} a_{ij}x_j \geq b_i \iff \begin{cases} \sum_{j=1}^{p} a_{ij}x_j - x_{p+1} = b_i, \\ x_{p+i} \geq 0 \end{cases}$$

Variáveis de Folga (exemplo)

Um exemplo de transformação de $\leq$ em igualdade (introduzindo variável de folga x_3):

$$2x_1 + 3x_2 \leq 5 \Rightarrow 2x_1 + 3x_2 + \underbrace{x_3}_{x_3 \geq 0} = 5$$

O mesmo para restrições $\geq$ (introduzindo variável x_4):

$$x_1 + 6x_2 \geq 7 \Rightarrow x_1 + 6x_2 - \underbrace{x_4}_{x_4 \geq 0} = 7$$

Outras conversões à forma padrão

Demais técnicas de conversão de variáveis/restrições:

- Existe $b_i < 0$:
  - **Solução:** multiplique a restrição i por -1
- Existem variáveis não positivas (seja $x_k \leq 0$):
  - **Solução:** Substituir por variável $x'_k \geq 0$ tal que $x'_k = -x_k$
- Existem variáveis livres (seja $x_k \in \mathbb{R}$):
  - **Solução:** substituir x_k por $x'_k - x''_k$, tal que $x'_k \geq 0$ e $x''_k \geq 0$
- Um problema de minimização pode ser convertido em maximização (vice-versa):

$$maximizar\ f(x) = -minimizar\ \{-f(x)\}$$

Problema de Programação Linear Padrão

Sempre poderemos escrever um **problema de programação linear na forma padrão** (PPL):

$$(PPL): \ \ maximizar \ f(x) = \sum_{j=1}^{n} c_j x_j$$

$$\sum_{j=1}^{n} a_{ij} x_j = b_i, \ \ i = 1, 2, ..., m$$

$$x_j \geq 0, \ \ j = 1, 2, ..., n$$

tendo assim, n variáveis e m restrições.

Problema de Programação Linear Padrão (vetores)

De forma equivalente, podemos representar o PPL na forma vetorial:

$$(PPL): \ maximizar \ z = cx$$

$$\mathcal{A}x = b$$

$$x \geq 0$$

onde $c = (c_1 \ c_2 \ ... \ c_n)$, $x^T = (x_1 \ x_2 \ ... \ x_n)$, $b^T = (b_1 \ b_2 \ ... \ b_m)$, $\mathcal{A} = (a_1 \ a_2 \ ... \ a_n)$ e $a_j^T = (a_{1j} \ a_{2j} \ ...a_{mj})$, isto é, $c^T \in \mathbb{R}^n$, $x \in \mathbb{R}^n$, $b \in \mathbb{R}^m$, $\mathcal{A} \in \mathbb{R}^{m \times n}$ e $a_j \in \mathbb{R}^m$.

Definição 2.1 (Maculan&Fampa) Seja $X = \{x \in \mathbb{R}^n | \mathcal{A}x = b, x \geq 0\}$ a **região viável** do PPL, e $x \in X$ uma **solução viável** do PPL. Se $x^* \in X$ tal que $cx^* \geq cx, \forall x \in X$, x^* é uma **solução ótima**.

Exemplo de PPL

$$
\begin{array}{llll}
max & x_1 & +2x_2 & \\
 & x_1 & & \leq 2 \\
 & & x_2 & \leq 2 \\
 & x_1 & +x_2 & \leq 3 \\
 & x_1, & x_2 & \geq 0
\end{array}
\Rightarrow
\begin{array}{lllllll}
max & x_1 & +2x_2 & +0x_3 & +0x_4 & +0x_5 & \\
 & x_1 & & +x_3 & & & = 2 \\
 & & x_2 & & +x_4 & & = 2 \\
 & x_1 & +x_2 & & & +x_5 & = 3 \\
 & x_1, & x_2, & x_3, & x_4, & x_5 & \geq 0
\end{array}
$$

$$
\underbrace{\begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}}_{A}
\underbrace{\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \\ x_5 \end{bmatrix}}_{x}
=
\underbrace{\begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ b_3 \end{bmatrix}}_{b}
$$

(Vide slides prof. Marcone para visualização gráfica)

Matriz básica e não-básica

A matriz $\mathcal{A}_{m \times n}$ pode ser particionada da seguinte maneira (supondo $posto(\mathcal{A}) = m$, com m colunas independentes):

$$\mathcal{A} = (\mathcal{B}\, \mathcal{N})$$

onde $\mathcal{B}_{m \times m}$, chamada de matriz básica, é inversível; e $\mathcal{N}_{m \times (n-m)}$ é chamada de não-básica. Analogamente, particionamos x e c, tal que: $x^T = (x_B^T\ x_N^T)$, $c = (c_B\ c_N)$. Vetores x_B e c_B possuem m componentes associadas à matriz $\mathcal{B}$. Reescrevemos o PPL:

$$(PPL): \ maximizar\ z = c_B x_B + c_N x_N$$

$$\mathcal{B} x_B + \mathcal{N} x_N$$

$$x_B \geq 0, x_N \geq 0$$

Solução básica e não-básica

Explicitamos x_B em função de x_N (Eq. 2.10 em Maculan&Fampa):

$$x_B = \mathcal{B}^{-1}b - \mathcal{B}^{-1}\mathcal{N}x_N$$

Faremos $x_N = 0$ e $\bar{x}_B = \mathcal{B}^{-1}b$.

Definição 2.2 (Maculan&Fampa) $\bar{x}$ é uma **solução básica**, se $\bar{x}^T = (\bar{x}_B^T \ 0)$.

Quando $\bar{x}_B \geq 0$, será uma **solução básica viável**.

Sejam I_B o conjunto dos índices das colunas de $\mathcal{A}$ pertencendo à matriz $\mathcal{B}$, e I_N os demais índices de $\mathcal{A}$, tal que: $I_B \cap I_N = \emptyset$ e $I_B \cup I_N = \{1, 2, ..., n\}$.

PPL com matriz básica

$$(PPL): \; maximizar \; z = c_B \mathcal{B}^{-1} b - (c_B \mathcal{B}^{-1} \mathcal{N} - c_N) x_N$$

Sujeito a:

$$x_B = \mathcal{B}^{-1} b - \mathcal{B}^{-1} \mathcal{N} x_N$$

$$x_B \geq 0, x_N \geq 0$$

PPL com notação aprimorada

De acordo com Maculan&Fampa, definiremos:

- $\lambda = c_B \mathcal{B}^{-1}$, $\lambda^T \in \mathbb{R}^m$
- $\bar{x}_B = \mathcal{B}^{-1} b$, $\bar{x}_B \in \mathbb{R}^m$
- $z_j = \lambda a_j$, $(j \in I_B \cup I_N)$, $z_j \in \mathbb{R}$
- $y_j = \mathcal{B}^{-1} a_j$, $(j \in I_B \cup I_N)$, $y_j \in \mathbb{R}^m$
- $\bar{z} = c_B \mathcal{B}^{-1} b = \lambda b = c_B \bar{x}_B$.

Então teremos um novo PPL aprimorado:

$$(PPL): \ maximizar\ z = \bar{z} - \sum_{j \in I_N} (z_j - c_j) x_j$$

sujeito a:

$$x_B = \bar{x}_B - \sum_{j \in I_N} y_j x_j$$

Otimalidade no PPL

Proposição 2.1 (de Maculan&Fampa) Se $\bar{x}_B \geq 0$ e $z_j - c_j \geq 0$, $\forall j \in I_N$, então o vetor $x^* \in \mathbb{R}^n$, onde $x^*_{B(i)} = \bar{x}_{B(i)}$, $i = 1, 2, ..., m$ e $x^*_j = 0$, $j \in I_N$, será uma solução ótima do (PPL).

Focaremos agora na versão do Simplex por tabelas, após apresentar um pseudo-código do algoritmo (com base no livro-texto de Arenales).

Section 4

Detalhamento do Simplex

Simplex para problemas de $\leq$

O Simplex consiste de duas fases, onde a primeira consiste em encontrar uma base $\mathcal{B}$.

Para problemas com restrições $\leq$, as variáveis de folga introduzidas no modelo irão naturalmente formar uma matriz identidade $\mathcal{I}_m$.

Assim, escolheremos essas variáveis de folga como *variáveis básicas*, atribuindo valor zero a todas as demais *variáveis não-básicas* (originais do modelo). Teremos assim uma base inversível $\mathcal{B} = \mathcal{I}_m$. Neste caso, a primeira fase do Simplex já é naturalmente efetuada.

Pseudo-código do Simplex (Fase II) livro-texto

1. Passo 1: cálculo da solução básica

$$\begin{cases} \bar{x}_B = \mathcal{B}^{-1} b \\ \bar{x}_N = 0 \end{cases}$$

2. Passo 2: cálculo dos custos relativos
   1. Vetor multiplicador simplex
      - $\lambda^T = c_B^T \mathcal{B}^{-1}$
   2. Custos relativos
      - $\hat{c}_{N(j)} = c_{N(j)} - \lambda^T a_{N(j)}, \; j = 1, 2, ..., n - m$
   3. Determinação de variável a entrar na base
      - $\hat{c}_{N(k)} = min\{\hat{c}_{N(j)}, j = 1, ..., n - m\}$ (a variável $x_{N(k)}$ entra na base)
3. Passo 3: teste de otimalidade (minimização)
   - Se $\hat{c}_{N(k)} \geq 0$, então: *pare* (solução atual é ótima!).

Pseudo-código do Simplex (Fase II) livro-texto

4. Passo 4: Cálculo da direção Simplex
   - $y = \mathcal{B}^{-1} a_{N(k)}$
5. Passo 5: Determinação do passo e variável a sair da base
   - Se $y \leq 0$, então: *pare* (não existe solução ótima finita: $f(x) \to -\infty$)
   - Caso contrário, determine a variável a sair da base pela razão mínima:

$$\hat{\varepsilon} = \frac{\hat{x}_{B(\ell)}}{y_\ell} = min\left\{\frac{\hat{x}_{B(i)}}{y_i} : y_i > 0, i = 1, ..., m\right\}$$

     (variável $x_{B(\ell)}$ sai da base)
6. Passo 6: atualização
   - matriz básica: $\mathcal{B} = (a_{B(1)} \dots a_{B(\ell-1)}\ a_{N(k)}\ a_{B(\ell+1)} \dots a_{B(m)})$
   - não-básica: $\mathcal{N} = (a_{N(1)} \dots a_{N(k-1)}\ a_{B(\ell)}\ a_{N(k+1)} \dots a_{N(n-m)})$
   - incrementa iteração e volte ao Passo 1

Exemplo do Simplex

Vide “Exemplo 2.26” do livro-texto de Arenales (página 85).

Section 5

Tableau Simplex

Simplex por Tabelas

Uma versão prática do Simplex pode ser feita com tabelas (*tableau simplex*).

No caso de não haver apenas restrições $\leq$, é necessário criar *variáveis artificiais*, bem como um novo problema de otimização que busca *minimizar* o valor delas (a zero!). Nesse PPL estendido, o peso inicial é 0 para as variáveis do PPL original, e 1 para as artificiais. Quando a otimalidade é atingida nesse modelo (e as variáveis artificiais saem da base), podemos cortar as variáveis artificiais, e retornar ao modelo original (fase 2).

Os slides do prof. Marcone detalham o passo-a-passo dessa abordagem: Slides SIMPLEX (pdf).

Lista de Exercícios

A lista de exercícios está disponibilizada no site.