

Zeitschrift: Mitteilungen / Vereinigung Schweizerischer Versicherungsmathematiker
= Bulletin / Association des Actuaires Suisses = Bulletin / Association of
Swiss Actuaries

Herausgeber: Vereinigung Schweizerischer Versicherungsmathematiker

Band: 60 (1960)

Artikel: Das Haupttheorem der linearen Programmierung

Autor: Romer, B.

DOI: <https://doi.org/10.5169/seals-966789>

Nutzungsbedingungen

Die ETH-Bibliothek ist die Anbieterin der digitalisierten Zeitschriften. Sie besitzt keine Urheberrechte an den Zeitschriften und ist nicht verantwortlich für deren Inhalte. Die Rechte liegen in der Regel bei den Herausgebern beziehungsweise den externen Rechteinhabern. [Siehe Rechtliche Hinweise.](#)

Conditions d'utilisation

L'ETH Library est le fournisseur des revues numérisées. Elle ne détient aucun droit d'auteur sur les revues et n'est pas responsable de leur contenu. En règle générale, les droits sont détenus par les éditeurs ou les détenteurs de droits externes. [Voir Informations légales.](#)

Terms of use

The ETH Library is the provider of the digitised journals. It does not own any copyrights to the journals and is not responsible for their content. The rights usually lie with the publishers or the external rights holders. [See Legal notice.](#)

Download PDF: 03.01.2025

ETH-Bibliothek Zürich, E-Periodica, <https://www.e-periodica.ch>

Das Haupttheorem der linearen Programmierung

Von *B. Romer, Basel*

Zusammenfassung

Sind n Veränderliche, die entweder nur nichtnegativ oder dann nur nichtpositiv sein dürfen, durch ein System von k linearen Ungleichungen miteinander verbunden, das ihnen noch Bewegungsfreiheit lässt, so kann man dieses System durch Einführen von k neuen Veränderlichen in ein Gleichungssystem umwandeln. Das Haupttheorem der linearen Programmierung sagt dabei aus, dass, um den Extremwert irgendeiner Linearkombination der ursprünglichen Veränderlichen ausfindig zu machen, jeweils n der $(n + k)$ Veränderlichen Null gesetzt werden müssen. Der Verfasser beweist das Theorem durch schrittweise Verallgemeinerung, ausgehend von $n = 2$, $k = 1$. Er bespricht schliesslich noch gewisse Verallgemeinerungen.

Die nichtnegativen Veränderlichen x_1, x_2, \dots, x_n mögen den Einschränkungen unterliegen

$$\begin{aligned} a_{11} x_1 + a_{12} x_2 + \dots + a_{1n} x_n &\leq s_1 \\ a_{21} x_1 + a_{22} x_2 + \dots + a_{2n} x_n &\leq s_2 \\ \vdots & \vdots \\ a_{k1} x_1 + a_{k2} x_2 + \dots + a_{kn} x_n &\leq s_k, \end{aligned} \quad (1)$$

wo die a und s feste Grössen sind und in jeder Ungleichung mindestens ein Koeffizient a von Null verschieden ist.

Es wird gefragt, ob

$$X = p_1 x_1 + p_2 x_2 + \dots + p_n x_n + c, \quad (2)$$

wo wir alle p_1, p_2, \dots, p_n als von Null verschieden voraussetzen, ein Maximum annimmt; und, wenn ja, wie gross es ist und für welche Werte der Veränderlichen es erreicht wird. Wie man leicht einsieht, ändert die Konstante c an der maximierenden Kombination der x_1, x_2, \dots, x_n nichts; sie beeinflusst nur den Betrag des Maximums.

Eng verwandt ist die Aufgabe, (2) zu einem Minimum zu machen, wenn die Ungleichungen (1) umgekehrt lauten (\geq statt \leq). Diese zweite Art der Aufgabe entsteht beispielsweise bereits dadurch, dass man die Beziehungen (1) und (2) links und rechts mit (-1) multipliziert; $-X$ muss dann ein Minimum werden, in (1) wechseln alle Koeffizienten sowie die Grössen s ihr Vorzeichen, und die Ungleichungen kehren ihre Richtung um.

Im folgenden wird uns nur die Maximum-Aufgabe beschäftigen.

Dass unter Umständen X kein Maximum hat, d. h. beliebig gross gemacht werden kann, zeigt nachstehendes Beispiel: alle p in (2) mögen positiv, die Koeffizienten a in (1) für bestimmte Veränderliche x ebenfalls durchwegs positiv, für die übrigen Veränderlichen hingegen durchwegs negativ sein; nehmen die Veränderlichen der ersten Gruppe beliebig grosse Werte an, diejenigen der zweiten Gruppe allesamt auch, wobei die Bedingungen (1) erfüllt seien, so wird X sehr gross.

Bei der sogenannten linearen Programmierung hat man es mit eingekleideten Beziehungen wie (1) und (2) zu tun. Bei einem der Lösungsverfahren, der Simplexmethode, werden die Ungleichungen (1) zunächst durch Einführen nichtnegativer «Schlupfvariablen» $x_{n+1}, x_{n+2}, \dots, x_{n+k}$ in Gleichungen umgewandelt:

$$\begin{aligned} a_{11} x_1 + a_{12} x_2 + \dots + a_{1n} x_n + x_{n+1} &= s_1 \\ a_{21} x_1 + a_{22} x_2 + \dots + a_{2n} x_n + x_{n+2} &= s_2 \\ \vdots & \vdots \\ a_{k1} x_1 + a_{k2} x_2 + \dots + a_{kn} x_n + x_{n+k} &= s_k. \end{aligned} \tag{3}$$

Alle Gleichungen (3) setzen wir ausdrücklich als miteinander verträglich und voneinander unabhängig voraus.

Die Simplexmethode geht beim Aufsuchen der maximierenden endlichen Werte der Veränderlichen von folgendem Haupttheorem aus:

Damit die Grösse X in (2) beim Vorliegen einengender Bedingungen (3) ihr Maximum erreicht – sofern sie überhaupt eines hat –, müssen n Veränderliche unter den insgesamt $(n+k)$ Null sein.

Welche Veränderlichen verschwinden müssen und ob dies schliesslich überhaupt zu einem Maximum von X führt, ergibt sich aus den weiteren Verfahrensschritten. Wir verzichten darauf, diesen hier nachzugehen.

In einem verdienstvollen Aufsatz, betitelt «Approximative Reservenberechnung mit Hilfe der linearen Programmierung», hat Herr *M. Frischknecht* in dieser Zeitschrift erstmals gewisse Aufgaben und Lösungswege der linearen Programmierung im Versicherungswesen aufgezeigt; ein Passus dieses Aufsatzes (60. Bd., Heft 1, S. 103) bietet insofern Gelegenheit zu Missverständnis, als unterstellt wird, die Bedingungsgleichungen (3) seien nur lösbar, wenn n Veränderliche Null würden. Das gilt jedoch bloss im Zusammenhang mit der Extremalaufgabe; sonst aber lassen sich die Gleichungen (3) nach k Veränderlichen auflösen, wenn die übrigen beliebig vorgegeben sind; die ersteren werden dann eben lineare Funktionen der letzteren.

Das Haupttheorem wird im erwähnten Aufsatz für den Fall $n = 2$, $k = 3$ geometrisch bewiesen.

Wir gedenken hier einen Beweis zu geben, der auf geometrische Darstellung verzichtet. Er mag vielleicht etwas mühsamer sein, gestattet aber die Voraussetzungen und gedanklichen Schritte klar herauszustellen. Der Beweisgang vollzieht sich in drei Stufen:

- a) die Behandlung des einfachen Falles: $n = 2$, $k = 1$;
- b) die Behandlung des allgemeineren Falles: n beliebig, $k = 1$;
- c) die Behandlung des allgemeinsten Falles: n beliebig, k beliebig.

Der Fall $n = 2$, $k = 1$.

Wir haben

$$\begin{aligned} X' &= X - c = p_1 x_1 + p_2 x_2, \\ s &= a_1 x_1 + a_2 x_2 + x_3. \end{aligned} \tag{4}$$

Wir verlangen, dass mindestens ein p und ein a mit gleichem Index von Null verschieden sind und dass

$$D = \begin{vmatrix} p_1 & p_2 \\ a_1 & a_2 \end{vmatrix}$$

nicht verschwindet (Vermeiden der Entartung). Dabei sind somit im Vergleich zu (2) die Voraussetzungen für p gelockert. Die Reihenfolge der Bezeichnungen richten wir so ein, dass $D > 0$ ist.

Dann wird, weil $x_1, x_2 \geq 0$ sind,

$$\begin{aligned} D x_1 &= X' a_2 - p_2 (s - x_3) \geq 0, \\ D x_2 &= p_1 (s - x_3) - X' a_1 \geq 0; \end{aligned} \tag{5}$$

daraus

$$\begin{aligned} X' a_2 &\geq p_2 (s - x_3), \\ X' a_1 &\leq p_1 (s - x_3). \end{aligned} \tag{6}$$

Damit für X ein echtes Maximum vorhanden ist, muss unbedingt mindestens eine der Ungleichungen (6) eine endliche Obergrenze für X' liefern. Dabei spielen die Vorzeichen von a_1, a_2 mit. Ergeben beide Ungleichungen (6) eine solche Obergrenze, so ist die kleinere davon massgebend; eine und dieselbe Obergrenze können sie nicht haben, weil sonst $-p_2/a_2 = p_1/a_1$ sein müsste, was wegen $D > 0$ verboten ist.

An der Maximalstelle muss $x_3 = 0$ sein. Denn in der dafür massgebenden Ungleichung aus (6) ist rechts x_3 die einzige freie Veränderliche, und die rechte Seite hängt linear von ihr ab. Das Maximum von X' muss somit entweder mit dem Maximum oder dann mit dem Minimum von x_3 zugleich vorkommen. Nun hat x_3 kein Maximum; sein Minimum (Null) und das Maximum von X' (und X) treffen also zusammen.

Durch Rückgriff auf die Ungleichung in (5), von welcher die schliesslich massgebende in (6) stammt, erhält man ausserdem noch, dass dann entweder x_1 oder x_2 Null werden muss, während die dritte Variable sich aus der Nebenbedingung in (4) ergibt. Ist z. B. x_2 «stärker», so wird für ihre Maximalstelle $x_2 = s/a_2$ und des weiteren

$$\text{Max } X = \frac{p_2}{a_2} s + c.$$

Handelt es sich bei der Nebenbedingung um eine echte Gleichung, ist also die «überzählige» Variable x_3 von vornherein Null, so ändert sich nichts an den darauffolgenden Schlüssen.

Der Fall: n beliebig, $k = 1$

Jetzt liegt das System vor

$$\begin{aligned} X' &= X - c = p_1 x_1 + p_2 x_2 + \dots + p_n x_n, \\ s &= a_1 x_1 + a_2 x_2 + \dots + a_n x_n + x_{n+1}. \end{aligned} \tag{7}$$

Wir denken uns (7) dargestellt als

$$\begin{aligned}\xi &= X' - (p_3 x_3 + \dots + p_n x_n) = p_1 x_1 + p_2 x_2, \\ s' &= s - (a_3 x_3 + \dots + a_n x_n) = a_1 x_1 + a_2 x_2 + x_{n+1}.\end{aligned}\tag{8}$$

x_3, x_4, \dots, x_n seien beliebig gewählt, aber vorläufig festgehalten; nur x_1, x_2 und x_{n+1} seien beweglich. Damit haben wir den ersten Fall wieder vor uns. Wir werden, um ξ unter diesen Umständen zu maximieren, x_{n+1} sowie eine der Grössen x_1, x_2 Null zu setzen haben. Beispielsweise möge dies für x_1, x_{n+1} der Fall sein. Folglich gilt für den erreichbaren Höchstwert von ξ

$$p_2 x_2 = \frac{p_2}{a_2} [s - (a_3 x_3 + \dots + a_n x_n)] = \text{Max} [X - c - (p_3 x_3 + \dots + p_n x_n)].$$

Das bleibt gültig für jeden Wert, den x_3, x_4, \dots, x_n angenommen haben, also insbesondere auch für jenen, den sie annehmen, wenn sie sich am allfälligen Maximum von X beteiligen. Somit scheiden x_1 und x_{n+1} aus der weiteren Betrachtung aus. Sie tragen zum Maximum von X nichts bei, wenn sie es nicht schon für das Maximum von ξ tun. Letztlich rührt dies davon her, dass es ausschliesslich von den Koeffizienten p und a abhängt, welche Veränderlichen zu verschwinden haben, und nicht etwa von X und s oder von ξ und s' . Wir dürfen den Gedanken- gang mit x_2, x_3, \dots, x_n allein fortsetzen. Mithin haben wir beispielsweise

$$\begin{aligned}\xi' &= X' - (p_4 x_4 + \dots + p_n x_n) = p_2 x_2 + p_3 x_3, \\ s'' &= s - (a_4 x_4 + \dots + a_n x_n) = a_2 x_2 + a_3 x_3.\end{aligned}$$

Die «überzählige» Veränderliche (Schlupfvariable) entfällt nun, was durchaus nicht stört. Wir scheiden weitere Variable aus; bei jedem Schritt verschwindet eine davon. Bei jedem Schritt müssen aber auch die im einfachen Fall erwähnten Bedingungen erfüllt bzw. erfüllbar sein, was wir nachdrücklich betonen.

Schliesslich bleibt genau eine nicht verschwindende Variable zurück, welche als «stärkste» allein zum Höchstwert von X in (7) beisteuert. Anders gesagt:

Bei $(n+1)$ Veränderlichen mit einer einzigen Nebenbedingung wie (7) erreicht X sein Maximum, falls n Veränderliche (und darunter die Schlupfvariable) verschwinden.

Das entspricht der Aussage des Haupttheorems.

Der Fall: n beliebig, k beliebig

Wir kommen zu den Beziehungen (2) und (3) und setzen dabei voraus, dass mindestens eine der Determinanten k -ter Ordnung, welche sich aus der Matrix mit k Zeilen und $(n+k)$ Spalten

$$\begin{array}{ccccccc} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} & 1 & 0 & \dots & 0 \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} & 0 & 1 & \dots & 0 \\ \vdots & & & & & & & \vdots \\ a_{k1} & a_{k2} & \dots & a_{kn} & 0 & 0 & \dots & 1 \end{array}$$

gewinnen lassen, von Null verschieden sei (Vermeiden der Entartung). Diejenige, welche aus den k Zeilen und den letzten k Spalten entsteht (Koeffizienten der Schlupfvariablen), zählen wir dabei ausdrücklich nicht mit; sie ist ja gleich Eins.

Die Zahl der Nebenbedingungen drücken wir um eine herab, indem wir gleichzeitig x_i ausschalten; x_i muss zu denjenigen Variablen gehören, deren Koeffizienten in einer nichtverschwindenden Determinante vorkommen. Wir multiplizieren die erste Nebenbedingung derart, dass wir davon die zweite, dritte ... Nebenbedingung abziehen können und dabei in der jeweiligen Differenzgleichung der Koeffizient von x_i verschwindet. So kommen wir auf $(n+k-1)$ Veränderliche (ohne x_i) in $(k-1)$ Nebenbedingungen.

Desgleichen errechnen wir x_i aus der ersten Nebenbedingung als lineare Funktion der übrigen Variablen und von s_1 ; dies führen wir in (2) ein. Dadurch wird die Anzahl der massgebenden Veränderlichen dort nicht beeinflusst, weil x_i ersetzt wird durch dort bereits vertretene Variable und durch x_{n+1} . Wir erhalten

$$X = q_1 x_1 + \dots + q_{i-1} x_{i-1} + q_{i+1} x_{i+1} + \dots + q_{n+1} x_{n+1} + c + g_1 s_1 \quad (9)$$

mit

$$\begin{aligned} q_1 &= p_1 - \frac{a_{11}}{a_{1i}} p_i \\ q_2 &= p_2 - \frac{a_{12}}{a_{1i}} p_i \\ &\vdots \\ q_{n+1} &= -\frac{p_i}{a_{1i}} \quad \text{und} \quad g_1 = \frac{p_i}{a_{1i}}. \end{aligned} \quad (10)$$

Nimmt man als x_i die Schlupfvariable x_{n+1} , so wird (2) völlig in Ruhe gelassen, und von den Nebengleichungen (3) entfällt einfach die erste.

So schreiten wir weiter und setzen die Anzahl der Nebenbedingungen auf eine einzige sowie die der Veränderlichen auf $(n+1)$ herab, während die Anzahl der Veränderlichen in (2) immer gleich n bleibt. Wird unterwegs eine Schlupfvariable ausgeschaltet, die nur in einer einzigen Nebenbedingung vorkommt, so lässt man diese Gleichung einfach beiseite.

Von da an unterwerfen wir das Restsystem den nämlichen Überlegungen und Bedingungen wie beim erledigten Fall: n beliebig, $k = 1$. Eliminieren wir die «stärkste» übriggebliebene Veränderliche (welche das Maximum erzeugt), indem wir die Nebenbedingung nach ihr auflösen und dies in X einsetzen, und schreiben wir die schliesslich dort verbleibenden n Veränderlichen als x' , ihre Koeffizienten als r , so bekommen wir

$$X = r_1 x'_1 + r_2 x'_2 + \dots + r_n x'_n + c + g'_1 s_1 + g'_2 s_2 + \dots + g'_k s_k. \quad (11)$$

Die g' hängen nur von den Koeffizienten a ab.

Drücken wir also auf Grund der Nebenbedingungen (3) k bestimmte Variable durch die übrigen aus und ersetzen wir in (2) diese k Veränderlichen – soweit sie dort überhaupt vorkommen – durch die übrigen, so nimmt X nur dann ein Maximum an (wenn überhaupt), sofern diese verbliebenen n Variablen Null werden.

X in (11) geht dann über in

$$X^* = c + g'_1 s_1 + g'_2 s_2 + \dots + g'_k s_k. \quad (12)$$

Umgekehrt lassen sich aus (3) nach dem Nullsetzen die übrigen k Variablen ermitteln. Dadurch werden vernachlässigte Schlupfvariable und ihre Gleichungen wieder einbezogen. Sind allenfalls einzelne Lösungswerte darunter negativ, so ist dieses Lösungssystem zu streichen.

Wir können $\left(\binom{n+k}{n} - 1 \right)$ verschiedene derartige Lösungssysteme zu bilden versuchen; von den $\binom{n+k}{n}$ überhaupt möglichen Lösungen lassen wir diejenige weg, bei welcher x_1, x_2, \dots, x_n Null gesetzt sind.

Welche Bewandtnis hat es mit den so erzielten Maxima? Wie steht es mit dem «allergrössten» erreichbaren Wert von X ? Durch unser Vorgehen stellen wir vorerst nichts anderes fest, als dass X durch eine wohlbestimmte «verbliebene» Gruppe von $(n + 1)$ Veränderlichen $x'_1, x'_2, \dots, x'_n, x'_{n+1}$ erfasst werden kann, wobei diese Veränderlichen einer einzigen linearen Nebengleichung genügen. Unter den obwaltenden Umständen und für diese verbliebenen Veränderlichen erreicht zwar X ein Maximum auf die geschilderte Weise. Es handelt sich jedoch um einen bedingten Höchstwert – sofern es nicht gar ein unbrauchbarer ist, indem gewisse Veränderliche unter den $x_1, x_2, \dots, x_n, x_{n+k}$ negativ werden. Um bedingte Höchstwerte handelt es sich, weil der «Wettbewerb» nur unter einer Auswahl aller Veränderlichen ausgetragen wird. Von den übrigen wird nicht Notiz, deshalb auf sie auch keine Rücksicht genommen. In (11) gelten dabei die von den x' freien Glieder, die in (12) wieder auftauchen, als additive Konstante; sie bleiben daher ohne Einfluss. Das trifft jedoch nur solange zu, als man es mit ein und derselben restlichen Gruppe $x'_1, x'_2, \dots, x'_{n+1}$ zu tun hat. Geht man zu einer andern über, so fällt (12) anders aus. Das für die eine Gruppe gefundene Maximum sagt somit nichts aus über ein zweites, welches durch eine andere Variablen­gruppe entsteht.

Somit bleibt nichts anderes übrig, als die verschiedensten «falschen» verbliebenen Variablen­gruppen x'_1, x'_2, \dots, x'_n Null zu setzen. Eine unter allen muss die «richtige» sein, d. h. das «allergrösste» X hervorbringen. Dass es keinen Sinn hat, alle denkbaren Stationen anzulaufen, ist klar. In den weiteren Verfahrensschritten der Simplexmethode folgt man planmässigen Abkürzungen.

Noch einige Worte zum Fall, dass X an zwei oder mehr verschiedenen Stellen den nämlichen Höchstbetrag erreicht; er ist zwar durch unsere Bedingungen ausgeschlossen. Nehmen wir an, sie seien in dieser Hinsicht nicht erfüllt. Ein Maximum sei erreicht gemäss den Gleichungen (11) und (12); ein zweites, gleich hohes entstehe so, dass alle oder einige der x'_1, x'_2, \dots, x'_n von Null verschieden ausfallen; beispielsweise sei für dieses Maximum $x'_1 = A_1, x'_2 = A_2, \dots, x'_m = A_m$. Da (11) für jeden X -Wert gilt, haben wir für die beiden verschiedenen Fälle

$$X^* = r_1 A_1 + r_2 A_2 + \dots + r_m A_m + c + g'_1 s_1 + \dots + g'_k s_k = c + g'_1 s_1 + \dots + g'_k s_k.$$

Daraus folgt

$$r_1 A_1 + r_2 A_2 + \dots + r_m A_m = 0 \tag{13}$$

und desgleichen mit einem laufenden Parameter t

$$t(r_1 A_1 + \dots + r_m A_m) = t r_1 A_1 + \dots + t r_m A_m = 0. \quad (14)$$

Mit A_1, A_2, \dots, A_m sind mithin auch tA_1, tA_2, \dots, tA_m – bei Gleichbleiben der übrigen $(n+k-m)$ Stellen – maximierende Variablenwerte, mit beliebigem t .

Erweiterungen

Wir schliessen hier einige Gedanken an, die sich in bezug auf die Lockerung der einengenden Bedingungen aufdrängen:

1. Geht man die einzelnen Überlegungen durch, so zeigt sich, dass der allgemeinere Fall, wo zwar (1) weiterhin erfüllt werden soll, die ursprünglichen Veränderlichen jedoch beliebig nach unten beschränkt sind

$$x_1 \geq \alpha_1, x_2 \geq \alpha_2, \dots, x_n \geq \alpha_n; \quad x_{n+1} \geq 0, \dots, x_{n+k} \geq 0$$

sich zwanglos in die Gedankengänge einfügt. (5) und (6) werden etwas verallgemeinert, dasselbe gilt für (8) und (9).

X nimmt sein Maximum nur dort an, wo n bestimmte Variable ihre untere Grenze erreichen. Der Fall der Gleichheit zweier solcher Maxima ist nun jedoch nicht mehr so einfach auszuschliessen.

2. Statt der k Ungleichungen können zum Teil oder ausschliesslich lineare Gleichungen zwischen x_1, x_2, \dots, x_n vorkommen. Den Fall der Überbestimmtheit – mehr Nebengleichungen als insgesamt Veränderliche – schliessen wir aus. Die Gleichungen betrachten wir als Sonderfall von Ungleichungen, indem wir uns einseitig gerichtete Ungleichungen wie bisher hingeschrieben denken. Beim Ermitteln des Maximums von X sind schliesslich alle diejenigen Lösungssysteme zu meiden, bei denen die betreffenden Schlupfvariablen von Null verschieden sind.
3. Alle Überlegungen gelten durch sinngemässe Umkehrung der Bedingungen und Beziehungen auch für die Aufgabe, ein Minimum zu finden. Die Variablen unterliegen dabei im sinngemäss «übersetzten» Beweisgang nach wie vor der Bedingung, nichtnegativ zu sein. Die Schlupfvariablen haben jedoch die Koeffizienten -1 in den entsprechenden Gleichungen (3).

4. Wir brauchen, um die Überlegungen zu erweitern, nur daran zu denken, beispielsweise durch ein lineares Gleichungssystem eine umkehrbar eindeutige Zuordnung zwischen x_1, x_2, \dots, x_n einerseits und andern Veränderlichen y_1, y_2, \dots, y_n andererseits zu schaffen wie folgt:

$$\begin{aligned} x_1 &= b_{11} y_1 + b_{12} y_2 + \dots + b_{1n} y_n + h_1 \\ x_2 &= b_{21} y_1 + b_{22} y_2 + \dots + b_{2n} y_n + h_2 \\ &\vdots \\ x_n &= b_{n1} y_1 + b_{n2} y_2 + \dots + b_{nn} y_n + h_n. \end{aligned} \tag{15}$$

Dieser Zusammenhang sei hier nur angedeutet.

5. Sind die Veränderlichen x_1, x_2, \dots, x_n nach unten und nach oben beschränkt, so werden dadurch die Überlegungen eliminiert, welche für beliebig grosse Werte von ihnen gelten. Ob man dann vielleicht mit einer Kopplung von Überlegungen zum Maximum von X (für die Beschränkung der x nach unten) und solchen zum Minimum von $(-X)$ (für die Beschränkung der x nach oben) $\text{Max } X$ finden kann, ist als Problem noch offen. Gewiss: Bleiben die nach der Simplexmethode errechneten maximierenden bzw. minimierenden Werte für jedes x innerhalb seines zulässigen Bereiches, so ist die Aufgabe gelöst. Was aber, wenn das nicht zutrifft? Für diesen Fall reichen die hier geschilderten Überlegungen nicht aus.
6. Als allgemeines Kennzeichen des Haupttheorems darf wohl gelten, dass es beim Aufsuchen der Maximalstellen von X den Wertevorrat, bestehend aus einer einseitig beschränkten reellen Punktmenge im $(n+k)$ -dimensionalen Raum, so auszudehnen gestattet, dass schliesslich nur noch eine endliche Anzahl diskreter Punkte zu prüfen ist.

Literatur

- J. F. McCloskey / F. N. Trefethen*: Operations research for management, Baltimore 1956.
- W. Krelle*: Lineare Programmierung. Institut für Betriebswirtschaft an der Handelshochschule St. Gallen, 1956.

Summary

If n variables assumed to be either non-negative or non-positive, are connected in a system of inequalities with a certain degree of freedom, this system can be transformed into a system of equations by introducing k new variables. The principal theorem on linear programming states that for determining the extremum of any linear combination of the original variables, n of the $(n + k)$ variables must be set equal to zero. The author demonstrates the theorem by successive generalisation starting with $n = 2, k = 1$. Finally he discusses some specific generalisations.

Résumé

Si n variables, pouvant être seulement ou non-négatives ou non-positives, sont liées entre elles par un système de k inéquations dont le rang est inférieur à n , l'introduction de k nouvelles variables permet de transformer ce système en un système d'équations. En vertu du théorème principal de la programmation linéaire pour déterminer la valeur extrême d'une combinaison linéaire quelconque des variables originales, n des $(n + k)$ variables doivent être égales à zéro. L'auteur démontre le théorème par une généralisation progressive, en partant de $n = 2, k = 1$. Pour terminer il parle encore de généralisations déterminées.

Riassunto

Se n variabili, che possono essere soltanto o non-negative oppure non-positivo, sono legate fra di loro in un sistema di k disequazioni con un grado di libertà definito, questo sistema può essere trasformato, introducendo k nuove variabili, in un sistema di equazioni. Il teorema principale sulla programmazione lineare dice che, per riuscire a determinare il valore estremo di una qualsiasi combinazione lineare delle variabili originali, n delle $(n + k)$ variabili devono essere uguali a zero. L'autore dimostra il teorema con successiva generalizzazione, partendo da $n = 2, k = 1$. Infine commenta ancora determinate generalizzazioni.

