

架空名義操作不可能な経路選択オークションメカニズムの提案

False-Name-Proof mechanisms for Path Auction

齋藤 恭昌*¹
Yasumasa Saito岩崎 敦*¹
Atsushi Iwasaki横尾 真*¹
Makoto YokooDavid Kempe*²Mahyar Salek*²*¹九州大学大学院システム情報科学府

Graduate School of ISEE, Kyushu University

*²Department of Computer Science, University of Southern California

This paper develops a new false-name proof mechanism for path auction called Reserve-Cost (RC) mechanism. In a path auction, each agent is assumed to own one or more edges of a graph and the auctioneer is trying to purchase a path by conducting an auction. Many recent works focus on designing truthful auction mechanisms, where revealing true costs is the best interest of agents. However, if we assume the auctioneer does not have enough knowledge about participants, we must consider the possibility of a new type of fraud, in which one agent uses multiple identifiers. The fraud is called false-name behavior. In this paper, we introduce two models of false-name behavior in path auction. We propose the RC mechanism that is false-name proof for both models, and compare (through simulation) its performance with a traditional mechanism.

1. 序論

多様な嗜好を持つ集団の中から商品やサービスを購入する取引にオークションが用いられることが多い。近年、オークションの研究が計算機科学, 人工知能など幅広い分野で盛んになっており, とくに組合せオークション [Crampton 06] に関する研究に注目が集まっている。よく知られている一度に一つの財を販売するオークション方式に対し, 組合せオークションでは複数種類の財の組合せに対する入札を受け付けて, 複数の財を一度に販売することができる。これにより, エージェント(オークション入札者)の組合せに対する選考を考慮することができ, エージェントの効用およびオークシニア(オークション主催者)の利得を増加することが可能となる。

組合せによって価値が変わる問題のひとつに経路選択問題 [Archer 02, Elkind 04, Karlin 05] が挙げられる。エージェントはグラフのエッジ(要素)を所有し, エッジを使用する際に生じるコストをオークシニアに申告する。この入札よりオークシニアはグラフ上のある二点間の経路を選択する。トラックの経路, 天然ガスのパイプライン, ネットワークの回線要領割り当てなどに経路選択問題が適用可能である。

オークションメカニズムに望まれる性質の一つとして戦略的操作不可能性がある。戦略的操作不可能性とは, コストを正直に申告することが支配戦略(他の入札者の戦略に関わらず自己の利得を最大化する戦略)になることをいう。顕示原理により, 戦略的操作不可能なメカニズムのみを考慮の対象としても一般性は失われないことが示されている [Mas-Colell 95]。

しかし, 戦略的操作不可能な状況において, 架空名義操作と呼ばれる新たな不正行為の可能性が指摘されている [Yokoo 01, Yokoo 04]。架空名義操作とは複数の名義を用いて入札することで, 利得を不正に増加させたり, 本来は得られなかった利得を得る行為を指す。架空名義操作不可能なメカニズムに関しては, 通常の, 売手が一人で買手が多数のオークションに関しては, 既に様々なメカニズムが提案されている [Yokoo 01]。一方, 経路選択オークションのような, サービスの消費者である

買手が一人で, サービスを供給する側が複数存在する場合に関しては研究例が少ない。文献 [Suyama 05a, Suyama 05b] では, 架空名義操作不可能な調達オークションメカニズムが提案されているが, 経路選択オークションのように, 経路を構成するいずれか一つの要素が欠けてもサービスが提供できなくなる場合を取り扱うことはできない。

本論文では, はじめに経路選択問題と架空名義操作を定義し, 従来メカニズムを説明する(第2章)。次に経路選択問題に適用可能な架空名義操作不可能なメカニズムとして留保費用を用いたメカニズムを提案し(第3章), シミュレーション実験により RC メカニズムと既存メカニズムを, 社会的余剰と支払額の点から比較する(第4章)。

2. 経路選択問題

2.1 経路選択問題の定式化

経路選択問題の定式化およびオークションの実行方法の概要を示す。この定式化は [Archer 02, Karlin 05, Talwar 03] に基づいている。要素(エッジ)の集合 E , 要素の個数 n , 実行可能解(グラフの二点間を結ぶ経路となる要素の組合せ)を S とし, 実行可能集合(実行可能解の集合)を $\mathcal{F} \subseteq 2^E$ とする。

エージェントは複数の要素を所有できるとし, エージェント i が所有する要素の集合を A_i , 要素 e の所有者を $o(e)$ と表す。すべての要素 e にコスト c_e が存在し, このコストの値はエージェント $o(e)$ のみが知ることができる。ここで, 実行可能解に含まれる要素の入札額および真のコストの総計をそれぞれ $b(S) = \sum_{e \in S} b_e(S \subseteq E)$, $c(S) = \sum_{e \in S} c_e(S \subseteq E)$ と表記する。経路選択問題のオークションは以下の手順で行われる。

1. エージェント i は要素 $e \in A_i$ すべてに対して, 他のエージェントの入札額を知らされずに入札 $(b_e, o(e))$ を行う。
2. オークシニアは受け取った入札から, ある基準に基づいて適切な組合せ $S^* \in \mathcal{F}$ を決定し, エージェント $i = o(e)$ ($e \in S^*$) に p_i を支払う。このとき, $e \in S^*$ となる要素を勝ち, そうでない要素を負けと定義する。
3. 受け取った額の総和からコスト $c(S^* \cap A_i)$ を引いた値がエージェントの利得となる。

連絡先: 齋藤恭昌, 九州大学大学院システム情報科学府 812-0395 福岡県福岡市西区元岡 744 番地, (092)802-3576, saito@agent.is.kyushu-u.ac.jp

このオークションではメカニズムの情報（経路の選択の方法や支払額の計算方法）はエージェント全員が持っており、エージェントはこの情報を利用して、入札額を真のコストと異なる数値にしたり、名義を偽ることで利得を増加することが可能となる。なお、利得を増加させる誘因の一つであるエージェント間の共謀に関しては本論文では考慮しないものとする。

過去に研究されている戦略的操作不可能なメカニズムでは、オークションは要素の所有者に関する情報は持っていることを前提とし、すべてのエージェントに自己の評価値を正直に入札させること目的としている。すなわち、エージェント i は $e \in A_i$ を $b_e = c_e$ として入札を行うことにより利得が最大化するようにオークションメカニズムが設計される。本論文では、この前提を拡張し、存在しない要素を所有しているように見せかけたり、所有する要素を秘匿して入札を行うなどの架空名義操作性も考慮する。具体的には、以下に示す二種類の架空名義操作（単要素分割、名義分割）に対して頑健なメカニズムの開発を行う。

定義 1 (単要素分割) 要素 e を二つの要素 e', e'' に分割し、それぞれ異なる所有者として申告する行動を単要素分割という。

定義 2 (名義分割) エージェント i が複数の名義を使用し、所有する要素集合 A_i を分割して入札を行うことを名義分割と定義する。すなわち、一部の要素 $e \in A_i$ に異なる名義を使用した入札 (b_e, i') を行うことをいう。

単要素分割、名義分割ともに架空エージェントを新しく作り出し複数のエージェントが要素を所有しているように偽装する行為であり、それらのエージェントすべてに支払いが生じる。

架空名義操作不可能なメカニズムでは、すべてのエージェント i は所有するすべての要素 $e \in A_i$ に対して、 (c_e, i) 、すなわち真の名義で真のコストを入札することが支配戦略となり、単要素分割、名義分割の使用やコストと異なる値 $b_e \neq c_e$ の入札を行っても、エージェントの利得は増加しない。

定義 3 要素集合 E 、実行可能集合 \mathcal{F} は架空名義操作により、それぞれ E', \mathcal{F}' に変形される。このとき、 $E' = E \setminus \{e\} \cup \{e', e''\}$ であり、 $S \in \mathcal{F}'$ は $S \in \mathcal{F}$ かつ $e \notin S$ 、または $\{e', e''\} \subseteq S$ かつ $S \setminus \{e', e''\} \cup \{e\} \in \mathcal{F}$ となる。すなわち、架空名義操作により実行可能集合に存在する要素 e がすべて e', e'' に置き換わる。

2.2 従来メカニズム：VCG メカニズム

本節では戦略的操作不可能なメカニズムである VCG メカニズムが単要素分割および名義分割に頑健でないことを示す。

VCG (Vickrey-Clarke-Groves) メカニズムは実行可能集合 \mathcal{F} から、入札額の和 $b(S)$ が最小化される経路 S^* を選択する。選択された経路上の要素 $e \in S^*$ を持つエージェント i に、所有する要素 A_i が勝ちとなる範囲で最大の入札額

$$p_i = b(S^{-o(e)}) - b(S^* \setminus A_i) \quad (1)$$

が支払われる。 $S^{-o(e)}$ は e と同じ所有者の要素を含まない最小コストの実行可能解を意味する。

例 4 図 1 のグラフに VCG メカニズムを適用した例を示す。この図のグラフでは $s-v-t$ (コスト 2)、 $s-t$ (コスト 8) の二つの経路が考えられる。VCG メカニズムは最小コストの経路 $s-v-t$ を選択し、その経路に含まれる要素を所有するエー

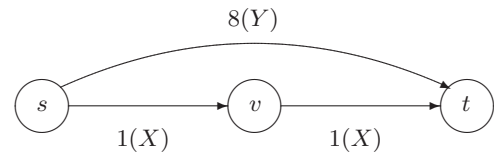


図 1: VCG メカニズムの架空名義操作例

ント X に勝てる最大の入札額、すなわち二番目に低い経路コスト 8 が支払われる。

ここで、エージェント X が名義分割を行い、 $s-v$ 、 $v-t$ をそれぞれ異なる名義 (X', X'') から入札する場合を考える。このとき、二つの経路にかかるコストは変わらないため、VCG は $s-v-t$ を選択する。エージェント X', X'' への支払額はそれぞれ $8 - 1 = 7$ となり、エージェント X は名義分割をすることで、支払額を増加できる。

次に、 $s-v$ 、 $v-t$ の二つの要素が一つの要素である場合を考える。すなわち、経路 $s-t$ (コスト 2) および $s-t$ (コスト 8) の二つの経路を考える。この場合でも、エージェント X が正直な名義で入札するならば、VCG メカニズムは $s-t$ (コスト 2) を選択し、エージェント X に 8 を支払うことになる。

このとき、エージェント X が単要素分割を行い、 X' と X'' を用いて $s-v$ 、 $v-t$ の二つの要素から入札すれば、名義分割を用いた場合と同様に支払額を増加させることができる。

この例に示すように、VCG メカニズムは単要素分割や名義分割の架空名義操作により、エージェントが受け取る額が増加し、架空名義操作を用いる誘因が生じ、架空名義操作不可能性を満足しない。また、VCG メカニズムに限らず、任意のパレート効率性を満足するメカニズムは、架空名義操作不可能性を同時に満足することは不可能であることが示される。

3. 留保費用を用いた架空名義操作不可能なメカニズム

本章では架空名義操作不可能性を満たす Reserve-cost (RC) メカニズムを提案する。RC メカニズムの基本的なアイデアは以下の通りである。

- 留保費用 (それ以上のコストの経路を選択しない上限の費用) を用いて、コストの上限を押さえる。
- 勝利したエージェント数に依存するペナルティを加算する。
- 上記の留保費用およびペナルティを考慮した上で、VCG メカニズムと同様な方法により勝者および支払額を決定する。

RC メカニズムは戦略的操作不可能であるので、以下、説明を簡単化するため、エージェントは常に入札 b_e を真の評価値 c_e で申告すると仮定する。

3.1 RC メカニズム

RC メカニズムはあらかじめオークションが決定する留保費用 r を用いる。留保費用とはオークションが支払う意思のあるコストの上限である。オークション自身が、コスト r の別の経路を保有していると解釈できる。エージェントによって提供可能な経路のコストが留保費用以上であるならば、オー

シヨニアは経路を利用しない(あるいは自分自身で提供可能な経路を利用する)。この場合のエージェントおよびオークシヨニアの効用は0とする。

2.2 節に示したように、VCG メカニズムでは、経路に含まれるエージェントの数の増加によってオークシヨニアが支払う金額が増加するため、架空名義を利用することで、あるエージェントへの支払額が不正に増加しうる。一方で、RC メカニズムでは、経路の選択およびその支払い金額の決定において、経路に含まれるエージェント数に依存するペナルティを科すことで、架空名義を用いても、支払額が不正に増加させることはできない。具体的には、経路に含まれるエージェント数が一人のときはペナルティ無し、二人のときは留保費用の半分 ($r/2$) をペナルティとし、三人のときは留保費用の四分の三 ($3r/4$) をペナルティとする。すなわち、 $w(S)$ を集合 S の要素を持つエージェントの数としたとき、RC メカニズムのペナルティを

$$D_r(w) = (1 - 2^{-(w-1)}) \times r \quad (2)$$

と表し、RC メカニズムにおける経路 S のペナルティを含んだコストを

$$\gamma(S) = b_S + D_r(w(S)) \quad (3)$$

とする。

RC メカニズムの手順として、まず $\gamma(S)$ を最小化する集合 S^* を決定する。このとき、選択された集合のコスト $\gamma(S^*)$ が留保費用 r を超えた場合、留保費用の定義より RC メカニズムではサービスが提供されない。 S^* のコストが留保費用 r を超えなかった場合、勝利したエージェント(勝利した要素を持つエージェント)の受け取る額を

$$p_i = \min(r, \gamma(S^{-i})) - (b(S^* \setminus A_i) + D_r(w(S^*))) \quad (4)$$

とする。ここで、 S^{-i} はエージェント i が所有する要素の集合 A_i を除いた、ペナルティも含めたコストを最小化する要素の集合を表す。

式4の第一項は高々 r である。一方、第二項はペナルティを含んでいるため、経路に含まれるエージェントが一人の場合は、エージェント一人に対する支払額は最大 r であるが、経路に含まれるエージェントが二人になった場合、エージェント一人に対する支払額は最大 $r/2$ となり、経路に含まれるエージェントが三人になった場合は、エージェント一人に対する支払額は最大 $r/4$ となる。すなわち、経路に含まれるエージェントが一人増えた場合、エージェント一人が得られる支払額は半分以下に減ってしまう。これにより、架空名義操作によってエージェントを作り出し、支払われる回数を倍にしても、各名義で得られる支払額は半分以下になってしまうため、実質的に得られる利得を増加させることはできず、架空名義操作を行う誘因が生じない。

例5 図1で留保費用を10としてRCメカニズムを適用した場合の結果を説明する。エージェント X が名義分割を行わない場合、経路 $s-v-t$ のペナルティを含むコストは2であり(エージェント数は1であり実際にはペナルティは存在しない)、経路 $s-v$ のコストは8となる(同様にペナルティなし)。RCメカニズムは $s-v-t$ を選択し、エージェント X は支払額8を受け取る。

エージェント X が例4と同様の名義分割を行った場合、エージェント数は2に増加し、経路 $s-v-t$ のペナルティ $10/2 = 5$ が生じる。よって、経路 $s-v-t$ のコストは7となり、メカニズムによって $s-v-t$ が選択される。エージェント X' , X'' それぞ

れが $8 - (1 + 5) = 2$ を受け取ることができ、エージェント X が実際に受け取る額は4となる。このようにRCメカニズムで名義分割を行うとエージェントの受け取る額が減少する。

また、 $s-v$, $v-t$ の二つの要素が一つの要素である場合を考える。エージェント X が例4と同様に単要素分割を行う。単要素分割を行う前は考えられる経路はともにエージェント数が1であり、ペナルティが生じないため、VCGメカニズムと同じ結果になる。単要素分割により経路 $s-t$ のエージェント数は2に増加し、ペナルティ $10/2 = 5$ が生じる。これは名義分割を行った場合と同じ条件であり、エージェント X が受け取る額は4と求められる。したがって、RCメカニズムにおいて単要素分割を行ったとき、エージェントの受け取る額が減少する。

3.2 RCメカニズムの性質

以下の定理が成立する。

定理6 RCメカニズムは架空名義操作不可能性を満足する。すなわち、すべてのエージェント i にとって要素 $e \in A_i$ を (c_e, i) で入札を行うことが支配戦略となる。

この定理は、以下の補題から導かれる。

補題7 エージェント i が A_i を所有し、名義分割によって名義を i', i'' , 要素を $A_{i'}, A_{i''}$ に分割したとする ($A_{i'} \cup A_{i''} = A_i$)。そのとき、分割後エージェント i の利得は分割前の利得を越えない。

詳しい証明は省略するが、補題7は名義分割を用いてもエージェントの利得が増加しないことを示している。この補題を k 個の名義分割にも拡張することができる。また、RCメカニズムでは、連続した複数の要素の組合せに関して勝利した場合と、コストがこれらの要素のコストの和となる単一要素に関して勝利した場合で、支払額は同じになる。したがって、この補題により、一つの要素を二つの要素として入札を行っても利得が増加しないことが示される。

エージェントが架空名義を用いない場合、RCメカニズムは、一定額のペナルティを除いてVCGメカニズムと同等となる。VCGメカニズムが戦略的操作不可能であることの証明と同様な方法により、RCメカニズムで真のコストを申告することが支配戦略であることが導かれる。

証明は省略するが、次の定理はオークシヨニアの支払額の合計が留保費用以下であることを示す。

定理8 RCメカニズムによって決定されるエージェントへの支払額の総和は r を超えることはない。

4. RCメカニズムの評価

本章では、任意に選んだランダムグラフの二点間を結び経路をオークションに付ける場合を対象に、VCGメカニズムとRCメカニズムを社会的余剰と支払額の合計から評価する。

4.1 実験設定

VCGメカニズムとRCメカニズムの社会的余剰 ($r - \sum_{e \in S^*} c_e$) とその支払額 ($\sum_{i \in S^*} p_i$) を比較する。ここで、もし架空名義入札が存在しないと仮定するなら、VCGは最適な社会余剰を実現するので、提案メカニズムによる社会余剰は常にVCGと比べて等しいか劣ることになる。しかし、実際にはパレート効率的で架空名義操作不可能なメカニズムは存在しないため、VCGメカニズムは到達不可能である理想値を意味する。VCGメカニズムとRCメカニズムの条件を一致させ

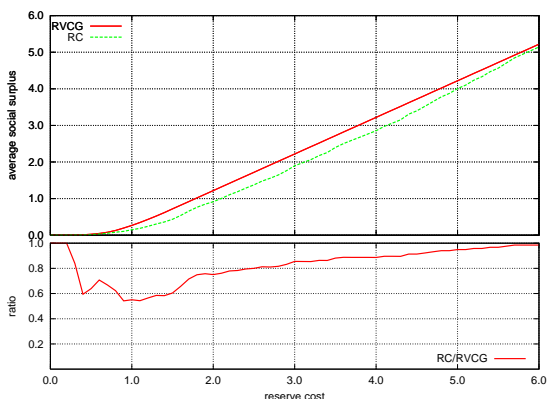


図 2: 社会的余剰のシミュレーション結果

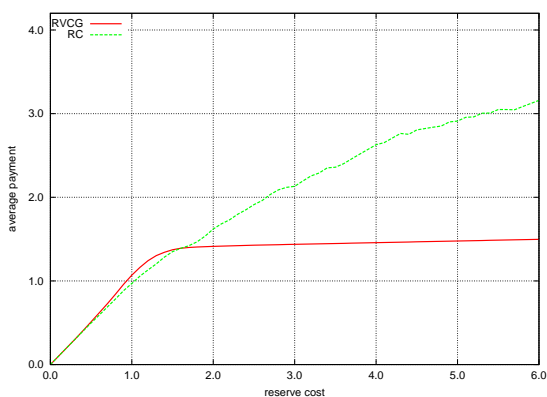


図 3: 支払額のシミュレーション結果

るために、VCG メカニズムに留保費用を導入し、留保費用よりもコストの高い経路は選択しないメカニズム (Reserve-cost VCG, RVCG) を用いる。

本実験ではシミュレーションに用いるグラフのノード数を 20, エッジ数を 50 と設定する。ノードを平面 R^2 の領域 $[0, 1]^2$ に独立して分布させ、エッジにかかるコストをユークリッド距離としたときのランダムに選ばれた二点間の経路を求める。

4.2 評価

図 2 は留保費用を $r \in [0, 6]$ の間で変化させたときの RVCG メカニズム, RC メカニズムの社会的余剰を表している。RC メカニズムおよび RVCG メカニズムともに留保費用の増加にともない社会的余剰が増加する。図 2 の下段は、RVCG メカニズムの社会的余剰を 1 とした場合の RC メカニズムの社会的余剰の割合を表している。留保費用が 1.0 あたりで比率が 0.6 まで低下するが、その後は留保費用の増加にともない徐々に比率が高くなる。

このときのオークションの支払額の変化を図 3 に表す。留保費用の増加にともない RVCG メカニズム, RC メカニズムとも支払額が増加する。留保費用がある程度増加すると RVCG メカニズムの支払いはほぼ一定となるが、RC メカニズムはさらに増加し続ける。これは留保費用の増加に伴ってペナルティも増加し、RC メカニズムではエッジの数の少ない経路が選択されやすいためと思われる。

さらにノード数を増減させたグラフ, エッジ数を増減させたグラフに対しても実験を行った結果, すべての実験結果で似たような性質が得られた。

5. 結論

本論文では架空名義操作不可能な経路選択オークションメカニズムである RC メカニズムを提案した。RC メカニズムはオークションがエージェントの要素や実行可能集合を完全に把握していない状況でも、架空名義操作に頑健である。

シミュレーションを用いた実験により RC メカニズムの評価を行った。架空名義操作が生じないと仮定した場合の VCG メカニズムで得られる結果と比較し、架空名義操作不可能性を満足する RC メカニズムは社会的余剰の損失と支払額の増加が生じた。しかし、その差は小さい定数倍の範囲に抑えられ、留保費用を適切に設定した場合に十分に有用だと思われる。

一方、RC メカニズムは事前に留保費用の設定が必要であるのに加え、常に要素の組合せが選択されるわけではないという問題点が存在する。これらの問題点に対処できるように RC メカニズムを改良すること、新たなメカニズムを開発することが今後の課題である。

参考文献

- [Archer 02] Archer, A. and Tardos, E.: Frugal Path Mechanisms, in *Proc. 13th ACM Symp. on Discrete Algorithms*, pp. 991–999, ACM/SIAM (2002)
- [Crampton 06] Crampton, P., Shoham, Y., and Steinberg, R. eds.: *Combinatorial Auctions*, MIT Press (2006)
- [Elkind 04] Elkind, E., Sahai, A., and Steiglitz, K.: Frugality in Path Auctions, in *Proc. 15th ACM Symp. on Discrete Algorithms*, ACM/SIAM (2004)
- [Karlin 05] Karlin, A., Kempe, D., and Tamir, T.: Beyond VCG: Frugality of Truthful Mechanisms, in *Proc. 46th IEEE Symp. on Foundations of Computer Science* (2005)
- [Mas-Colell 95] Mas-Colell, A., Whinston, W., and Green, J.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press (1995)
- [Suyama 05a] Suyama, T. and Yokoo, M.: Strategy/False-name Proof Protocols for Combinatorial Multi-Attribute Procurement Auction, *Autonomous Agents and Multi-Agent Systems*, Vol. 11, No. 1, pp. 7–21 (2005)
- [Suyama 05b] Suyama, T. and Yokoo, M.: Strategy/False-name Proof Protocols for Combinatorial Multi-attribute Procurement Auction: Handling Arbitrary Utility of the Buyer, in *Proceedings of the First Workshop on Internet and Network Economics (WINE-2005)* (2005)
- [Talwar 03] Talwar, K.: The Price of Truth: Frugality in Truthful Mechanisms, in *Proc. 21st Annual Symp. on Theoretical Aspects of Computer Science* (2003)
- [Yokoo 01] Yokoo, M., Sakurai, Y., and Matsubara, S.: Robust Combinatorial Auction Protocol against False-name Bids, *Artificial Intelligence*, Vol. 130, No. 2, pp. 167–181 (2001)
- [Yokoo 04] Yokoo, M., Sakurai, Y., and Matsubara, S.: The Effect of False-name Bids in Combinatorial Auctions: New Fraud in Internet Auctions, *Games and Economic Behavior*, Vol. 46, No. 1, pp. 174–188 (2004)