

30. Workshop
Komplexitätstheorie, Datenstrukturen und
effiziente Algorithmen

H. Noltemeier S. O. Krumke

Report No. 152

29. Oktober 1996

Department of Computer Science, University of Würzburg
Am Hubland, D-97074 Würzburg, Germany
Tel.: +49 931 888 5054, Fax: +49 931 888 4600
Email: {noltemei,krumke}@informatik.uni-wuerzburg.de

Programm

- Ab 8⁴⁵** Registratur
9⁰⁰ Kaffee
9²⁵ Begrüßung
- 9³⁰** Heribert Vollmer
Eine Beobachtung zur Berechnungsstärke quasipolynomieller Schaltkreise
- 9⁵⁵** Edith Hemaspaandra, Lane A. Hemaspaandra, Harald Hempel
A Downward Translation in the Polynomial Hierarchy
- 10²⁰** Martin Kreidler, Detlef Seese
Wälder und Monadic NP
- 10⁴⁵–11⁰⁰** Pause
- 11⁰⁰** Thomas Schwentick
Algebraic and Logical Characterizations of Deterministic Linear Time Classes
- 11²⁵** Klaus-Hilmar Sprenger
Some Hierarchies of Primitive Recursive Functions on Term Algebras
- 11⁵⁰** C. Burnikel, R. Fleischer, K. Mehlhorn, S. Schirra
Eine Separationsschranke für Wurzel­ausdrücke
- 12¹⁵–13³⁰** Mittagspause
- 13³⁰** Klaus Jansen
Approximation results for the optimum cost chromatic partition problem
- 13⁵⁵** S. O. Krumke, H. Noltemeier, K. U. Drangmeister, M. V. Marathe, S. S. Ravi
Modifying Edges of a Network to Obtain Short Subgraphs
- 14²⁰** Anja Hamacher
Baumzerlegungen unter Nebenbedingungen
- 14⁴⁵–15⁰⁰** Pause
- 15⁰⁰** Oliver Karch
Zum Lokalisationsproblem für Roboter
- 15²⁵** Elias Dahlhaus
Wie man Gauss-Eliminations-Heuristiken mit dem Minimalen Eliminationsordnungsalgorithmus von Rose, Tarjan und Lueker mischen kann
- 15⁵⁰–16⁰⁵** Pause

-
- 16⁰⁵** Bernd Borchert, Lane A. Hemaspaandra, Jörg Rothe
Powers-of-Two Acceptance Suffices for Equivalence and Bounded Ambiguity Problems
- 16³⁰** Arfst Nickelsen
Das Inklusionsproblem für \mathcal{D} -Verboseness-Klassen
- 16⁵⁵** Artur Czumaj, Willy-B. Strothmann
 Δ -Spanning Trees
- 17²⁰** Alfons Avermidding, Manfred Kunde, Andre Osterloh
Efficient Sorting on the Multi-Mesh by Distributing Information
- 17⁴⁵** Ende des Workshops

Eine Beobachtung zur Berechnungsstärke quasipolynomieller Schaltkreise

HERIBERT VOLLMER

Theoretische Informatik

Universität Würzburg

Am Exerzierplatz 3

97072 Würzburg

Email: vollmer@informatik.uni-wuerzburg.de

Es ist seit längerem bekannt, wie sich Gleichheiten von Schaltkreisklassen (konstanter Tiefe und polynomieller Größe) ausnutzen lassen, um relativierbare Gleichheiten von Polynomialzeitklassen zu beweisen. Wir untersuchen Schaltkreise quasipolynomieller Größe und setzen diese mittels des Konzepts der Blattsprachdefinierbarkeit in Beziehung zu Polynomialzeitklassen. Dies erlaubt es uns, die *Äquivalenz* von Zusammenfallen von Schaltkreisklassen mit dem relativierbaren Zusammenfallen von Polynomialzeitklassen zu beweisen. Wir zeigen beispielsweise, daß threshold-Schaltkreise mit unbeschränktem fan-in, konstanter Tiefe und quasipolynomieller Größe genau dann durch logarithmisch tiefe Schaltkreise quasi polynomieller Größe mit beschränktem fan-in simuliert werden können, wenn relativ zu allen Orakeln die Counting-Hierarchie auf PSPACE kollabiert.

Als zweites untersuchen wir das Zusammenfallen bestimmter Uniformitätsbedingungen für Schaltkreise. Wir zeigen, daß dies äquivalent ist mit dem (unrelativierten) Zusammenfallen bestimmter Polynomialzeitklassen.

A Downward Translation in the Polynomial Hierarchy

EDITH HEMASPAANDRA¹

Dep. of Computer Science
Le Moyne College
Syracuse, NY 13214, USA

Email: edith@bamboo.lemoyne.edu

LANE A. HEMASPAANDRA²

Dep. of Computer Science
University of Rochester
Rochester, NY 14627, USA

Email: lane@cs.rochester.edu

HARALD HEMPEL³

Inst. für Informatik
Friedrich-Schiller-Universität Jena
07743 Jena, Germany

Email: hempel@mipool.uni-jena.de

Downward translation (a.k.a. upward separation) refers to cases where the equality of two larger classes implies the equality of two smaller classes. We provide the first unqualified downward translation result completely within the polynomial hierarchy. In particular, we prove that, for $k > 2$,

$$\mathsf{P}^{\Sigma_k^{\mathsf{P}}[1]} = \mathsf{P}^{\Sigma_k^{\mathsf{P}}[2]} \iff \Sigma_k^{\mathsf{P}} = \Pi_k^{\mathsf{P}},$$

where the “[1]” (respectively, “[2]”) denotes that at most one query is (respectively, two queries are) allowed. We also extend this to obtain a more general downward translation result.

¹Supported in part by grant NSF-INT-9513368/DAAD-315-PRO-fo-ab. Work done in part while visiting Friedrich-Schiller-Universität Jena.

²Supported in part by grants NSF-CCR-9322513 and NSF-INT-9513368/DAAD-315-PRO-fo-ab. Work done in part while visiting Friedrich-Schiller-Universität Jena.

³Supported in part by grant NSF-INT-9513368/DAAD-315-PRO-fo-ab.

Wälder und Monadic NP

MARTIN KREIDLER DETLEF SEESE

Universität Karlsruhe, Institut AIFB

D-76128 Karlsruhe

Email: {mkr, seese}@aifb.uni-karlsruhe.de

Die Komplexitätsklasse NP beinhaltet nach Fagins Resultat genau die Probleme, die in existentieller Logik 2. Stufe formuliert werden können. Solange die P-NP Frage ungelöst ist, liefert die Logik einen Ansatz, die *Feinstruktur* dieser beiden Klassen näher zu ergründen. Betrachtet man nur die Probleme, die in *Monadischer existentieller Logik 2. Stufe* ausgedrückt werden können, so erhält man die "künstliche" Komplexitätsklasse *Monadic NP*, analog *Monadic co-NP* (durch universelle Logik 2. Stufe erfaßt).

Die Eigenschaft eines Graphen, zusammenhängend zu sein, ist in *Monadic co-NP*, jedoch nicht in *Monadic NP*. Fagin, Stockmeyer und Vardi [2] stellten die Frage, ob Zusammenhang in *Monadic NP* erweitert um eine zusätzliche (built-in) Relation und zeigten, daß es nicht in *Monadic NP* erweitert um eine built-in Relation mit $\text{Grad} \in \log n^{o(1)}$ ist. Schwentick [3] verstärkte das Resultat, daß Zusammenhang auch nicht in *Monadic NP*, erweitert um eine built-in Relation von $\text{Grad} \in n^{o(1)}$ ist.

Ein neuer Ansatz ist, built-in Relationen zu betrachten, die weder grad-beschränkt, noch bis auf Isomorphie festgelegt sind. Wir zeigen folgendes Resultat:

Theorem: *Zusammenhang ist nicht in Monadic NP, erweitert um eine built-in Relation, die ein schlichter, ungerichteter Wald ist.*

Als Beweis geben wir eine Gewinnstrategie für den Duplicator im \uparrow -Runden, c -Farben Ajtai-Fagin Ehrenfeucht-Fraïssé Spiel [1] an.

Mehrere leichte Verstärkungen des Resultats werden noch angegeben.

Literatur

- [1] M. Ajtai, R. Fagin: *Reachability is harder for directed than for undirected finite graphs*, Journal of Symbolic Logic, 55 (1), 1990, pp. 113-150.
- [2] R. Fagin, L. Stockmeyer, and M. Vardi: *On Monadic NP vs. Monadic co-NP*, In Proceedings of the 8th Annual IEEE Conference on Structure in Complexity Theory, 1993, pp. 19-30.
- [3] T. Schwentick: *Graph connectivity, monadic NP and built-in relations of moderate degree*, In Proc. 22nd Int. Colloq. on Automata, Languages and Programming, 1995, pp. 405-416.

Algebraic and Logical Characterizations of Deterministic Linear Time Classes

THOMAS SCHWENTICK

Universität Mainz

Email: tick@informatik.uni-mainz.de

Although *deterministic linear time* is a frequently used notion in the theory of algorithms it still doesn't have a universally accepted formalization in terms of a complexity class. This is because what can be computed in deterministic linear time strongly depends on the computational model and the representation of the input. For graphs, as an example, it turns out that algorithms that are usually considered as linear time require the input graph to be represented by adjacency lists. This representation can be easily translated into a representation of a graph G by a finite structure: the elements are the vertices and edges of G and the adjacency lists of G are encoded by two unary functions, in a natural way. Hence finite structures with unary functions might be a reasonable input representation for deterministic linear time algorithms.

Grandjean invented a similar kind of input representation for functions of binary strings. He views a string x of length n as a sequence x_0, \dots, x_m of words of size $\theta(\log n)$. He interprets every single word as a number and therefore gets a representation of x , via $f(i) := x_i$, as a unary function on $\{0, \dots, m\}$.

Grandjean introduced the complexity class DLIN that can be defined as the class of functions on finite structures (with a unary function) that are computable by a Random Access Machine, which has addition as only arithmetic operation, uses only numbers of linear size in the size of the input structure and needs at most linearly many computation steps under the uniform cost measure. He showed that DLIN contains most ("all?") problems that are usually regarded as linear-time.

DLINEAR is defined similarly, but it allows numbers of polynomial size.

Grandjean also defined the nondeterministic counterparts NLIN and NLINEAR of these classes and showed that NLIN=NLINEAR is the class of problems that can be characterized by logical formulas of the form $\exists f_1, \dots, f_k \forall x \varphi$, where the f_i are unary function symbols and φ is a quantifier-free formula. From this logical characterization, he derived natural complete problems for NLIN under $\text{DTIME}(n)$ -reductions.

He stated as open questions to find a complete problem for DLIN and a logical characterization of DLIN.

The contributions of the present paper are as follows. We invent a recursion scheme for unary functions that allows composition of functions and simultaneous recursion with the operations iteration, addition, case distinction, bounded composition and bounded search. By varying the power of the bounded search operation we obtain three complexity classes, $\mathcal{F}_0, \mathcal{F}_1, \mathcal{F}_2$, for which we can show:

$$\text{DTIME}(n) \subseteq \mathcal{F}_0 \subseteq \text{DLIN} = \mathcal{F}_1 \subseteq \text{DLINEAR} = \mathcal{F}_2.$$

Here, $\text{DTIME}(n)$ is the class of functions that are computable by a deterministic multi-tape Turing machine in linear time.

From these results we derive logical characterizations of DLIN and DLINEAR and complete problems for DLIN and DLINEAR.

Some Hierarchies of Primitive Recursive Functions on Term Algebras

KLAUS-HILMAR SPRENGER

Theoretische Informatik, Universität Siegen
D-57068 Siegen

Email: hilmar@informatik.uni-siegen.de

We generalize the Grzegorzcyk hierarchy $\{E_n\}_{n \geq 0}$ on natural numbers and Weihrauch's Grzegorzcyk hierarchy $\{E_n^k\}_{n \geq 0}$ on words over an alphabet of size $k \geq 1$ to Grzegorzcyk hierarchies on arbitrary term algebras. By a term algebra \mathcal{T}^σ we mean the set of terms generated by a set of finitely many function symbols with at least one of arity 0 and ≥ 1 .

As there is a canonical notion of (simultaneous) primitive recursion for functions on arbitrary term algebras \mathcal{T}^σ , the hierarchies of (simultaneous) recursion number classes $\{R_n^\sigma\}_{n \geq 0}$ ($\{S_n^\sigma\}_{n \geq 0}$) on \mathcal{T}^σ are immediately given to us.

Terms can be considered both as words (e.g. in prefix representation) and trees (of their derivations); the measures of length and height of a term induce quasiorderings on \mathcal{T}^σ , which are appropriate to define two notions of bounded primitive recursion. Using Döpke's work and the observation that there is a canonical, purely iteratively defined sequence of Ackermann functions on binary trees, we arrive at the definition of corresponding Grzegorzcyk hierarchies $\{L_n^\sigma\}_{n \geq 1}$ and $\{H_n^\sigma\}_{n \geq 0}$. We can show that both hierarchies coincide for all (super)elementary classes (i.e. for $n \geq 3$), and even the well-known theorem " $R_n = S_n = E_{n+1}$ for all $n \geq 2$ " of Schwichtenberg and Müller can be transferred to both $\{L_n^\sigma\}$ and $\{H_n^\sigma\}$ accordingly. However, the latter hierarchies are incomparable in the subelementary cases. So which of them is the "best generalization" of $\{E_n\}$ and $\{E_n^k\}$?

On the one hand, the inclusion properties between $\{E_n^k\}$, $\{R_n^k\}$, and $\{S_n^k\}$ (essentially) transfer to $\{H_n^\sigma\}$, $\{R_n^\sigma\}$, and $\{S_n^\sigma\}$, while they do not transfer to $\{L_n^\sigma\}$ for $n = 1, 2$, accordingly.

On the other hand, the L_n^σ -hierarchy turns out to be (almost) computationally equivalent to Weihrauch's hierarchy E_n^k , and hence to Turing machine complexity classes. Especially L_2^σ is equivalent to polynomial time computability, and provides a notion of *feasible term algebra functions (and predicates)*. Thereby several natural functions like *length*(t), *equal*(s, t), *treeunion*(s, t) can easily be shown to be efficiently computable, while this is not the case within the H_n^σ -hierarchy. Additionally, some properties of $\{E_n\}$ and $\{E_n^k\}$ carry over to $\{L_n^\sigma\}$, for example: L_{n+1}^σ is universal for L_n^σ for all $n \geq 2$.

So we can conclude that – from its computational contents – $\{L_n^\sigma\}$ is the better generalization of $\{E_n^k\}$ than $\{H_n^\sigma\}$ is.

This talk summarizes results of the author's PhD thesis.

Eine Separationsschranke für Wurzelausdrücke

C. BURNIKEL R. FLEISCHER K. MEHLHORN S. SCHIRRA

Max-Planck-Institut für Informatik
66123 Saarbrücken

Email: {burnikel, rudolf, mehlhorn, stschirr}@mpi-sb.mpg.de

Wir betrachten arithmetische Ausdrücke über den Operatoren $+$, $-$, $*$, $/$ und $\sqrt{}$ mit ganzzahligen Operanden. Für einen Ausdruck E ist eine *Separationsschranke* $\text{sep}(E)$ eine positive reelle Zahl mit der Eigenschaft, daß aus $E \neq 0$ folgt $|E| \geq \text{sep}(E)$. Wir stellen hier eine neue Separationsschranke vor [1], die einfach zu berechnen und besser als bisher bekannte Separationsschranken ist [2, 4]. Mit Hilfe von Separationsschranken kann man exakte Arithmetik simulieren; dies ist insbesondere für die korrekte Implementierung geometrischer Algorithmen wichtig, die oft anfällig für Rundungsfehler sind. Wir haben unsere neue Schranke im LEDA [3] Datentyp **real** implementiert und damit gegenüber den Schranken von Canny oder Mignotte deutlich bessere Ergebnisse erzielt.

Für divisionsfreie Ausdrücke ersetzt man in E einfach alle Minuszeichen durch Pluszeichen; hat dieser umgeformte Ausdruck den Wert val und enthält er insgesamt k verschiedene Wurzeln, dann ist die Separationsschranke gegeben durch

$$\text{Sep}(E) = \text{val}^{1-2^k}.$$

Für Ausdrücke mit Division wird die Schranke geringfügig komplizierter.

Literatur

- [1] C. Burnikel, R. Fleischer, K. Mehlhorn, und S. Schirra. A strong and easily computable separation bound for arithmetic expressions involving square roots. In *Proceedings of the 8th ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA'97)*, 1997. Akzeptiert.
- [2] J.F. Canny. *The Complexity of Robot Motion Planning*. The MIT Press, 1987.
- [3] K. Mehlhorn and S. Näher. LEDA: A platform for combinatorial and geometric computing. *Communications of the ACM*, 38(1):96–102, 1995.
- [4] M. Mignotte. *Mathematics for Computer Algebra*. Springer Verlag, 1992.

Approximation results for the optimum cost chromatic partition problem

KLAUS JANSEN

Fachbereich IV - Mathematik, Universität Trier

54 286 Trier, Germany

Email: jansen@dm3.uni-trier.de

In this talk, we give an overview about the optimum cost chromatic partition (OCCP) problem for several graph classes. The OCCP problem is the problem of coloring the vertices of a graph such that adjacent vertices get different colors and that the total coloring costs are minimum. Alternatively, the OCCP problem can be formulated as follows: Given a graph $G = (V, E)$ with n vertices and a sequence of coloring costs (k_1, \dots, k_n) , find a partition into independent sets U_1, \dots, U_s with $s \leq n$ such that the costs $\sum_{c=1}^s k_c \cdot |U_c|$ are minimum.

The OCCP problem introduced by Supowit corresponds to a VLSI layout problem. A net is a group of two terminals (e.g. points on a circle or points on two opposite parallel lines) that need to be electrically connected. A routing segment is a line that connects two terminals of a net. Given a netlist and an associated cost value for each layer, the objective is to partition the net list and place them on different layers in such a way that routing segments do not cross on the same layer and that the total costs are minimum. Therefore, this layout problem is equivalent to the OCCP problem (restricted e.g. to circle graphs or to permutation graphs).

Another application is given by Kroon, Sen, Deng and Roy. The OCCP problem for interval graphs is equivalent to the Fixed Interval Scheduling Problem (FISP) with machine dependent processing costs. In this scheduling problem each job $j \in J$ must be executed during a given time interval (s_j, f_j) . We assume that a sufficient number of machines is available and that each job must be executed by one of the machines. If job j is executed by machine m , then the associated processing costs are k_m . The objective is to find a feasible schedule for all jobs with minimum total processing costs.

We prove several approximation results for the OCCP problem restricted to bipartite, chordal, comparability, interval, permutation, split and unimodular graphs. We prove that there exists no polynomial approximation algorithm with ratio $\mathcal{O}(|V|^{0.5-\epsilon})$ for the OCCP problem restricted to bipartite and interval graphs, unless $P = NP$. Furthermore, we propose approximation algorithms with ratio $\mathcal{O}(|V|^{0.5})$ for bipartite, interval and unimodular graphs. Finally, we prove that there exists no polynomial approximation algorithm with ratio $\mathcal{O}(|V|^{1-\epsilon})$ for the OCCP problem restricted to split, chordal, permutation and comparability graphs, unless $P = NP$.

Modifying Edges of a Network to Obtain Short Subgraphs

S. O. KRUMKE H. NOLTEMEIER K. U. DRANGMEISTER

Lehrstuhl für Informatik I

Universität Würzburg

Am Hubland, 97074 Würzburg

Email: {krumke, noltemei, drangmei}@informatik.uni-wuerzburg.de

M. V. MARATHE

S. S. RAVI

Los Alamos National Laboratory

Department of Computer Science

P.O. Box 1663, MS K990

University at Albany – SUNY

Los Alamos, NM 87545, USA

Albany, NY 12222, USA

Email: madhav@c3.lanl.gov

Email: ravi@cs.albany.edu

The talk considers problems of the following type: We are given an edge weighted graph $G = (V, E)$. It is assumed that each edge e of the given network has an associated function c_e that specifies the cost of shortening the edge by a given amount and that there is a budget B on the total reduction cost. The goal is to develop a reduction strategy satisfying the budget constraint so that the total length of a minimum spanning tree in the modified network is the smallest possible over all reduction strategies that obey the budget constraint.

We show that in general the problem of computing an optimal reduction strategy for modifying the network as above is NP-hard even for simple classes of graphs and linear functions c_e . We present the first polynomial time approximation algorithms for the problem, where the cost functions c_e are allowed to be taken from a broad class of functions. We also present improved approximation algorithms for the class of treewidth-bounded graphs when the cost functions are linear. Our results can be extended to obtain approximation algorithms for more general network design problems specified by submodular functions such as those considered in [1].

Literatur

- [1] M. W. Goemans and D. P. Williamson, *A general approximation technique for constrained forest problems*, Proceedings of the 3rd Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA'92), January 1992, pp. 307–316. To appear in *SIAM Journal on Computing*.
- [2] S. O. Krumke, H. Noltemeier, S. S. Ravi, M. V. Marathe and K. U. Drangmeister, *Modifying networks to obtain low cost trees*, in Proceedings of the 22nd International Workshop on Graph-Theoretic Concepts in Computer Science, Cadenabbia, Italy, Lecture Notes in Computer Science, June 1996.

Baumzerlegung unter Nebenbedingungen

ANJA HAMACHER

Zentrum für Paralleles Rechnen

Universität zu Köln

Weyertal 80

D-50931 Köln

Email: hamacher@zpr.uni-koeln.de

Problemstellungen, die sich mit der Partitionierung von Graphen in Teilgraphen mit bestimmten Eigenschaften beschäftigen, tauchen in vielen Variationen auf. Dieser Vortrag behandelt die Zerlegung eines Baumes mit mehreren Gewichtsfunktionen in Teilbäume, wobei obere Schranken die Summe der Gewichtsfunktionen in jedem Teilbaum beschränken. Das Problem der Baumzerlegung entspricht der Bestimmung einer minimalen Menge von Kanten, die aus dem Baum herausgenommen werden. Die so entstehenden Teilbäume müssen gültig sein, d.h. die Summe ihrer Knotengewichte muß für jede Gewichtsfunktion unterhalb der vorgegebenen Schranke bleiben.

Für Bäume mit beschränktem Knotengrad, aber beliebig vielen Gewichtsfunktionen wird die NP-Vollständigkeit durch Reduktion auf das 3-dimensionale Matching-Problem gezeigt. Bei einer konstanten Anzahl von Gewichtsfunktionen (> 2) kann eine Reduktion auf das multidimensionale Knapsack-Problem vorgenommen werden. Auch diese Problemklasse ist somit NP-vollständig, kann jedoch mit pseudo-polynomiellen Ansätzen gelöst werden.

Ein dynamischer Programmierungsansatz für eine konstante Anzahl von Gewichtsfunktionen wird im weiteren vorgestellt. Um auch in der Praxis „gute“ Lösungen effizient berechnen zu können wurde ein Greedy-Algorithmus entwickelt. Der Spezialfall für zwei Gewichtsfunktionen kann in polynomieller Zeit optimal gelöst werden. Der angegebene Algorithmus ist nicht nur von theoretischem Interesse, da die Laufzeiten auch für den praktischen Einsatz tauglich sind.

Der Vortrag endet mit der Vorstellung eines Praxisprojektes aus dem Bereich Tourenplanung, in dem die Aufteilung der Kunden auf Touren mit Hilfe des Baumzerlegungsansatzes vorgenommen wird.

Zum Lokalisationsproblem für Roboter

OLIVER KARCH¹ HARTMUT NOLTEMEIER

Lehrstuhl für Informatik I

Universität Würzburg

Am Hubland, 97074 Würzburg

Email: {karch,noltemei}@informatik.uni-wuerzburg.de

Wir untersuchen die erste Phase des *Lokalisationsproblems für Roboter*: Für ein gegebenes Kartenpolygon \mathcal{P} und ein sternförmiges Polygon \mathcal{V} sind alle Punkte aus \mathcal{P} zu bestimmen, deren Sichtbarkeitspolygon gleich \mathcal{V} ist.

In [1] beschreiben Guibas, Motwani und Raghavan ein Verfahren (mit Preprocessing-Aufwand $\mathcal{O}(n^4 r)$ für Kartenpolygone *ohne Löcher*), so daß eine solche Lokalisationsanfrage mit bestmöglichem Zeitbedarf von $\mathcal{O}(m + \log n + A)$ beantwortet werden kann. Hierbei bezeichnen m und n die Eckenzahlen von \mathcal{V} und \mathcal{P} , r ist die Anzahl der Reflex-Ecken (d.h. mit Innenwinkel $> 180^\circ$) des Kartenpolygons \mathcal{P} und A ist die Größe der Ausgabe, d.h. die Zahl der gefundenen Punkte.

Wir zeigen, daß die Komplexitätsschranke für das Preprocessing zu $\mathcal{O}(n^2 r \cdot (n + r^2))$ verschärft werden kann. Dies hat Auswirkungen, falls die Zahl r der Reflex-Ecken klein gegenüber der Zahl n der Gesamtecken des Kartenpolygons ist.

Literatur

- [1] L. J. Guibas, R. Motwani, and P. Raghavan, *The Robot Localization Problem*, Algorithmic Foundations of Robotics (K. Goldberg, D. Halperin, J.-C. Latombe, and R. Wilson, Hrsg.), A K Peters, 1995, S. 269–282.

¹Gefördert von der Deutschen Forschungsgemeinschaft (DFG), Projektnr. No 88/14-1 im DFG-Schwerpunktprogramm "Effiziente Algorithmen für diskrete Probleme und ihre Anwendungen".

Wie man Gauss-Eliminations-Heuristiken mit dem Minimalen Eliminationsordnungsalgorithmus von Rose, Tarjan und Lueker mischen kann

ELIAS DAHLHAUS

Email: dahlhaus@math.tu-berlin.de

Wenn man Gauss-Elimination auf eine symmetrische Matrix an der Diagonale entlang ausführt, möchte man die Nulleinträge, die Nichtnulleinträge werden, minimieren. Dies kann in das graphentheoretische Problem übersetzt werden, für gegebenen Graphen $G = (V, E)$ eine Ordnung zu finden, so dass alle grösseren Nachbarn eines jeden Knoten paarweise benachbart gemacht werden und die Anzahl der neuen Kanten (Fill-in-Kanten) minimiert wird.

Dieses Problem ist NP-vollständig [4].

Man kann aber in $\mathcal{O}(nm)$ Zeit eine Ordnung finden, so dass die Menge der Fill-in-Kanten bezüglich der Teilmengenbeziehung minimal ist [3]. Man kann aber keine Aussagen machen, wie weit diese Lösung von der optimalen Lösung entfernt ist.

Eine in der Praxis bewährte Methode ist die Minimalgradheuristik, wie sie in [2] beschrieben ist (wähle Knoten mit kleinstem Grad als nächsts kleinsten Knoten aus und mache die nicht nummerierten Nachbarn paarweise benachbart).

Es scheint sinnvoll, zuerst die Minimalgradheuristik anzuwenden und danach eine Ordnung herauszufinden, so dass die Menge der Fill-in-Kanten bezüglich der Teilmengenbeziehung minimal ist und eine Teilmenge der Fill-in-Kanten ist, die durch die Minimalgradheuristik erzeugt werden.

Auch dies kann in $\mathcal{O}(nm)$ Zeit ausgeführt werden. Dies ist eine Verbesserung des Algorithmus' von [1].

Literatur

- [1] J. Blair, P. Heggernes, J.A. Telle, Making an Arbitrary Filled Graph Minimal by Removing Fill Edges, to appear at SWAT.
- [2] A. George, J.W.-H. Liu, *Computer Solution of Large Sparse Positive Definite Systems*, Prentice Hall Inc., Englewood Cliffs, NJ, 1981.
- [3] D. Rose, R. Tarjan, G. Lueker, *Algorithmic Aspects on Vertex Elimination on Graphs*, SIAM Journal on Computing 5 (1976), pp. 266-283.
- [4] M. Yannakakis, Computing the Minimum Fill-in is NP-complete, *SIAM Journal on Algebraic and Discrete Methods* 2 (1981), pp. 77-79.

Powers-of-Two Acceptance Suffices for Equivalence and Bounded Ambiguity Problems

BERND BORCHERT

Universität Heidelberg

Email: bb@math.uni-heidelberg.de

LANE A. HEMASPAANDRA

University of Rochester

Email: lane@cs.rochester.edu

JÖRG ROTHE

Friedrich-Schiller-Universität Jena

Email: rothe@mipool.uni-jena.de

We study EP, the subclass of NP consisting of those languages accepted by NP machines that when they accept always have a number of accepting paths that is a power of two. We show that the boolean negation equivalence problem for OBDDs (ordered binary decision diagrams) and the interchange equivalence problem for 2-dags are in EP. We also show that the boolean negation equivalence problem for circuits is in EP^{NP} , thus tightening the existing NP^{NP} upper bound. We show that FewP, bounded ambiguity polynomial time, is contained in EP, a result that seems incomparable with the previous SPP upper bound. Finally, we show that EP can be viewed as the promise-class analog of $C=P$.

Das Inklusionsproblem für \mathcal{D} -Verboseness-Klassen

ARFST NICKELSEN

Technische Universität Berlin

Fachbereich Informatik

10623 Berlin

Email: nicke@cs.tu-berlin.de

Auch wenn eine Sprache A nicht in P ist, läßt sich eventuell eine gewisse Information über die charakteristische Funktion von A in Polynomialzeit gewinnen. Man betrachtet n -Tupel (x_1, \dots, x_n) von Worten als Eingabe und berechnet eine Teilinformation über $\chi_A(x_1, \dots, x_n)$; d.h. man schließt einige der im Prinzip möglichen 2^n Werte für $\chi_A(x_1, \dots, x_n)$ aus. Je nachdem, an welcher Teilinformation man interessiert ist, führt dies zu verschiedenen Komplexitätsklassen wie der der p -selektiven Mengen, der cheatable Mengen oder der leicht zählbaren Mengen. Auch die Konzepte der Frequency computation und der Multiselektivität fallen unter diesen Ansatz. Für die formale Definition betrachten wir die Ausgabe der Maschine als Menge von bitstrings, die den charakteristischen string der Eingabe enthält. Eine Komplexitätsklasse ist dann definiert durch die Liste der zulässigen Antworten, die den jeweiligen Maschinen zur Verfügung stehen.

Definition 0.1 Sei $n \geq 1$. Sei $\mathcal{D} = \{D_1, \dots, D_l\}$ eine Familie von Mengen von bitstrings, so daß für jedes $i \in \{1, \dots, l\}$ gilt $D_i \subseteq \{0, 1\}^n$.

Eine Sprache A heißt *polynomiell \mathcal{D} -verbose* (d.h. *geschwätzig, redselig*) gdw es eine deterministische polynomiell zeitbeschränkte Turingmaschine gibt, die für jede Eingabe (x_1, \dots, x_n) ein $i \in \{1, \dots, l\}$ ausgibt, sodaß $\chi_A(x_1, \dots, x_n) \in D_i$.

Da verschiedene \mathcal{D} die gleiche Klasse definieren können, werden Normalformen eingeführt, so daß zwei Familien \mathcal{D}_1 und \mathcal{D}_2 genau dann die gleiche Klasse definieren, wenn ihre Normalformen übereinstimmen. Das Inklusionsproblem für die Komplexitätsklassen wird auf eine rein kombinatorische Frage bzgl. der zugrundeliegenden Familien von Stringmengen reduziert. Es werden Algorithmen angegeben, die zu gegebenem \mathcal{D} die Normalform berechnen, und zu gegebenen \mathcal{D}_1 und \mathcal{D}_2 entscheiden, ob für die zugehörigen Klassen Inklusion vorliegt oder nicht. Für Tupellänge $n = 2$ wird eine Übersicht über die Klassen, die die obige Definition liefert, gegeben. Die Fragen werden auch behandelt für die Variante, bei der als Eingabe nur Tupel (x_1, \dots, x_n) paarweise verschiedener Wörter betrachtet werden.

Δ -Spanning Trees¹

ARTUR CZUMAJ WILLY-B. STROTHMANN

Heinz Nixdorf Institute and Department of Computer Science

University of Paderborn

D-33095 Paderborn, Germany

Email: {artur,willy}@uni-paderborn.de

Given a connected graph G , let a Δ_T -spanning tree of G be a spanning tree of G of maximum degree Δ_T . It is well known that for each $\Delta_T \geq 2$ the problem of deciding whether a connected graph has a Δ_T -spanning tree is NP-complete. In our talk we investigate this problem when additionally connectivity and maximum degree of the graph are given. A complete characterization of this problem for 2- and 3-connected graphs is provided.

We first prove that the hamiltonian path (cycle) problem is NP-complete for k -connected k -regular graphs, if $k > 2$. This fully characterizes the case $\Delta_T = 2$.

Let $\Delta_T \geq 3$. We prove that every k -connected graph of maximum degree $k(\Delta_T - 2) + 2$ has a Δ_T -spanning tree. Moreover such a spanning tree can be found in polynomial time. On the other hand we prove that deciding whether a k -connected graph of maximum degree $k(\Delta_T - 2) + 3$ has a Δ_T -spanning tree is NP-complete, provided $k \leq 3$. For arbitrary $k \geq 3$ we show that verifying whether a k -connected graph of maximum degree $k(\Delta_T - 1)$ has a Δ_T -spanning tree is NP-complete.

Our results can be also applied to planar graphs. We show that it is NP-complete to decide whether a k -connected planar graph of maximum degree Δ_G has a Δ_T -spanning tree for $k = 1$ and $\Delta_G > \Delta_T \geq 2$, for $k = 2$ and $\Delta_G > 2(\Delta_T - 1) \geq 2$, and for $k = 3$ and $\Delta_G > \Delta_T = 2$. On the other hand we show how to find in polynomial time a Δ_T -spanning tree for all other parameters of k , Δ_G , and Δ_T .

¹Partially supported by EU ESPRIT Long Term Research Project 20244 (ALCOM-IT), DFG Leibniz Grant Me872/6-1, and DFG Project "Effiziente Algorithmen für diskrete Probleme und ihre Anwendungen" Me872/7-1.

Efficient Sorting on the Multi-Mesh by Distributing Information

ALFONS AVERMIDDIG

MANFRED KUNDE

ANDRE OSTERLOH

TU Ilmenau

Postfach 10 05 65

D-98684 Ilmenau

Email: {aaver,kunde,osterloh}@theoinf.tu-ilmenau.de

We present sorting algorithms on the multi-mesh which was recently introduced in [1]. The multi-mesh is a 4-dimensional torus like architecture with n^4 nodes and a constant degree of only 4, whereas the degree of the 4-dimensional torus with n^4 nodes is 8. The network consists of n^2 meshes of size $n \times n$ which are connected by the free marginal links of the meshes.

We use the so called half-MIMD model (uniaxial). Best of recently known algorithms to sort n^4 elements on the multi-mesh take $50n + o(n)$ steps [2]. Here, we present an algorithm which improves this number of steps to $40n + o(n)$. It is open whether this bound can be improved. The algorithm is based on a sorting technique using interchange of data between the $n \times n$ submeshes to distribute information uniformly, an approach which is similar to an all-to-all mapping.

Further we show how to handle $h-h$ problems on the multi-mesh, where each processor contains h elements initially and finally.

Literatur

- [1] D. Das and B.P. Sinha, "Multi-Mesh - An efficient topology for parallel processing", Proc. 9th International Parallel Processing Symposium, Santa Barbara, USA, pp. 17-21, 1995
- [2] M. De, D. Das, M.Gosh, B. P. Sinha, "An Efficient Sorting Algorithm on the Multi-Mesh Network", Proceedings of the International Conference on High-Performance Computing, New Delhi, pp 707-712, 1995

Preprint-Reihe
Institut für Informatik
Universität Würzburg

Verantwortlich: Die Vorstände des Institutes für Informatik.

- [100] U. Hertrampf, H. Vollmer und K. W. Wagner. *On the Power of Number-Theoretic Operations with Respect to Counting*. Januar 1995.
- [101] O. Rose. *Statistical Properties of MPEG Video Traffic and their Impact on Traffic Modeling in ATM Systems*. Februar 1995.
- [102] M. Mittler und R. Müller. *Moment Approximation in Product Form Queueing Networks*. Februar 1995.
- [103] D. Rooß und K. W. Wagner. *On the Power of Bio-Computers*. Februar 1995.
- [104] N. Gerlich und M. Tangemann. *Towards a Channel Allocation Scheme for SDMA-based Mobile Communication Systems*. Februar 1995.
- [105] A. Schömig und M. Kahnt. *Vergleich zweier Analysemethoden zur Leistungsbewertung von Kanban Systemen*. Februar 1995.
- [106] M. Mittler, M. Purm und O. Gühr. *Set Management: Synchronization of Prefabricated Parts before Assembly*. März 1995.
- [107] A. Schömig und M. Mittler. *Autocorrelation of Cycle Times in Semiconductor Manufacturing Systems*. März 1995.
- [108] A. Schömig und M. Kahnt. *Performance Modelling of Pull Manufacturing Systems with Batch Servers and Assembly-like Structure*. März 1995.
- [109] M. Mittler, N. Gerlich und A. Schömig. *Reducing the Variance of Cycle Times in Semiconductor Manufacturing Systems*. April 1995.
- [110] A. Schömig und M. Kahnt. *A note on the Application of Marie's Method for Queueing Networks with Batch Servers*. April 1995.
- [111] F. Puppe, M. Daniel und G. Seidel. *Qualifizierende Arbeitsgestaltung mit tutoriellen Expertensystemen für technische Diagnoseaufgaben*. April 1995.
- [112] G. Buntrock, und G. Niemann. *Weak Growing Context-Sensitive Grammars*. Mai 1995.
- [113] J. García and M. Ritter. *Determination of Traffic Parameters for VPs Carrying Delay-Sensitive Traffic*. Mai 1995.
- [114] M. Ritter. *Steady-State Analysis of the Rate-Based Congestion Control Mechanism for ABR Services in ATM Networks*. Mai 1995.
- [115] H. Graefe. *Konzepte für ein zuverlässiges Message-Passing-System auf der Basis von UDP*. Mai 1995.

-
- [116] A. Schömig und H. Rau. *A Petri Net Approach for the Performance Analysis of Business Processes*. Mai 1995.
 - [117] K. Verbarg. *Approximate Center Points in Dense Point Sets*. Mai 1995.
 - [118] K. Tutschku. *Recurrent Multilayer Perceptrons for Identification and Control: The Road to Applications*. Juni 1995.
 - [119] U. Rhein-Desel. *Eine „Übersicht“ über medizinische Informationssysteme: Krankenhausinformationssysteme, Patientenaktensysteme und Kritisysteme*. Juli 1995.
 - [120] O. Rose. *Simple and Efficient Models for Variable Bit Rate MPEG Video Traffic*. Juli 1995.
 - [121] A. Schömig. *On Transfer Blocking and Minimal Blocking in Serial Manufacturing Systems — The Impact of Buffer Allocation*. Juli 1995.
 - [122] Th. Fritsch, K. Tutschku und K. Leibnitz. *Field Strength Prediction by Ray-Tracing for Adaptive Base Station Positioning in Mobile Communication Networks*. August 1995.
 - [123] R. V. Book, H. Vollmer und K. W. Wagner. *On Type-2 Probabilistic Quantifiers*. August 1995.
 - [124] M. Mittler, N. Gerlich, A. Schömig. *On Cycle Times and Interdeparture Times in Semiconductor Manufacturing*. September 1995.
 - [125] J. Wolff von Gudenberg. *Hardware Support for Interval Arithmetic - Extended Version*. Oktober 1995.
 - [126] M. Mittler, T. Ono-Tesfaye, A. Schömig. *On the Approximation of Higher Moments in Open and Closed Fork/Join Primitives with Limited Buffers*. November 1995.
 - [127] M. Mittler, C. Kern. *Discrete-Time Approximation of the Machine Repairman Model with Generally Distributed Failure, Repair, and Walking Times*. November 1995.
 - [128] N. Gerlich. *A Toolkit of Octave Functions for Discrete-Time Analysis of Queuing Systems*. Dezember 1995.
 - [129] M. Ritter. *Network Buffer Requirements of the Rate-Based Control Mechanism for ABR Services*. Dezember 1995.
 - [130] M. Wolfrath. *Results on Fat Objects with a Low Intersection Proportion*. Dezember 1995.
 - [131] S. O. Krumke and J. Valenta. *Finding Tree-2-Spanners*. Dezember 1995.
 - [132] U. Hafner. *Asymmetric Coding in (m)-WFA Image Compression*. Dezember 1995.
 - [133] M. Ritter. *Analysis of a Rate-Based Control Policy with Delayed Feedback and Variable Bandwidth Availability*. January 1996.
 - [134] K. Tutschku and K. Leibnitz. *Fast Ray-Tracing for Field Strength Prediction in Cellular Mobile Network Planning*. January 1996.

-
- [135] K. Verbarq and A. Hensel. *Hierarchical Motion Planning Using a Spatial Index*. January 1996.
 - [136] Y. Luo. *Distributed Implementation of PROLOG on Workstation Clusters*. February 1996.
 - [137] O. Rose. *Estimation of the Hurst Parameter of Long-Range Dependent Time Series*. February 1996.
 - [138] J. Albert, F. Räther, K. Patzner, J. Schoof, J. Zimmer. *Concepts For Optimizing Sinter Processes Using Evolutionary Algorithms*. February 1996.
 - [139] O. Karch. *A Sharper Complexity Bound for the Robot Localization Problem*. June 1996.
 - [140] H. Vollmer. *A Note on the Power of Quasipolynomial Size Circuits*. June 1996.
 - [141] M. Mittler. *Two-Moment Analysis of Alternative Tool Models with Random Breakdowns*. July 1996.
 - [142] P. Tran-Gia, M. Mandjes. *Modeling of customer retrial phenomenon in cellular mobile networks*. July 1996.
 - [143] P. Tran-Gia, N. Gerlich. *Impact of Customer Clustering on Mobile Network Performance*. July 1996.
 - [144] M. Mandjes, K. Tutschku. *Efficient call handling procedures in cellular mobile networks*. July 1996.
 - [145] N. Gerlich, P. Tran-Gia, K. Elsayed. *Performance Analysis of Link Carrying Capacity in CDMA Systems*. July 1996.
 - [146] K. Leibnitz, K. Tutschku, U. Rothaug. *Künstliche Neuronale Netze für die Wegoptimierung in ATG Leiterplattentestern*. Juli 1996.
 - [147] M. Ritter. *Congestion Detection Methods and their Impact on the Performance of the ABR Flow Control Mechanism*. August 1996.
 - [148] H. Baier Saip, K.W. Wagner. *The Analytic Polynomial Time Hierarchy*. September 1996.
 - [149] H. Vollmer, K.W. Wagner. *Measure One Results in Computational Complexity Theory*. September 1996.
 - [150] O. Rose. *Discrete-time Analysis of a Finite Buffer with VBR MPEG Video Traffic Input*. September 1996.
 - [151] N. Vicari, P. Tran-Gia. *A Numerical Analysis of the Geo/D/N Queueing System*. September 1996.
 - [152] H. Noltemeier, S.O. Krumke. *30. Workshop Komplexitätstheorie, Datenstrukturen und effiziente Algorithmen*. Oktober 1996.