欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

<招待概説論文>

有向グラフの自動描画法†

PETER EADES†† 杉山公造†††

ソフトウェア工学や情報工学において，基礎モデルとして有向グラフを用いることが多い．グラフィックスを持つワークステーションの高性能化や価格の低減化により，最近有向グラフを表示したり視的に操作したりするシステムがよく用いられるようになってきた．これらは，PERT システム，事象・関係ダイアグラム，visual language, desktop publishing, ソフトウェア工学システムなど広範囲の視覚化の問題に用いられている．

ところで，このような視覚化が有用であるか否かはグラフのレイアウトに依存する．「良い」レイアウトはユーザにとって大きな助けになるが，「まずい」レイアウトは混乱や過ちを導く．手作業によるレイアウトは，小さなグラフでない限り，時間が掛かり，かつあまり良い結果が得られない．したがって，有向グラフを理解や記憶が容易なように描くための自動描画アルゴリズムが重要となる．

本稿では，有向グラフの描画法に関し最新の研究結果をサーベイし，一般的な形で描画法の概要を示し，個々の方法をその実例として一般的方法のなかに位置づける．「良い」描画を得るための美的基準は最適問題のゴールとみなすことができ，一般的方法の各ステップはこれらの最適問題の一つを解くことによりその基準の一つを達成することを目指す．各々の最適問題の計算複雑性とそれらを解くためのツールの使用可能性について論じる．また，今後の研究として重要な問題を各ステップにおいて指摘する．

有向グラフの「良い」描画を得るためのアルゴリズムは，次のような四つのステップからなる．

（1） 有向グラフの非サイクル化のステップ

有向グラフが一定の流れの方向に従っていると理解が容易である．これは，大部分のアークが同一の方向に従っていると達成される．このステップは最小帰還アーク問題となるので，帰還アーク集合を求める発見的方法が重要となる．求められた帰還アーク集合の向きは一時的に逆向きにされる．効率的な発見的方法として，深さ優先探索法，greedy approach, divide and conquer approach を比較評価する．また特別なクラスのグラフに対する多項式時間アルゴリズムとして，Ramechandran のアルゴリズムや Frank のアルゴリズムについてふれる．

（2） 非サイクル有向グラフの階層化のステップ

ある一部分にノードが集中するとグラフの理解が困難になる．有向グラフをそのノードが一様に広がって配置されるような階層グラフを求めることをこのステップで行う．最も普通に用いられる最長パス階層化の利点と欠点を論じ，与えられた幅と高さに収まる階層化は NP-困難であることを示し，発見的方法として Coffman-Graham のアルゴリズムを示す．ダミーノードの数を最小にする階層化の方法として Gansner らのアルゴリズムについて述べる．

（3） 各階層におけるノードの順序付けのステップ

アークの交差はそれを見る人がアークをたどることを妨げる．このステップの目的は，アークの交差数を減らすように各階層においてノードの順序を決めることである．交差数はノードの順序だけで決まるからである．アークの交差数の最小化の問題は，二階層の場合でも NP 困難なことが証明されている．発見的方法として，layer-by-layer sweep 法 (heuristics として barycenter, median, swapping, これらの hybrid などが用いられる）を中心に述べる．

（4） ノードの位置決めのステップ

直線で表示されたアークを辿るのは容易であり，折れ曲がりがあるほど辿るのが困難になる．ダミーノードのところで線の折れ曲がりが生ずるのでこれをさけるように位置決めをする．二次計画法による方法，線形計画法による方法，layer-by-layer による方法を中

† How to Draw a Directed Graph by PETER EADES (University of Queensland) and KOZO SUGIYAMA (International Institute for Advanced Study of Social Information Science, Fujitsu Limited).

J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 424-437

†† クイーンズランド大学

††† 富士通(株)国際情報社会科学研究所

心に述べる．

最後に，将来の研究課題について述べるとともに，補遺において代表的な有向グラフの描画法に関し，それらの特徴が一目でわかるような一覧表としてまとめて示す．

欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

<招待概説論文>

鍵-鍵利用者の階層的表現機構の概説†

CHIN-CHEN CHANG

本論文は鍵-鍵利用者を階層的に表現する幾つかの手法について述べる．各機構に対して次の3つのことを述べる．（1）2つの利用者間の関係を決定するためのモデル，（2）鍵に対して要求される記憶容量，（3）鍵の構成法．鍵-鍵利用者の階層的表現法に共通する欠点も述べる．かなり進歩が見られるが，重要な問題も未解決のまま残っている．

† A Survey of Key-to-Key User Hierarchic Representation Mechanisms by CHIN-CHEN CHANG (Institute of Computer Science and Information Engineering, National Chung Cheng University).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 438-441

欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

<招待概説論文>

部分グラフ問題の複雑さに対する体系的なアプローチ†

宮　野　　悟††

本稿は部分グラフ問題について体系的手法でその計算量が示された諸結果についてのサーベイである．その方法は，個々に問題の計算量を解析するのではなく，問題のクラスに対して，そのクラスに属する問題のもつ計算量を同定するものである．これにより，単に求める部分グラフの性質を調べることでその計算量を知ることができる．ここでは，主に，部分グラフ問題として定式化できるノード除去問題と辺除去問題について解説する．

数千もの自然な形の NP 完全な問題が報告されている現在，これに新たに1つ NP 完全な問題をつけ加えることがどれほど重要であるかは問題である．このような状況での中では，非常に一般的な形で多くの問題に適用できるような NP 完全性定理は重要である．本論文ではまずこの方向で得られたいくつかの NP 完全性定理を紹介する．また，ノード除去問題および辺除去問題をシリーズパラレルグラフに制約すると，これらの問題を解く線形時間アルゴリズムを一様な方法で構成できる．さらに，グリーディアルゴリズムにより多項式時間で計算できる辞書式順序で最初の部分グラフ問題についての一般的なP完全性定理も紹介する．NP 完全性は多項式時間では解くことのできないことを見るために用いられたが，P完全な問題は効率のよい並列アルゴリズムをもたないことを納得するために重要である．また，一般的な Δ_2^p 完全性定理もある種の部分グラフ問題に対して成り立つことを見る．

† Systematized Approaches to the Complexity of Subgraph Problems by SATORU MIYANO (Research Institute of Fundamental Information Science, Faculty of Science, Kyushu University).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 442-448
†† 九州大学理学部基礎情報学研究施設

欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

<招待概説論文>

充足可能性問題に対するいくつかのアルゴリズムの平均時間解析の比較†

PAUL PURDOM

充足可能性問題を解くアルゴリズムはいくつも知られているが，それらの計算時間は，個々の例題に対して大きく異なる．本稿では5種類のアルゴリズムのランダムな例題に対する計算時間の理論的解析を概説し，その数値評価を行う．50 変数のランダムな例題に対して解探索空間の接点数を数値評価する．変化させるパラメータは，節の数とリテラルの出現確率である．結果はそれぞれのアルゴリズムの利点・欠点をよく表している．

† A Survey of Average Time Analyses of Satisfiability Algorithms by PAUL PURDOM (Department of Computer Science, Indiana University).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 449-455

欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

<論　　文>

重み付き長方形障害領域におけるマンハッタン距離での最短路†

C. D. YANG　T. H. CHEN　D. T. LEE

本論文では，重み付き障害領域におけるマンハッタン距離での最短路の問題について考える．障害物を完全に避けた経路のみ考えるのではなく，障害領域を余分に費用をかけて通り抜けることを許す．余分にかかる費用は，障害領域の重みにより表される．互いに交わらない重み付き長方形領域における2点間でのマンハッタン距離での最短路を求めることをめざす．平面走査アプローチと重み付き線分木というデータ構造を用いることにより，$O(n \log n)$ 時間，$O(n)$ 記憶領域で走るアルゴリズムを与える．ここで，n は長方形の数である．

† Shortest Rectilinear Paths among Weighted Rectangles by C. D. YANG, T. H. CHEN and D. T. LEE (Department of Electrical Engineering and Computer Science, Northwestern University).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 456-462

欧文誌掲載論文要約

<論　　文>

離散アルゴリズムと計算量特集

少ないアルファベット数の最長共通部分列を求める高速アルゴリズム†

FRANCIS Y. L. CHIN　　C. K. POON

アルファベット数 s で長さ m, $n \geqq m$ の2つの文字列が与えられたとき，最長共通部分列 (LCS) 問題は，両方の文字列から0個以上のシンボルを除くことにより得られる最長部分列を求めるものである．最初の $O(mn)$ 時間のアルゴリズムは，Hirschberg により1975年に与えられた．このアルゴリズムは，後に $O(ln)$ に修正された．ここで，l は2つの文字列間の LCS の長さである．Hunt, Szymanski により与えられた他の方法は，$O(r \log n)$ 時間かかる．ここで，$r \leqq mn$ は2つの文字列間のマッチする総数である．Apostolico と Guerra は，この2つのアプローチを組み合わせ，$O(m \log n + d \log(mn/d))$ のアルゴリズムを与えている．ここで，$d \leqq r$ は2つの文字列間の極大マッチ（極小候補）の数である．2つの文字列が似ているときに効率の良いアルゴリズムで，$O(n(m-1))$, $O(n(n-1))$ 時間それぞれかかるものが Nakatu ら，Myers により得られている．本論文では，この問題に対する新しいアルゴリズムを与える．本アルゴリズムは，LCS 問題にほぼ標準的な前処理を要し，$O(ns + \min\{ds, ln\})$ 時間，$O(ns + d)$ 記憶領域の複雑度をもつ．このアルゴリズムは，s（アルファベット数）が少ないときに特に効率的である．基本的なアルゴリズムで，異なる時間，領域計算量をもつものを得るために，異なったデータ構造を用いる．

† A Fast Algorithm for Computing Longest Common Subsequences of Small Alphabet Size by FRANCIS Y. L. CHIN and C. K. POON (Department of Computer Science, University of Hong Kong).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 463–469

欧文誌掲載論文要約

<論　　文>

離散アルゴリズムと計算量特集

動的最短路問題について†

CHIH-CHUNG LIN　　RUEI-CHUAN CHANG

本論文では，動的最短路問題を解くためのアルゴリズムを提案する．動的最短路問題とは，枝長の等しい有向グラフで次の2つの操作の任意の列を実行するものである：挿入操作（グラフに枝を挿入する），最短路検索（2点間の最短路をもしそれが存在すれば報告する）．$k \leqq n$ を最短路の枝数としたとき，各最短路検索の操作は $O(k)$ の時間ででき，$O(n^2)$ 個の挿入操作の任意の列を最悪でも $O(n^3 \log n)$ 時間で行える．さらに，このアルゴリズムは，最小費用路問題の費用減少操作を実行するのにも拡張でき，常に既存のアルゴリズムより少ない時間しか要しない．

† On the Dynamic Shortest Path Problem by CHIH-CHUNG LIN (Institute of Computer and Information Science, National Chiao Tung University) and RUEI-CHUAN CHANG (Institute of Information Science, Academia Sinica).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 470–476

欧文誌掲載論文要約

<論　　文>

離散アルゴリズムと計算量特集

コンスタントなリーフサイズをもつ1方向オールタネイティングマルチヘッド有限オートマトンの閉包性†

松野浩嗣†† 井上克司††† 高浪五男†††

筆者らは先に，コンスタントなリーフサイズをもつオールタネイティングマルチヘッド有限オートマトン（AMHFACL）を導入し，このオートマトンのいくつかの性質を調べた．リーフサイズは，直感的には，与えられた入力語を走査するときに並列に走るプロセッサ（オートマトン）の個数を意味する．AMHFACL は並列に走るプロセッサの個数が有限個に制限されているので，通常のオールタネイティングオートマトンよりも現実的な並列計算モデルであると考えられる．

本論文では，1方向 AMHFACL とコンスタントなリーフサイズをもつ1方向オールタネイティングシンプルマルチヘッド有限オートマトンの閉包性を，和集合，積集合，補集合，連接，クリーネ閉包，反転，ε フリー準同形写像の各演算について調べる．以下次の記法を用いる．

A (SP) k-HFA (s)：リーフサイズが s (≧1) に限定された1方向オールタネイティング（シンプル）k (≧1) ヘッド有限オートマトン

U (SP) k-HFA (s)：リーフサイズが s に限定されたユニバーサル状態のみをもつ1方向オールタネイティング（シンプル）k ヘッド有限オートマトン

さらに，$\mathcal{L}$[A k-HFA (s)] で A k-HFA (s) で受理される集合のクラスをあらわす．$\mathcal{L}$[ASP k-HFA(s)]，$\mathcal{L}$[U k-HFA (s)]，$\mathcal{L}$[USP k-HFA (s)] なども同様な意味である．

本論文で得られた主な結果は次のとおりである．

（1） 各 k≧2, s≧1 に対し，$\mathcal{L}$[A k-HFA (s)]，$\mathcal{L}$[ASP k-HFA (s)] は補集合および積集合に関して閉じていない．

（2） 各 k≧2, s≧1 に対し，$\mathcal{L}$[A k-HFA (s)]，$\mathcal{L}$[ASP k-HFA (s)] は和集合に関して閉じている．

（3） 各 k≧2, s≧1 に対し，$\mathcal{L}$[ASP k-HFA (s)] は連接およびクリーネ閉包に関して閉じていない．

（4） 各 k≧2, s≧1 に対し，$\mathcal{L}$[U k-HFA (s)] と $\mathcal{L}$[USP k-HFA (s)] は補集合，和集合，積集合，連接，クリーネ閉包，反転，ε フリー準同形写像に関して閉じていない．

† Closure Properties of Alternating One-Way Multihead Finite Automata with Constant Leaf-Sizes by HIROSHI MATSUNO (Oshima National College of Maritime Technology), KATSUSHI INOUE and ITSUO TAKANAMI (Faculty of Engineering, Yamaguchi University).

J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 477-485

†† 大島商船高等専門学校
††† 山口大学工学部

欧文誌掲載論文要約

離散アルゴリズムと計算量特集

＜論　文＞

平行移動のもとでの単調多角形包含問題†

JUI-SHANG CHIU　JIA-SHUNG WANG

多角形Iを他の多角形Eの中に平行移動して置けるかどうかを，すべての置き方を求めることなく判定する問題を考える．水平・垂直辺よりなる 2-凹多角形の場合には，$O(m+n+k\log^2 mn)$ のアルゴリズムを与える．ここで，mはIの辺数，nはEの辺数，kはスライドする回数である．最悪の場合，kは$O(mn)$である．すべての置き方を表す実行可能領域は$O(m^2n^2)$本の辺を持ち得るので，このアルゴリズムはすべての実行可能領域を求めるアルゴリズムより効率的である．単調多角形に対しても，$O(m+n+k\log m+t)$のアルゴリズムを与える．最悪の場合，tは$O(mn\alpha(mn)\log m)$である．ここで，$\alpha(\cdot)$はAckermann関数の逆関数である．

† Monotone Polygon Containment Problems under Translation by JUI-SHANG CHIU and JIA-SHUNG WANG (Institute of Computer Science, National Tsing Hua University).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 486–493

欧文誌掲載論文要約

＜論　文＞

知識テーブル—知識ベースにおける知識†

——知識利用機構への接近——

新　谷　虎　松††

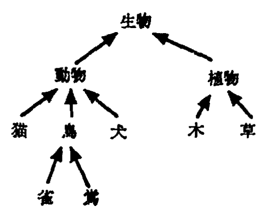
知識ベースにおける効率的な知識利用を実現するためには isa 関係，hasa 関係，およびデータ依存関係等の知識間の関係情報を効果的に表現・利用する必要がある．これら関係情報は，例えば，信念の翻意，暗黙値推論，および，階層的知識表現における多重継承等で本質的に用いられる情報である．しかしながら，一般的には，このような関係情報を大量に扱った場合，関係情報を管理・探索すること自体に多くの計算機資源が必要とされ，効率的な知識利用を達成することは困難になる．本論文は，このような知識ベースにおける関係情報を効率的に探索するための表現法として知識テーブルを提案し，Prolog を用いた実現法について論じる．

知識テーブルは，関係情報を表現する手段としてテーブル表現法とリスト表現法の利点を融合し，計算メカニズムとして論理ビット演算を用いることにより実現する．具体的には，知識テーブルは，その要素として次の関係タイプにより構成される数値リストを用いる．関係タイプには，(a)隣接関係を表す正整数1，(b)到達可能性を表す正整数2，(c)関係がないことを表す整数0がある．例えば，**図1**左で示すような isa 関係ネットワークは，図1右で示す知識テーブルにより表現される．

図1右におけるテーブルは Prolog で**図2**のような Prolog ファクトにより表現される．ここで，第二

† Knowledge Table: An Approach to Speeding up the Search for Relational Information in Knowledge Base by TORAMATSU SHINTANI (International Institute for Advanced Study of Social Information Science, FUJITSU LIMITED).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 494–505
†† 富士通(株)国際情報社会科学研究所

isa関係ネットワーク ←→ 知識テーブル



	生物	動物	植物	猫	鳥	犬	雀	鶯	木	草
生物										
動物	1									
植物	1									
猫	2	1								
鳥	2	1								
犬	2	1								
雀	2	2	0	0	1					
鶯	2	2	0	0	1					
木	2	0	1							
草	2	0	1							

図 1 知識テーブルの例
Fig. An example of a knowledge table.

```
isa_table(table_column,[living_thing, animal, plant, cat,
                bird, dog, sparrow, warbler, tree, bush] ).
isa_table(animal, [l] ).
isa_table(plant, [l] ).
isa_table(cat, [6] ).
isa_table(bird, [6] ).
isa_table(dog, [6] ).
isa_table(sparrow, [266].).
isa_table(warbler, [266] ).
isa_table(tree, [18] ).
isa_table(bush, [18] ).
```

図 2 知識テーブルの Prolog 表現
Fig. 2 A knowledge table using Prolog facts.

引数のリスト内の数字は知識テーブルの行要素を表し，列要素を２進数列として圧縮したものである．例えば，知識テーブルにおける第４行目の猫の列要素は“2100000000”であり，これは２進数列“00000000000000000110”で表すことができる．この２進数列は，知識テーブルの第１列を２進数列の第１，２桁(つまり，“10”であり，これは10進数の“2”である)で表現し，第２列は第３，４桁（つまり，“01”これは10進数の“1”である）で表現するといった繰り返しで得る（つまり，知識テーブルの一要素は２ビットを用いて表現される）．ここで，２進数列“00000000000000000110”は10進数６で表すことができ，この10進数がアサーションの第二引数のリストの中に現れる．

知識テーブルにおける基本的操作（関係の表現・利用）は，論理ビット演算を行うことにより達成される．例えば，Nビット目に１を立てるためには，マスクとして 2^{N-1} の整数と整数ビット論理和（∨）をとったものが求める２進数列となる．知識テーブルにおける基本操作は，２進数列の１ビット操作から２ビット操作へ拡張することにより実現される．知識テーブルにおけるビット操作により，関係情報の検索の際には非能率な縦型探索を回避した高速な関係情報検索が実現し，テーブル表現のみを用いた表現法に比べ，関係情報のための記憶容量を削減する．さらに，論理ビット演算を利用することにより，関係情報が構成する関係ネットワークにおけるループ構造を容易に発見することが可能になる．

欧文誌掲載論文要約

<論　文>

画像データベースにおける格納構造の評価†

関　根　純††

1. はじめに

画像の部分領域（エリア）を取り出すアクセス法はコンピュータマッピング，リモートセンシングなどの画像処理の応用分野で広く用いられ，これを可能とする画像データベースシステムが必要とされている．本論文ではこの実現のための重要な課題の一つである画像データの格納構造の設計指針を示す．

ここでの提案は，隣接するエリアを順次アクセスする場合を想定した従来のものと異なり，アクセスする

† Evaluation of Storage Structures in Image Database System by JUN SEKINE (NTT Communications and Information Processing Laboratories).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 506-513
†† NTT 情報通信処理研究所

位置があらかじめ予測できない場合を想定している．ディスク上の連続ページを一括して読み出すマルチページアクセス法を活かせる格納構造を提案し，それを I/O 時間で定量的に評価した．その結果，画像の大きさ，エリアの大きさと選択すべき格納構造との関係が明らかとなった．

2. 格納構造とその I/O 時間の評価

画像のデータ量は通常ディスクの一ページの容量より多いので，画像をタイルに分割しそのタイルごとにページを割り当ててデータを格納する．タイルの分割には，水平方向への分割 (RD) と，矩形のブロックへの分割 (BD) が考えられる．さらに BD は，マルチページアクセス法を活かすディスク上でのページの配置を考慮すると，タイルの水平方向の順にページを配置する BDRA と，タイルを矩形のブロックにグループ化し，それを単位として水平方向の順にページを配置する BDBA に分けられる．3種の格納構造を評価した結果以下が分かった．

（1） BDBA は BDRA より回転待ち時間が常に長いためエリアのアクセスに適さない．

（2） エリアの大きさがある定数以上なら RD，以下なら BDRA が優れている．この定数は画像の大きさと共に増加する．

（3） BDRA では，I/O 時間を最小とするページの大きさ Q が存在する．この Q は，画像の大きさと共に増加し，回転待ち時間とデータ転送時間の比で決まる定数値に収束する．

さらに BDRA については，不必要なデータを含めて連続するページを一括して読み出すことにより，必要なデータを含むページのみを別々に読み出すのに比べて回転待ち時間を減らすアクセス法が考えられる．評価の結果このアクセス法は，エリアの大きさが画像の大きさ，タイルの大きさなどで決まる定数値を越える時有効であることが分かった．

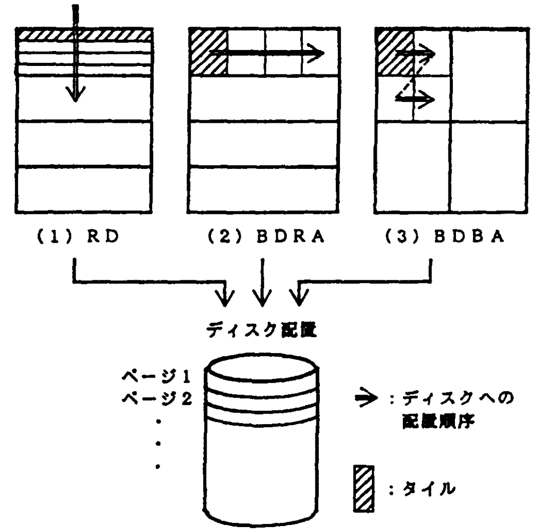


図 1 タイル分割とディスクへの配置順序

また，エリアの大きさが小さくとも複数のタイルにまたがる位置では I/O 回数が増える問題に着目し，タイルを重複することでこれを回避する BDRA の拡張を検討した．この格納構造は，データ量の重複による増加を代償として，エリアの大きさがタイルの大きさ以下の時に有効であることが分かった．

最後に以上の結果を元に，画像の大きさ，エリアの大きさを与えた時に格納構造とアクセス法を選択する指針を手順化して示した．

欧文誌掲載論文要約

<論　文>

ある多点反復関数に対する到達可能な収束位数について†

村上　隆彦††

1変数非線形方程式

$$f(x)=0 \tag{1.1}$$

の数値解を求めるのに，反復法

$$x_{n+1}=\phi(x_n), \qquad n=0,1,2,\cdots$$

がよく用いられる．このとき，ϕ を反復関数という．

さて，(1.1)の解 s について

$$\phi(x)-s \sim O(x-s)^p$$

が成り立つとき，反復関数 ϕ の収束位数は p であるという．

一般によく知られているように，ニュートン関数を μ とおくとき，合成関数 $\mu\circ\mu$ は収束位数4の反復関数で，$\mu\circ\mu(x)$ には $f(x)$, $f(x-h)$, $f'(x)$, $f'(x-h)$ が含まれている．また，JIP Vol. 2 (1979) pp. 146-148 で $f(x)$, $f(x-h)$, $f'(x)$, $f'(x+\beta h)$ (β：パラメータ）を含む収束位数5の反復関数を求めた．

本論文では，まず最初に次のような反復関数を扱う：

$$\phi(x)=x-hR(X,Y) \tag{1.2}$$

ただし

$$h=\frac{f(x)}{f'(x)},\quad X=\frac{f(x+\alpha h)}{f(x)},$$

$$Y=\frac{f'(x+\beta h+\gamma hX)}{f'(x)},\quad R(\xi,\eta)$$

は ξ，η の関数で，α，β，γ はパラメータとする．(1.2)において，パラメータ α，β，γ と関数 $R(\xi,\eta)$ を適当に定めるとき，反復関数 ϕ の到達可能な収束位数は7になることを示す．

さらに，次のような2種類の反復関数について考える：

$$\phi(x)=x-hG(Y) \tag{1.3}$$

ただし

$$Y=\frac{f'(x+\beta h)}{f'(x)},\quad G(\eta)$$

は η の関数で，β はパラメータとする．また，

$$\lambda(x)=x-hF(X) \tag{1.4}$$

ただし

$$X=\frac{f(x+\alpha h)}{f(x)},\quad F(\xi)$$

は ξ の関数で，α はパラメータとする．

(1.3), (1.4)において，パラメータ α，β および関数 $G(\eta)$, $F(\xi)$ を適当に定めると，反復関数 $\psi(x)$, $\lambda(x)$ の到達可能な収束位数はいずれも4になることを示す．

† On the Attainable Order of Convergence for Some Multipoint Iteration Functions by TAKAHIKO MURAKAMI (Department of Mathematics, Kobe University of Mercantile Marine).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 514-521
†† 神戸商船大学数学教室

欧文誌掲載論文要約

<論　文>

プログラム変換による関数型 Knuth-Morris-Pratt アルゴリズムの導出†

武市正人†† 赤間陽二††

本論文は，Knuth-Morris-Pratt アルゴリズムに対する関数プログラムをプログラム変換によって素朴なアルゴリズムから導出する方法を述べ，効率のよいメモ化（memo-ization）の実現法も示している．変換法の考え方は簡単ではあるが新しい手法を提示している．その方法は，関数プログラミングに特有のものであり，高階関数の部分適用とデータ構造を用いたメモ化を使っている．部分適用は手続き型プログラミングにおける最適化手法である事前計算（precomputation）に対応しており，メモ化は手間のかかる重複計算を表索引に置き換える方法に類似している．変換の基礎となるいくつかの関係については数学的な証明を与えている．

† Deriving a Functional Knuth-Morris-Pratt Algorithm by Transformation by MASATO TAKEICHI and YOJI AKAMA (Department of Mathematical Engineering and Information Physics, Faculty of Engineering, University of Tokyo).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 522-528
†† 東京大学工学部計数工学科

欧文誌掲載論文要約

<ショートノート>

演繹データベースにおける問合せ変換の一原理†

佐々木建昭†† 福井義成†††
鈴木正幸†† 佐藤三久††††

演繹データベースにおける上昇評価法の性能改良を図るために問合せ変換（ルール書き換え）を行う方法がいくつか提案されている．本論文では問合せ変換の基礎を検討し，その一原理である節置換を提案しその応用について論じる．まず，問合せ変換の役割を考察し，データベースの最小モデルを変更するが解は保存する目標等価変換の概念を導入する．また目標等価変換のうち外延データベースの変更を行わないものをホーン節変換と呼ぶ．上昇評価法では最小モデルの計算を行うので，モデルの大きさを変えることにより計算量を減少させ，処理の効率化を図ることができる．

次により小さな最小モデルを得る方法を論じ，節置換と呼ぶ概念的手続きを提案する．節置換はデータベース中の節集合をデータベースの論理的帰結である節の集合に置き換える変換である．節置換により最小モデルが小さくなるので，論理的帰結の節を適当に選ぶことにより，等価変換を得ることができる．論理的

† Proposal of a Scheme for Linking Different Computer Languages—from the Viewpoint of Algebraic-Numeric Computation— by TATEAKI SASAKI (Institute of Physical and Chemical Research), YOSHINARI FUKUI (Total Information & Systems Division, Toshiba Corporation), MASAYUKI SUZUKI (Institute of Physical and Chemical Research) and MITSUHISA SATOU (Department of Information Science, Faculty of Science, University of Tokyo).
J. of Info. Processing, Vol. 13, No. 4 (1990), pp. 529-533
†† 理化学研究所
††† (株)東芝総合情報システム部
†††† 東京大学理学部情報科学科

帰結を得る基礎手続きとしては，一階述語論理において導出や包摂などが知られている．これらの手続きを用いて節置換を行うことによりいくつかの変換手続きを得ることができる．このような変換の例として部分評価によるホーン節変換（HCT/P）や，代入によるホーン節変換（HCT/S），制約述語によるホーン節変換（HCT/R）がある．

HCT/P は導出を用いて節置換を行う変換手続きである．本変換は論理プログラムにおける部分評価アルゴリズムの一種である．HCT/P によりルール中の述語の一部を削除し問合せを簡単化することができる．

HCT/S は変数への具象項の代入を行いルールを特殊化することにより論理的帰結を求め節置換を行う変換である．代入は包摂の特別な場合である．HCT/S により，目標中の定数をルールに伝播し効率化を図ることができる．HCT/S は関係データベースにおける問合せや演繹データベースにおける推移閉包問合せに対する選択演算の分配の一般化に相当する．

包摂には代入によるもののほかに部分式による包摂がある．部分式による包摂によって節置換を行う変換が HCT/R である．HCT/R では制約述語と呼ぶ新しい述語を導入し変換を行う．HCT/R では新しい述語を導入するので変換後の最小モデルは元のモデルの部分集合にはならないが，HCT/S では効果のないような場合でも目標中の定数を利用した効率化を行うことができる．HCT/R はマジック集合法の一般化に相当する．

節置換の概念により，異なった各種の変換を統一的に扱うとともにそれらの一般化を行うことができる．最後にこれらの HCT によるルールの変化の仕方を比較することにより，単一の変換によっては十分な効率化が図れない場合のあることを論じ，これらを組み合わせた変換がより有効であることを示す．