# 文献紹介

*Mathematics of OR* **1**, 1, 1976

**353　区分的に線形な方程式系の解**

B. C. Eaves & H. Scarf. 1—27.

有限個のコンパクトな凸多面体の和集合の上で定義され，変数の数が方程式の数より1だけ多い区分的に線形な方程式の解の性質を幾何学的に分析している．これは，不動点計画法，相補掃出し法をはじめとして，これに関係するすべての技法に対する統一的フレームワークを提供するものである．

**354　決められた直径，結合度と値をもつ最小のグラフ**

V. Klee & H. Quaife. 28—31.

値が $v$ 以上，もしくは直径が $d$ 以上のC—結合グラフの中でノードの数が最小なものを決定する問題があつかわれている．この問題は，たとえば通信ネットワークの信頼性をとりあつかう際にあらわれる．

**355　保守システムの理論：最初のシステム故障までの時間の分布**

R. E. Barlow & F. Proschan. 32—42.

修理可能な要素が単独にメインテナンスされるシステムの第1回目の故障までの時間の分布があつかわれている．修理可能な構成要素の故障が指数分布に従い，修理率が時間とともに減少し，また，修理不能な構成要素の故障率が増加するならば，第1回目のシステム故障までの時間の分布が，NBUとなることが示されている．

**356　協力ゲームのサブソルーションとスーパーコア**

A. E. Roth. 43—49

von Neumann-Morgenstern 解の一般化であるサブソルーションの概念を定義し，それがあらゆるゲームに対して存在することを示している．また，スーパーコアとよばれる特別なサブソルーションについても述べている．

**357　大域的最小値のバウンドを求めること**

L. J. Mancini & G. P. McCormick. 50—53.

コンパクトな凸集合上で，一意的な最小点が存在するための十分条件を調べている．また関数の値が，その大域的最小値よりどれだけ大きいかをあらわす式が与えられている．

**358　相補掃出しアルゴリズムの方向づけ理論**

M. J. Todd. 54—66.

一般化相補掃出しアルゴリズムにおけるオリエンテーション理論と，そのバイマトリックスゲーム，線形相補計画問題と不動点アルゴリズムへの応用をあつかっている．また，Lemke のアルゴリズムが線形相補計画問題を解くための十分条件で，これまで知られているものより弱い条件が与えられている．

**359　静的なチームコントロール問題のための級数解**

J. F. Rudge. 67—81.

静的なチームコントロール問題をヒルベルト空間の中で定式化し，infinite second guessing の概念を導入して，それがこの問題の分析に果たす役割について述べている．またコストが二次式で与えられるチームコントロール問題に対する級数解が求められている．

**360　標準型ゲームに対する仲裁モデル**

R. W. Rosenthal. 82—88.

標準型の2人協力ゲームにおいてプレーヤー2が何も行動を起こさないうちにプレーヤー1があるアクションをとれば何が起きるかを調べることによって，各プレーヤーの相対的な力を測定して，パレート最適点を得ようとするのがこの論文の特色である．

**361　抽象多面体上の長い単調なパス**

I. Apler & R. Saigal. 89—95.

ある種の線形計画問題を解くためには，きわめて多くの掃出しを行なわなくてはならないことが V. Klee らによって示されているが，本論文は同じような現象が抽象多面体上でも起こりうることを示している．

（今野　浩）

*Networks* **7**, 1, 1977

**362　通信ネットワーク設計問題に対する一般化上限法の適用**

C. J. McCallum, Jr. 1—24.

各回路の需要量を満足するような回路網の設計と（必要な場合の）回路容量の増加量を最小費用で決定するという最適化問題をあつかう．ここでは弧—鎖(arc-chain)型の線形計画法の定式化を行ない，Dantzig-Slyke の一般化上限法の適用によって効率的に解くことを試み，コンピュータによる計算結果も掲げてある．さらにはこの問題，手法に関する現在開発中のいくつかの拡張についても述べている．

**363　最適枝の探索**

R. E. Tarjan. 25—36.

Chu and Liu, Edmonds, Bock らはそれぞれ独立に有向グラフにおける最適枝探索の効率的なアルゴリズムを開発したが，ここでは同問題に対して $n$ 個の頂点，$m$ 本の弧から成るグラフでの $O(m \log n)$ なるアルゴリズムを提起する．さらに，密なグラフに対しては $O(n^2)$ なる改良アルゴリズムも提起する．また前述のアルゴリ


© 日本オペレーションズ・リサーチ学会．無断複写・複製・転載を禁ず．

ズムが，弧の存在に関して一様確率分布を仮定すると，$O(n(\log n)^2+m)$なる平均を有することも示す．

**364　直線の Steiner 木：特別な場合の効率的アルゴリズム**

A. V. Aho, M. R. Garey, 他．37—58.

平面上の点の集合Aに対する最小の直線 Steiner 木というのは，水平と垂直の2種の直線によってAのすべての点と交わる木のうち全長最短のものをいう．このような木を求める問題はプリント板上の回路配線問題に適用されるが，現在のところ実際的なアルゴリズムは知られていない．ここでは集合Aのすべての点が少数の平行線上にある場合，あるいは長方形の辺上にある場合という特別な場合に対して，Aの中の点の数に関して低次の多項式のオーダーの演算を必要とする2つのアルゴリズムを提起する．

**365　線形制約を有する容量制限型ネットワークフロー問題に対する主アルゴリズム**

S. Chen & R. Saigal. 59—80.

線形制約と各弧に対する上下限容量制約を有するネットワークフロー問題に対して，改訂シンプレックス法を変形したアルゴリズムを適用し，そのアルゴリズムに関する数学的展開，コンピュータによる計算結果を提示する．またこのアルゴリズムが，とくに大規模ネットワークに対しては，標準的な線形計画法のアルゴリズムより計算量を大幅に軽減できることも示す．

**366　ネットワーク最適化問題のための主—双対法と Out-of-Kilter アルゴリズムについて**

J. F. Shapiro. 81—88.

ネットワーク最適化問題のための2つの異なる主-双対法(Out-of-Kilter アルゴリズムを含む）を比較，対照させる．これらの2つの手法を結合したアルゴリズムも提案している．　（大山達雄）

*Networks* **7**, 2, 1977

**367　ネットワークの信頼度計算を簡単化するための変換**

A. Rosenthal & D. Frisque. 97—112.

現在知られているネットワークの2頂点間の連結確率を計算する方法では，そのネットワークの大きさに関して指数的に時間を要する．ここではネットワークの規模を小さくするために3端点の小ネットワークをY型ネットワークに変換し，さらに端点の次数を減らし，1本の弧に変換できるように直列化しようとするものである．

いままでの変換が近似的なもので，三角型に限定し完全端点であることを必要としていたのに対し，ここに掲げる変換は完全端点を有するいかなる3端点小ネットワークにも適用でき，外部の弧に連結する端点をも含むことができるものである．さらには有向弧を有するネットワークの変換や正の故障相関を消去する変換の方法も論じている．

**368　交通機関の路線決定のアルゴリズム**

B. L. Golden & T. L. Magnanti. 113—148.

ヒューリスティックなアルゴリズムでは大規模なデータセット上の計算操作が必要となるので，データ構造を効率化することによってアルゴリズムを改良することができる．ここでは交通機関の路線決定のためのヒューリスティックなアルゴリズムを考え，Clarke & Wright, Gillet & Miller, Tyagi の方法との比較を行ない，さらにその修正，拡張によって数百の需要点を有する問題を数秒で解いた例を示す．また多地点の路線決定のアルゴリズムの開発を行ない，10万部以上の販売部数を有する都市新聞の配送問題に適用した結果を例示する．

**369　確定的ネットワークの最適化問題：文献目録**

B. L. Golden & T. L. Magnanti. 149—184.

確定的ネットワークの最適化問題に関する文献約1000種類を13分野に分類し紹介している．分類は以下のようである．一般参考文献，最短径路問題その他，ネットワークの信頼度，単品種および多品種のフロー問題，交通均衡問題，マッチングと中国人郵便員問題，巡回セールスマン問題その他，最小拡木その他，ネットワーク上の設備配置問題，最適ネットワークの設計，アルゴリズム，複雑度理論，マトロイドとグラフ理論．

**370　ネットワーク連結における確率ブロック化問題**

F. R. K. Chung & F. K. Hwang. 185—192.

3段階線形グラフとは第1段階，第3段階がおのおの単一頂点 $u$, $v$ で第2段階がおのおのの頂点が $u$, $v$ と1つの弧で連結しているような $k$ 個の独立な頂点から成る．一般に$(2n+1)$段階線形グラフは，3段階線形グラフの2段階目の頂点を$(2n-1)$段階グラフで再帰的に置換することによって得られる．いま各弧は稼動，非稼動のいずれかの状態にあるとし，おのおのの弧の状態は相互に独立であるとする．また $i$ 段階と $i+1$ 段階の間の連結は $I_i$ なる確率で非稼動にあるとする．このとき頂点 $u$ と $v$ は，もし，いずれの弧も非稼動であるような $u$ と $v$ を連結する径路が存在すれば連結可能であるといい，このような径路が存在する確率を $P(u,v)$ であらわす．また$N(2n+1, k)$は中央の段階が $k$ 個の頂点から成るような$(2n+1)$段階グラフの集合をあらわすとする．

ここでは $N(2n+1,k)$ の大きさを決定し，さらにその中で最大あるいは最小の $P(u,v)$ を与えるものを示す．またこの結果がネットワーク連結の問題に適用できることも示す．　（大山達雄）


© 日本オペレーションズ・リサーチ学会．無断複写・複製・転載を禁ず．