論文紹介

数理計画法

M6　0-1ナップサック問題の効率的な解法

R. M. Nauss.

Management Science **23**, 1, 1976, 27-31.

本論文では，大規模な0-1ナップサック問題の効率的な解法が提案されている．0-1変数 x_j の目的関数および資源制約条件式の係数を，それぞれ c_j, w_j とするとき，それらの比 c_j/w_j の値が相対的に大きな変数は，最適解 x^* において $x_j^*=1$ となる可能性が高く，逆にその比の値が相対的に小さな変数は $x_j^*=0$ となるであろうことは容易に想像できる．著者は，元問題にラグランジュ緩和法を適用して，このような推測が妥当である条件を導いている．すなわち，$v(\bar{P})$ をＬＰ緩和問題 $\bar{P}$ の目的関数の最適値，$\bar{\lambda}$ を $\bar{P}$ の資源制約式に対応する最適双対変数，z^* を元問題のある許容整数解に対する目的関数値とするとき，

$v(\bar{P})-c_j+\bar{\lambda}w_j \leq z^*$　ならば　$x_j^*=1$

$v(\bar{P})+c_j-\bar{\lambda}w_j \leq z^*$　ならば　$x_j^*=0$

が成立する．この性質により，あらかじめＬＰ緩和問題を解くだけで，多くの変数を0または1に最適に固定でき，残りの変数だけの縮小された0-1ナップサック問題を通常の分枝限定法で解ければよいことになる．200変数の問題がわずか数msで解けることが報告されている．

（鳩山由紀夫）

M7　スパースなグラフにおける最短経路を求めるアルゴリズム

D. B. Johnson.

J. A. C. M. **24**, 1, 1977, 1-13.

本論文は，比較的枝の数が少ない，スパースなグラフにおける最短経路を求めており，これまでに知られているアルゴリズムについても簡単に触れ，解析しているが，これら既知のどれよりも速く求まるアルゴリズムについて述べている．これは，ある種の優先順列ということと，枝集合分割というアルゴリズムを導入することによって可能となった．

各枝の重みが非負であるグラフの single source 問題に対して，その動作時間を評価すると $O(\min(n^{1+1/k}+e, (n+e)\log n))$ である．ただし，グラフは n 個の頂点，e 本の枝から成るものとし，k はある非負整数である．枝が密であるグラフについては $O(e)$ となる．枝の重みが非負という制限のつかないグラフの single source かつ all pairs 問題では $O(\min(n^{2+1/k}+ne, n^2\log n+ne\log n))$ となる．

（大竹政光，島田俊郎）

M8　l 個の互いに接しない線を含む閉路が存在する条件

C. Thomassen.

J. of Comb. Th. (*B*) **22**, 3, 1977, 279-280.

同巻の D. R. Woodall の結果をもとに G が $(\frac{3}{2}l-\frac{1}{2})$―連結の時に同じ結論がでると証明．

（坂内広蔵）

確率統計応用

P1　最良母集団を含む部分集合を選択する問題に対するベイジアンアプローチ

P. K. Goel & H. Rubin.

The Annals of Statistics **5**, 5, 1977, 969-983.

k 個の母集団 $\Pi_1,\cdots,\Pi_k$ のうち最良なものを含む部分集合選択の問題が考えられている．母集団 $\Pi_1,\cdots,\Pi_k$ には未知母数 $\theta_1,\cdots,\theta_k$ が対応しており，ここでは $\theta_{[k]}=\max\theta_i$ をもつ未知母集団を最良とする．独立な確率変数 $X_1,\cdots,X_k$ の密度関数は単調尤度比族に属し，θ の事前分布は交換可能で，損失関数は2つの要素の線形結合であると仮定されている．2つの要素とは部分集合の大きさと，最良母集団と選ばれた部分集合内の最良なものとの差である．

これらの仮定のもとにベイズ法則による決定を行なうものとすれば，たかだか $(k-1)$ 個の危険度を計算すればよいことが示されている．さらに，ベイズ危険度の差の上限，下限が与えられ，ベイズ法則のための計算量を減らすのに役立っている．また X_i が正規分布に従う場合についてのベイズ決定が詳細に議論されている．

（鎌倉稔成）

ソフトサイエンス

S6　加わる呼量変動の測定精度への影響

D. W. Hill.

Bell Syst. Tech. J. **56**, 4, 1977, 561-573.

回線数算出には，回線に加わる呼量とその分散係数の推定が必須である．本論文では，到着呼数，呼損呼数，運ばれる呼量を，1日の決まった時刻に，一定時間，数日間測定し，加わる呼量およびその変動係数を推定する際の，推定誤差について解析している．モデルの仮定はつぎのとおりである．

（i）到着過程は，再生過程である．

(ii) 保留時間は，指数分布に従う．

(iii) 日々の呼量変動は，独立なΓ分布に従う．

解析方法および結果を以下に示す．

1日の測定時間を$[0,t]$とし，n日間測定し，i日目の到着呼数，呼損呼数，運ばれた呼量をそれぞれ，$A_i(t)$，$O_i(t)$，$L_i(t)\,(i=1,\cdots,n)$とし，確率変数$\xi_{ij}\,(i=1,\cdots,n,\ j=1,2,3)$をつぎのように定義する．

$$\xi_{i1}=A_i(t)/t,\ \xi_{i2}=O_i(t)/t,\ \xi_{i3}=L_i(t)/t$$

$\tilde{\xi}=(\xi_{11},\xi_{12},\xi_{13},\xi_{21},\cdots,\xi_{n3})$の関数$g(\tilde{\xi})$により推定項目をあらわす（たとえば，加わる呼量の推定は，$g(\tilde{\xi})=\frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n}\xi_{i3}\Big/\left(1-\frac{\xi_{i2}}{\xi_{i1}}\right)$等）．

推定誤差の定量化は，$g(\tilde{\xi})$の分散で行なうが，分散の正確な解析は困難であり，近似法，数値計算法を駆使して，これを求めている．

おもな結論として(i)運ばれる呼量の測定間隔を100秒以下にとると，連続測定と同じ測定精度をあげることができる，(ii)加わる呼量の分散係数が大きくなるにつれて，推定誤差は急上昇する，(iii)日々の呼量変動が大きくなるにつれて，推定誤差は急上昇する，等があげられる．

（町原文明）

S7　米国の電話網における迂回拡大運用の最適化

R. B. Leipow.

The Western Electric Engineer **21**, 2, 1977, 16-25.

総括局間の基幹回線からあふれたトラヒックを他の総括局に迂回させる「迂回拡大」が米国の電話網では従来から事前計画にもとづいて各総括局で中央からの指令のもとで行なわれてきた．迂回拡大により通常のルーチングでは使用しない空き回線を利用してふくそう通話をそ通し，網のスループットを高めることができる．

この迂回拡大を迅速，的確に行なう目的で，好ましい迂回拡大ルートや経由局を網管理者に示し判断を補助するミニコンシステムがニュージャージー州ベッドミンスターにある全国網監視センターに新たに導入された．

システムの概要は以下のとおりである．

全国網監視センターでは全国12カ所の総括局の出ルートに関する全話中情報（全話中か否か）を12秒ごとにテレメトリを介して全国から受信している．

ミニコンは，この情報を使用して過去16回の走査情報の中で全話中の占める割合，全話中時間率を算出している．全話中時間率が呼損率を近似するものと考え，基幹回線の全話中時間率がある基準値より悪くなると迂回拡大を行なう．各ルートの全話中時間率と回線数から各ルートに加わる呼量を推定し，この推定値をもとに各種の迂回拡大を行なった場合を想定し各ルートの呼損率，運ぶ呼量を評価し迂回拡大を行なうに適したルート，経由局をディスプレイに表示する．その際「ぐるぐる回り」をチェックしており，かつ，迂回先局，回線が過負荷となると原因となる迂回拡大を解除し新たな迂回拡大案を表示する．

（篠原正明）

S8　健康の危機への一つの解決法

H. M. Sapolsky.

Policy Analysis **3**, 1, 1977, 115-121.

米国の保健は救急医療の評価と興味に関して大きな世論がある．予防，救急，長期療養等の関心の薄い分野やコストの統制を強化するために市場／統制戦略があるが2つとも成功してない．ここに一つの代案を提唱している．

S9　政策分析における費用の取扱い

G. E. Fisher.

Policy Analysis **3**, 1, 1977, 107-114.

費用分析を政策分析の道具として利用するためには，1.真の経済コストを表示することに真剣に取組み，2.在来見過ごしていた要素を再検討し，3.所得層の違いによる影響度の差に留意しなければいけないとした．

中距離航空輸送を例として利用．

（小林守信）

コンピュータとシミュレーション

C1　フロー・グラフのためのアルゴリズム

B. S. Baker.

J. A. C. M. **24**, 1, 1977, 98-120.

フロー・グラフを，if then else, repeat, break, next ステートメントなどの制御構造の組合せによって，変換するアルゴリズムについて述べたものであり，そのアルゴリズムは，while または until のような制御構造の異なった型を作成することによって拡張される．

このアルゴリズムにおいては，コードの複写やサブルーチンの作成，新しい変数の追加をすることはできないが，他の制御構造がプログラムの流れを描写できないときには，go to ステートメントが発生される．

アルゴリズムは，while, repeat, if then else ステートメントなどの構造を使用している FORTRAN プログラムを書き換えた STRUCT とよばれるプログラムによって実行される．この結果として，プログラムとして合理的でわかりやすい構造になっている．

（光成豊明，島田俊郎）