

El método de simplex

Dpto. Ingeniería Industrial, Universidad de Chile

IN3701, Optimización

17 de abril de 2009

Contenidos

1 Algoritmo de Simplex Optimalidad

Condiciones de optimalidad

Definición 2.1

Dado $x \in P$, se dice que x es un **óptimo local** si existe $\varepsilon > 0$ tal que $\forall x' \in P \cap B(\varepsilon, x)$ se tiene que $cx' \geq cx$.

Teorema 2.1

Si $x \in P$ es óptimo local para (P) , entonces es óptimo global.

- Esto implica que basta caracterizar óptimos locales.
- Podemos asumir que x es una solución básica factible.
- ¿Podemos dar una descripción algebraica?

Definición 2.2

Sea $x \in P$, un vector $d \in \mathbb{R}^n$ es una **dirección admisible** si existe $\theta > 0$ tal que $x + \theta d \in P$. El conjunto de todas las direcciones admisibles en un punto $x \in P$ se denota como $\mathcal{D}_P(x)$.

Caracterizando óptimos locales

- Suponemos $\bar{x} \in P$ solución básica factible, y sea B una base asociada.
 - Notemos que $\forall x' \in S := P \cap B(\varepsilon, \bar{x})$, tenemos que $d = \bar{x} - x' \in \mathcal{D}(\bar{x})$.
 - Es decir, basta caracterizar $\mathcal{D}(\bar{x})$ para caracterizar S .
 - Además si existe $x' \in S$ tal que $cx' < c\bar{x}$ tenemos que $cd < 0$.
 - Esto implica que óptimo local es equivalente a demostrar que $cd \geq 0 \forall d \in \mathcal{D}(\bar{x})$.
 - Pero $d \in \mathcal{D}(\bar{x})$ si y sólo si $Ad = 0$ y $\bar{x} + \theta d \geq 0$ para algún $\theta > 0$.
 - Usando el hecho que B es base, tenemos:

$$Ad = 0 \Leftrightarrow$$

$$(A_B, A_N)(d_B, d_N)^t = 0 \Leftrightarrow$$

$$d_B + \sum_{i \in N} \underbrace{A_B^{-1} A_i}_{\bar{A}_i} d_i = 0$$

- Fijando $d_i = 1$, $v^i = (v_B^i, v_N^i) = (-\bar{A}_i, e_i)$ satisface $Ad = 0$.
- De donde todo $d \in \mathcal{D}(\bar{x})$ satisface $d = \sum (\lambda_i v^i : i \in N)$ con $\lambda_i \geq 0$.

Caracterizando óptimos locales

Definición 2.3

El vector $v^i = (v_B^i, v_N^i) = (-\bar{A}_i, e_i) : i \in N$, se llama i -ésima **dirección básica** en \bar{x} .

Teorema 2.2

Si \bar{x} es una solución básica factible no degenerada, entonces $\mathcal{D}(\bar{x}) = \left\{ \sum_{i \in N} \lambda_i v^i : \lambda_i \geq 0 \right\}$. En general $\mathcal{D}(\bar{x}) \subseteq \left\{ \sum_{i \in N} \lambda_i v^i : \lambda_i \geq 0 \right\}$.

- Volviendo a la condición de optimalidad:
 - Notemos que para todo $d \in \mathcal{D}(\bar{x})$ se tiene que $cd = \sum (\lambda_i c v^i : i \in N) = \sum (\lambda_i \underbrace{(c_i - c_B \bar{A}_i)}_{\bar{c}_i} : i \in N)$, con $\lambda_i \geq 0$.
 - En caso no degenerado, podemos concluir $cd \geq 0 \forall d \in \mathcal{D}(\bar{x}) \iff c_i \geq 0 \forall i \in N$.

Caracterizando óptimos locales

Definición 2.4

Dada una solución básica factible x asociada a una base B , definimos el **costo reducido** de $x_i : i \in N$ como

$$\bar{c}_i = c_i - c_B \bar{A}_i = c_i - c_B A_B^{-1} A_i.$$

Teorema 2.3

Dada una solución básica factible x asociada a una base B , y el vector de costos reducidos $\bar{c} \in \mathbb{R}^N$, entonces:

- Si $\bar{c} \geq 0$, entonces x es óptimo.
- Si x es no degenerado y óptimo, entonces $\bar{c} \geq 0$.

Observación 2.1

Dado x asociada a una base B , entonces:

$$(P) \quad \begin{array}{ll} \text{mín} & cx \\ \text{st.} & Ax = b \\ & x \geq 0 \end{array} \quad \Leftrightarrow \quad (P') \quad \begin{array}{ll} \text{mín} & c_B \bar{b} + \bar{c} x_n \\ \text{st.} & x_B + \bar{A}_N x_N = \bar{b} \\ & x \geq 0 \end{array}$$

Caracterizando óptimos locales

Definición 2.5

Una base B se dice **óptima** si:

- 1 $\bar{b} = A_B^{-1} b \geq 0$.
- 2 $\bar{c} = c_N - c_B \bar{A}_N = c_N - c_B A_B^{-1} A_N \geq 0$.

- Claramente la solución básica asociada a una base óptima es factible, y como satisface las condiciones del teorema anterior, es una solución óptima.
- No necesariamente una base asociada a una solución básica factible óptima es una base óptima.
- El algoritmo de simplex es capaz de resolver este problema.
- ¿Cuál es la interpretación geométrica de las direcciones básica?
- ¿Que interpretación tienen los $\bar{c}_i : i \in N$ en general?
- Dada una solución básica factible, ¿cómo demostramos optimalidad y/o encontramos una mejor solución?

El Método de Simplex

- Consideremos B base factible y \bar{x} la s.b.f asociada.
- Si $\bar{c} \geq 0$ B es una base óptima.
- Si no, sea $i \in N : \bar{c}_i < 0$, y consideremos $(P_i) : \min\{c(\bar{x} + \lambda v^i : A(\bar{x} + \lambda v^i) = b, \bar{x} + \lambda v^i \geq 0\}$.
- Por construcción (P_i) es equivalente a $\min\{\lambda \bar{c}_i : \bar{x}_B - \lambda \bar{A}_i \geq 0\}$.
- Si $(\bar{A}_i)_j \leq 0 \forall j = 1, \dots, m$, (P_i) (y (P)) es no acotado.
- Definiendo $\lambda^* = \min\{\bar{x}_{B_j} / (\bar{A}_i)_j : (\bar{A}_i)_j > 0\}$, (P_i) puede escribirse como $\min\{\lambda \bar{c}_i : 0 \leq \lambda \leq \lambda^*\} = \lambda^* \bar{c}_i$.
- Sea $B_j^* = \{j \in B : \bar{x}_j - \lambda^* (\bar{A}_i)_j = 0, (\bar{A}_i)_j > 0\}$ y $j \in B_j^*$.
- Si $B_{ij} = B \cup \{i\} \setminus \{j\}$ es una base, podemos re-comenzar el proceso.
- Si todos los vértices son no-degenerados, el proceso mejora continuamente la función objetivo.
- Si (P) admite solución óptima, el algoritmo encontrará la s.b.f. óptima.

El Método de Simplex

Teorema 2.4

Para todo $i \in N$, y $j \in B_i^*$ el conjunto B_{ij} define una base factible de (P) . y $\bar{x} + \lambda^* v^i$ es la solución básica asociada.

- Dem: use el hecho que existe μ tal que $A_B \mu = A_i$.

Algoritmo de Simplex v1.0:

Input: una solución básica factible B .

- 1 Computar $y = c_B A_B^{-1}$.
- 2 Si $\forall i \in N, \bar{c}_i = c_i - y A_i \geq 0$, B es base óptima, **return**.
- 3 Escoger $i \in N : \bar{c}_i < 0$ y computar $\bar{A}_i = A_B^{-1} A_i$.
- 4 Si $B_i^* = \emptyset$ el problema es no acotado, **return**.
- 5 Escoger $j \in B_i^*$.
- 6 $B \leftarrow B_{ij}$, volver a 1.

El Método de Simplex

- La variable $i \in N$ del paso tres se llama **variable entrante**.
- La variable $j \in B_i^*$ del paso cinco se llama **variable saliente**.
- Reglas para escoger i, j en pasos 3, 5, se llaman **reglas de pivoteo**.
- Si (P) es no-degenerado y factible, el algoritmo termina con una solución al problema.
- Si el algoritmo termina, termina con la respuesta correcta.
 - Incluso si (P) posee vértices degenerados.
- ¿Qué posibles reglas de pivoteo hay?
 - mínimo \bar{c}_i , Steepest descend, first negative, round-robin.
 - ¿Hay reglas que aseguren que el algoritmo siempre termine?
- ¿Cuánto tiempo demora cada iteración?
 - Resolver dos sistemas $yA_B = c_B$ y $\bar{A}_i A_B = A_i$.
 - realizar entre 1 y n multiplicación de vectores de tamaño m .
- ¿Cuántas iteraciones son necesarias?
 - Entre una, hasta número de vértices de (P) .

Manejando Degenerancia en Simplex

Definición 2.6

Dado $u, v \in \mathbb{R}^n$, decimos que u es lexicográficamente mayor que v ($u \stackrel{L}{\geq} v$) si la primera componente no-cero de $u - v$ es positiva.

- Note que $\stackrel{L}{\geq}$ es un orden total en \mathbb{R}^n .
- **Regla lexicográfica:**
 - Escoger $i \in N$ con mayor impacto en función objetivo.
 - Si todas tienen impacto cero, escoger $i \in N$ con $\bar{c}_i < 0$.
 - Consideremos $u = \bar{A}_i$, escogemos variable saliente j tal que \bar{a}_j/u_j es mínimo (según orden lexicográfico) para los $u_j > 0$.
 - j esta únicamente determinada, por que? (rango A).

Teorema 2.5

El algoritmo de Simplex bajo la regla lexicográfica satisface:

- El vector $(-c_B \bar{b}, c - c_B A_B^{-1} A) \in \mathbb{R}^{n+1}$ incrementa estrictamente (en el orden lexicográfico) en cada iteración.
- El algoritmo siempre termina.

Buscando una base inicial

- Hasta ahora hemos demostrado que dada una base inicial factible de (P) , el algoritmo de simplex termina con una solución al problema.
- ¿Cómo encontramos una base inicial?
- Supongamos que $b \geq 0$ y consideremos

$$(P_o) : \left\{ \min \sum_{i=1}^m y_i : Ax + y = b, (x, y) \geq 0 \right\}.$$

- Claramente (P_o) es factible, y tiene solución óptima.
- Además $z_{P_o} = 0 \iff P$ es factible.
- Variables y se llaman artificiales, i siempre estan asociadas a una base factible de (P_o) .
- Resolver (P_o) es lo que se llama hacer Fase I de Simplex.

Algoritmo de Simplex

Algoritmo de Simplex v2.0:

Dado $(P) : \{\text{mín } cx : Ax = b, x \geq 0\}$ con $b \geq 0$.

- Definir $(P_0) : \{\text{mín } \mathbf{1}y : Ax + y = b, (x, y) \geq 0\}$.
- Utilizar Simplex v1.0 con $B = \{n + 1, \dots, n + m\}$.
- Si $z_{P_0} > 0$ (P) es infactible, **return**.
- Definir (P') : $\{\text{mín } cx + \infty \mathbf{1}y : Ax + y = b, (x, y) \geq 0\}$.
- Utilizar Simplex v1.0 con B la base óptima de (P_0) .
- Si no acotado, **return**.
- Reportar z_P , base óptima B y x^* , **return**.

- Nóte que utilizar $\infty \mathbf{1}y$ en la función objetivo, es equivalente a asumir que $\bar{c}_i > 0$ para toda variable $y_i \in N$.
- Ésta es la implementación práctica mas usual.

Eficiencia computacional de Simplex:

- Una pregunta central es ¿Cuántas iteraciones de simplex son necesarias?
 - Considere el ejemplo $P = \{x \in \mathbb{R}^n : 0 \leq x_i \leq 1\}$.
 - P tiene 2^n vértices.
 - Es posible **deformar** P de forma tal de armar un camino que recorra todos los vértices incrementando estrictamente la función objetivo.
 - Para la mayoría de las reglas de pivoteo conocidas hay deformaciones adecuadas que fuerzan al algoritmo a visitar todos los vértices.
- ¿Qué pasa en la práctica? ¿En promedio?
 - Difícil caracterizar **todos** los problemas prácticos.
 - Más aun definir una probabilidad de distribución.
 - Estudios empíricos muestran que el número de iteraciones es $\mathcal{O}(m \log(n))$.
 - ¿Existen algoritmos más rápidos siempre?
 - Algoritmo del Elipsoide.
 - Algoritmos de Punto Interior.