

# 架空名義入札に頑健な組合せオークションプロトコル

横尾 真<sup>†</sup> 櫻井 祐子<sup>†</sup> 松原 繁夫<sup>†</sup>

本論文では、インターネットオークションで深刻な問題となりうる架空名義入札に対して、頑健性が保証される新しい組合せオークションプロトコルを提案する。インターネットを利用することにより低コストで大規模なオークションが可能となった一方で、ネットワークでの匿名性を利用した新しいタイプの不正行為が問題となる。このような不正行為の1つとして、単一のエージェントが、複数の名義を用いて入札を行う架空名義入札が存在する。従来、架空名義入札が存在しない場合には、一般化 Vickrey オークション (GVA) により、支配戦略において誘因両立性、パレート効率性、個人合理性が保証されることが知られている。一方、複数財の組合せオークションにおいて架空名義入札が可能な場合には、GVA のみならず、どのようなオークションメカニズムをもってしても、すべての場合において、誘因両立性、パレート効率性、個人合理性を同時に満たすものは存在しないことが示されている。本論文で提案するレベル付分割セットプロトコルは、財の留保価格を用いて、財をまとめて売るか、個別に売るかの判断をする点が特徴であり、パレート効率性は保証できないが、誘因両立性、個人合理性を満たす。シミュレーションを用いて、本プロトコルで適切な留保価格を設定した場合に、すべての財をまとめて売るプロトコルと比較して、より良い社会的余剰が得られることを示す。

## Robust Combinatorial Auction Protocol against False-name Bids

MAKOTO YOKOO,<sup>†</sup> YUKO SAKURAI<sup>†</sup> and SHIGEO MATSUBARA<sup>†</sup>

This paper presents a new combinatorial auction protocol that is robust against false-name bids. Internet auctions have become an integral part of Electronic Commerce (EC) and a promising field for applying agent and Artificial Intelligence technologies. Although the Internet provides an excellent infrastructure for combinatorial auctions, we must consider the possibility of a new type of cheating, i.e., an agent tries to profit from submitting several bids under fictitious names (false-name bids). If there exists no false-name bid, the generalized Vickrey auction protocol (GVA) satisfies individual rationality, Pareto efficiency, and incentive compatibility. On the other hand, when false-name bids are possible, it is theoretically impossible for any combinatorial auction protocol to simultaneously satisfy these three properties in all cases. Our newly developed Leveled Division Set (LDS) protocol, which is a modification of the GVA, utilizes reservation prices of auctioned goods for making decisions on whether to sell goods in a bundle or separately. The LDS protocol satisfies individual rationality and incentive compatibility, although it is not guaranteed to achieve a Pareto efficient social surplus. Simulation results show that the LDS protocol can achieve a better social surplus than that for a protocol that always sells goods in a bundle.

### 1. はじめに

インターネットオークションは急激に発展してきている電子商取引の一形式であり、少ないコストで遠隔地から不特定多数の人々が参加可能であるという利点を持つ。現在、数多くの商業オークションサイトが存在し、その収益は年々増加している。インターネットオークションは人工知能/エージェント技術の有望な適

用分野と考えられ、これまでに様々な理論的/実践的研究が行われている<sup>8),11),12)</sup>。近年、特に注目を集めている分野として、組合せオークション (combinatorial auction) に関する研究が存在する<sup>1),2),9),10),12)</sup>。組合せオークションでは、価値に依存関係のある複数の財が同時に販売され、入札者は任意の財の組合せに対して入札を行うことが可能である。

組合せオークションでは、入札者は複数の財に対する補完的/代替的な効用を表明することが可能である。たとえば、アメリカの連邦通信委員会 (FCC) の無線周波数帯オークション<sup>4)</sup>では、入札者は隣接する地域の周波数帯の利用権を同時に得ることを望むことが考

<sup>†</sup> 日本電信電話株式会社 NTT コミュニケーション科学基礎研究所  
NTT Communication Science Laboratories, NTT Corporation

えられる（隣接する地域の利用権は補完性を持つ）が、一方、ある地域の利用権が得られるならば、具体的にどの周波数帯が割り当てられるかに関しては無関心である（同じ地域内の周波数帯は代替性を持つ）ことが予想される。組合せオークションでは、このような補完的/代替的な効用を考慮することで、参加者の効用と売手の収入を同時に増加することが可能となる。

一方、インターネットオークションでは、ネットワークでの匿名性を利用した新しいタイプの不正行為が生じる可能性がある。そのような行為の1つとして、あるエージェントが複数のエージェントになりすまして、いくつもの名義で入札をすること（架空名義入札）が考えられる。オークションにおける他の不正行為として複数の参加者同士の結託/談合があるが、結託に関しては従来、多数の研究が存在する<sup>2),5),8)</sup>。架空名義入札は結託の一種であると考えられるが、通常の結託と比較して架空名義入札は個人で実行可能であり、結託に参加するエージェントを探し、結託に参加するよう説得することが不要であるため、より容易に実行可能である。また、ネットワーク環境では、各エージェントの身元を正確に認証することは事実上不可能である。よって、インターネットオークションでは架空名義入札は深刻な問題となりうる。

組合せオークションに対する架空名義入札の影響に関して、文献 6), 7), 13), 14) において報告されている結果は以下のとおりである。

- 従来、以下に説明する3つの性質、すなわち、誘因両立性、個人合理性、およびパレート効率性を満足するとされてきた一般化 Vickrey オークションプロトコル (GVA)<sup>9),12)</sup> に関して、架空名義入札が可能場合は誘因両立性、パレート効率性が満足されないことを示した。
- どのような組合せオークションプロトコルをもつてしても、架空名義入札が可能である場合には、すべての場合において、誘因両立性、パレート効率性、個人合理性を同時に満たすことは不可能であることを証明した。
- 架空名義での表明が可能な場合にも、顕示原理<sup>3)</sup> が成立することを示した。

以下、いくつかの用語の定義を行う。

本論文では個人価値のオークション<sup>3),5)</sup>を対象とする。

**定義 1** 個人価値のオークションでは、各エージェントは、財に対する自身の選好/評価値を曖昧性なく知っており、この評価値は他のエージェントの評価値とは独立である。

また、各エージェントの効用は準線形<sup>3),5)</sup>であることを仮定する。

**定義 2** エージェントの効用が準線形であるとは、財を得た場合の効用は、割り当てられた財の評価値とその財への支払額の差分で与えられ、財を得なかった場合の効用は0であることを意味する。

個人価値、準線形の効用という仮定は、理論的な解析を可能にするために一般に用いられているものである。

オークションは一種の不完全情報の元でのゲーム<sup>3),5)</sup>であり、オークションのプロトコルを決めることは、ゲームのルールを規定することに相当する。本論文では、売手/オークションの主催者がオークションプロトコル、すなわちゲームのルールを設計し、買手がプロトコル/ゲームの参加者であるとする。一般には、ゲームのルールを規定しただけでは、ゲームの結果がどうなるかは予測できない。オークションの結果がどうなるかは、どのような選好/評価値を持つエージェントが存在するか、また、これらのエージェントがどのような戦略を用いて入札額を決定するかに依存する。しかしながら、オークションのプロトコル/ゲームのルールを巧妙に設計することにより、エージェントが合理的であることのみを仮定すれば、エージェントがどのような選好/評価値を持つかに依存せず、ある種の望ましい性質が達成できることを保証することができる。このような問題はメカニズムデザイン<sup>3)</sup>と呼ばれ、ミクロ経済学/ゲーム理論の一分野として活発な研究が行われている。

以下、支配戦略と支配戦略均衡の定義を示す。

**定義 3** あるエージェントにとって、ある戦略が支配戦略であることの定義は、このエージェントにとって、他の参加者の行動にかかわらず、この戦略を用いることが最適である、すなわち効用を最大化できることを意味する。

**定義 4** すべてのエージェントが支配戦略を持つとき、支配戦略の組合せを支配戦略均衡と呼ぶ。

また、オークションにおいて、ある割当て結果がパレート効率的であることの定義は以下のとおりである。

**定義 5** この割当てによって、売り手を含めたすべての参加者の効用の和、すなわち、社会的余剰 (social surplus) が最大化される。

一般の場合にはパレート効率性は必ずしも社会的余剰の最大化を意味しないが、本論文の問題設定ではエージェントは金銭により効用を譲渡することが可能であり、また、エージェントの効用は準線形であることを仮定しているため、パレート効率的な割当てでは

社会的余剰はつねに最大化される<sup>3)</sup>。

あるオークションプロトコルがパレート効率的であることの定義は以下のとおりである。

**定義 6** あるオークションプロトコルがパレート効率的であるとは、このオークションプロトコルに支配戦略均衡が存在し、各エージェントが支配戦略を用いた場合に、パレート効率的な割当てが達成されることを意味する。

すなわち、オークションプロトコルの設計者が、パレート効率的な割当てを達成したい場合には、オークションプロトコルに支配戦略均衡が存在し、支配戦略均衡において、パレート効率的な割当てが達成されるように、うまくプロトコルが設計できればよい。

また、オークションプロトコルが個人合理的であることを以下のように定義する。

**定義 7** あるオークションプロトコルが個人合理的であるとは、このオークションプロトコルに支配戦略均衡が存在し、各エージェントが支配戦略を用いた場合に、エージェントはオークションに参加したことにより、参加しない場合と比較して効用が減少することはないことを意味する。

すなわち、あるエージェントにとって、割り当てられた財の支払額は、必ず、その財への評価値以下である。個人価値の財のオークションプロトコルにおいて、個人合理性は必須の条件であると考えられる。財の価値以上の支払額を強制される可能性があるようなオークションには、だれも参加しようとは思わないであろう。

また、あるオークションプロトコルが支配戦略において誘因両立的 (dominant-strategy incentive compatible) であることの、通常用いられる定義は以下のとおりである<sup>3)</sup>。

**定義 8** このオークションプロトコルを用いた場合、各エージェントにとって、真の評価値を申告/入札することが支配戦略、すなわち他のエージェントの行動にかかわらず最適な戦略となる。

あるオークションプロトコルが支配戦略において誘因両立的であれば、真の評価値より過小/過大に申告しても効用は増加しない。顕示原理<sup>3)</sup>とは、支配戦略均衡において、ある性質、たとえばパレート効率性を保証するプロトコルが実現可能であれば、その性質は誘因両立的なプロトコルでも実現可能であることを保証するものである。すなわち、一般性を失うことなしに C 誘因両立的なプロトコルのみに考慮の対象を限定してよい。

本論文では、架空名義入札の可能性に対応するため、あるオークションプロトコルが支配戦略において誘因

両立的であることの定義を以下のように拡張する。

**定義 9** このオークションプロトコルを用いた場合、各エージェントにとって、架空名義を利用せず、単一の名義を用いて、真の評価値を申告/入札することが支配戦略となる。

本論文では、架空名義入札が可能な場合に、誘因両立性、個人合理性を保証し、パレート効率的ではないが、比較的良好な割当てが可能な新しい組合せオークションプロトコルの開発を行う。このようなプロトコルを考慮の対象とする理由は、上記のように、誘因両立性、パレート効率性、個人合理性を同時に満足することは不可能であり、また、これらの3つの性質のうち、個人合理性は必須の条件であり、誘因両立性に関しては、顕示原理により、プロトコルが誘因両立的であることを仮定しても一般性は失われないためである。

また、誘因両立的なプロトコルは、顕示原理により理論的な一般性が保証されることのみならず、インターネットオークションで運用する際に現実的な利点が存在する。文献 10) で議論されているように、計算機エージェントが効果的に機能するためには、ユーザは自分の選好を明示的に計算機エージェントに対して表明する必要がある。その一方で、通常の入札のようなプロトコルを用いる場合には、他のエージェントに対しては、表明した選好を知られないように注意しなければならない。誘因両立性を満たすメカニズムを用いれば、他者の選好を知る必要はなくなるため、このようなプライバシーに関する難しい問題を回避することができる。

本論文では以下、GVA について説明し、GVA が誘因両立性を満たさない例を示す (2 章)。次に、新しく開発されたレベル付分割セットプロトコル (Leveled Division Set, LDS プロトコル) の説明を行い (3 章)、LDS プロトコルが誘因両立性を満たすことを証明する (4 章)。さらに、財が 2 種類の場合に、シミュレーション結果を用いて、適切に留保価格を設定することにより、LDS プロトコルでパレート効率的な割当てに近い結果が得られることを示す (5 章)。最後に、LDS プロトコルの性質について議論を行う (6 章)。

## 2. 一般化 Vickrey オークションプロトコル (GVA)

GVA はクラークメカニズム<sup>3)</sup>を組合せオークションに用いたものであり、よく知られている Vickrey オークション、もしくは第 2 価格秘密入札方式を一般化したものである<sup>10),12)</sup>。第 2 価格秘密入札方式とは、単一の財のオークションにおいて、各エージェントは財に

対する評価値を入札し、最も高い入札をしたエージェントが財を得て、2番目に高い入札値を支払うという方式である。GVAの概要は以下のとおりである。

エージェントの集合を  $N = \{1, 2, \dots, n\}$ 、すべての財の集合を  $M = \{1, 2, \dots, m\}$  とすると、可能な財の割当て方法は、財を売らない可能性も考慮すると  $(n+1)^m$  通り存在する。これらを  $m$  要素のベクトル  $G = \langle g_1, g_2, \dots, g_m \rangle$  で記述し、 $G$  を1つの割当てと呼ぶ。各要素  $g_i$  は  $0 \leq g_i \leq n$  の整数値であり、財  $i$  がエージェント  $g_i$  に割り当てられていることを意味する。また、 $g_i = 0$  の場合は、その財を販売しないことを意味する。すべての可能な財の割当ての集合を  $SG$  と記述する。

- (1) 各エージェント  $x$  は各割当て  $G \in SG$  に対する(必ずしも真とは限らない)評価関数  $v_x(G)$  を売り手に申告する。
- (2) 売り手はエージェントが申告した評価値の総和、すなわち社会的余剰を最大化する、以下で定義される最適な割当て  $G^*$  を決める。

$$G^* = \arg \max_{G \in SG} \left( \sum_{y \in N} v_y(G) \right)$$

- (3) 落札者に支払額を伝える。このとき、エージェント  $x$  の支払額  $p_x$  は以下で定義される。

$$p_x = \sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*) \quad (1)$$

ここで、 $G^*_{\sim x}$  は、以下で定義される、 $x$  以外のエージェントが申告した評価値の総和を最大化する割当てである。

$$G^*_{\sim x} = \arg \max_{G \in SG} \left( \sum_{y \neq x} v_y(G) \right)$$

GVAでの支払額の直感的な意味は以下のとおりである。もしエージェント  $x$  がオークションに参加しなければ、選ばれる財の割当ては  $G^*$  ではなく、 $G^*_{\sim x}$  になっていたはずであり、 $x$  がオークションに参加することにより、 $x$  以外のエージェントの社会的余剰は、式(1)で与えられる額だけ減少している。GVAではエージェントは、自分の存在によって生じる、他のエージェントの社会的余剰の減少分を負担するものと考えることができる。GVAは、架空名義入札がなければ誘因両立性を満たすことが知られている。詳しい証明については文献3)、10)、12)等を参照されたい。

以下にGVAの適用例を示す。

例1 2種類の財A, Bを対象としたオークションに、3人のエージェントが参加しており、以下の評価値を申告しているとする。エージェントの評価値は、(財Aのみに関する評価値, 財Bのみに関する評価

値, 財A, Bの両方を同時に保有することに対する評価値)の組で表現される。

- エージェント1の入札: (6, 0, 6)
- エージェント2の入札: (0, 0, 8)
- エージェント3の入札: (0, 6, 6)

エージェント1は財Aのみが必要であり、財Bを得ても効用の増分は0である。一方、エージェント2の評価値はall-or-nothingであり、財を片方だけ保有した場合の評価値は0である。エージェント3は財Bのみを必要とする。

この場合、エージェント1に財A, エージェント3に財Bが割り当てられる。エージェント1の支払額は以下のように計算される。エージェント1がオークションに参加しない場合、エージェント2が両方の財を得て、社会的余剰は8となる。一方、エージェント1がオークションに参加した場合、エージェント3が財Bを得ており、エージェント1以外のエージェントの社会的余剰は6となる。よって、支払額は  $8 - 6 = 2$  となる。エージェント3の支払額も同様に2となり、エージェント1および3の効用はそれぞれ  $6 - 2 = 4$  となる。

次に、GVAが架空名義入札に対して頑健でない、すなわち、真の評価値を申告することが支配戦略均衡とならない例を示す。

例2 エージェント1, 2なる2人のエージェントのみがオークションに参加している状況を考える。

- エージェント1の入札: (6, 6, 12)
- エージェント2の入札: (0, 0, 8)

この結果、エージェント1に両方の財が割り当てられ、支払額は8となる(エージェント1が参加しない場合の他のエージェントの社会的余剰は8, 参加した場合は0であるため)。このとき、エージェント1の効用は  $12 - 8 = 4$  となる。

一方、エージェント1はエージェント3なる架空名義を用いて、例1と同じ状況を作ることが可能である。このとき、エージェント1に財A, エージェント3に財Bが割り当てられ、それぞれの支払額は2である。結局、エージェント1は両方の財を得て、支払い金額の合計は4, 効用は  $12 - 4 = 8$  となる。よって、エージェント1は架空名義入札により、効用を増加させることができ、真の評価値を申告することが支配戦略均衡とはならない。

### 3. 架空名義入札に対して頑健なオークションプロトコル

#### 3.1 基本的なアイデア

架空名義入札が可能な場合に、誘因両立性を保証するプロトコルとして、最も単純で自明なものとしては、つねに財をセットで売るといものが考えられる。この場合は、問題は単一財のオークションと同じとなり、通常の第2価格秘密入札、すなわち、最も高い評価値を付けたエージェントが財を得て、2番目に高い入札額を支払うという方式を用いれば誘因両立性は保証される。このプロトコルをセットプロトコルと呼ぶ。

すべての財が互いに補完的、すなわち、財をまとめて保有する場合の価値が、財を個別に保有する場合の価値の和よりも大きければ、財をまとめて売るとは意味があるが、財が代替的な場合には、すべての財をつねにまとめて売るとは明らかに無駄が多く、社会的余剰および売手の収入は、GVAを用いる場合と比較して、著しく減少することが予想される。

最も単純な、財がA, Bの2種類の場合を考えると、社会的余剰を増加させるためには、つねに財をセットで売るとはなく、ある場合には財をまとめて売り、ある場合には個別に売るといように、入札状況に応じて、売り方を変えられるプロトコルの方が望ましいと考えられる。一方、架空名義入札の効果が無いことを保証するためには、以下の条件が成立する必要がある。

命題1 財A, Bが単独で異なるエージェントに売られる場合、これらのエージェントの支払額の和は、財A, Bのセットに対する最大の評価値より大きい。

この条件が成立しない場合、財A, Bを単独で落札した複数のエージェントが、実際には同じエージェントの架空名義である可能性が生じる。しかしながら、支払額に関する上記の条件を満足するように、誘因両立的なプロトコルを設計することは困難である。たとえば、以下のようなプロトコルは誘因両立性を満足しない。

頑健でないプロトコル: GVAを用いて暫定的な勝者と支払額を決定する。財A, Bが単独で異なるエージェントに売られ、支払額の和が命題1の条件を満さない場合、すなわち支払額の和が財A, Bのセットに対する最大の評価値より小さい場合は、財をセットで売る(支払額はセットに対する二番目の評価値とする)。その他の場合はGVAの結果を用いる。

例1の状況を考えて、GVAによれば財A, Bは

単独に異なるエージェントに売られるが、命題1の条件を満足しないため、財はセットでエージェント2に売られることになる。よってエージェント1は財を得ることができず、効用は0である。しかしながら、エージェント1は、エージェント4, 5なる架空名義を用いて以下の状況を生じさせることができる。

- エージェント1の入札: (6, 0, 6)
- エージェント2の入札: (0, 0, 8)
- エージェント3の入札: (0, 6, 6)
- エージェント4の入札: (3, 0, 3)
- エージェント5の入札: (0, 5.9, 5.9)

この場合、GVAを用いた結果、財Aはエージェント1に、財Bはエージェント3に割り当てられ、支払額はそれぞれ3と5.9となり、命題1の条件を満足する。架空名義入札が可能な場合、他者の支払額を操作することは容易である。ここではエージェント1は、エージェント3に多額の支払いを強要することにより、自分に財が割り当てられるように操作している。誘因両立性を保証するためには、多くの場合、支払額は2番目の価格に準ずるものが用いられるのが通例である。誘因両立的なプロトコルを設計するためには、支払額の計算に不可欠である2番目の価格の情報を用いずに、上記の支払額に関する条件を満足させる必要があるという、非常に困難なジレンマを解決しなければならない。

本論文で提案する新しいオークションプロトコルでは、留保価格(それ未満では売らない価格)を用いることにより、このジレンマを解決している。財A, Bに対する留保価格を $r_A, r_B$ としよう。財A, Bのセットに対する最大の評価値が、 $r_A + r_B$ より小さいときに限り、財を個別に販売することにすれば、上記の条件を満足することができる。以下に、このアイデアを一般化したレベル付分割セットプロトコル(Leveled Division Set, LDSプロトコル)の詳細を示す。

#### 3.2 レベル付分割セットプロトコル

以下、いくつかの記法の定義を行う。見やすさのため、集合を表現するのに $()$ ,  $\{\}$ ,  $[\ ]$ の3種類の区切り記号を用いる。

- エージェントの集合  $N = \{1, 2, \dots, n\}$
- すべての財の集合  $M = (1, 2, \dots, m)$
- 財の分割  $D = \{S | S \subseteq M\}$ 、ただし、 $\forall S, S' \in D, S \neq S'$  に関して、 $S \cap S' = \emptyset$  が成立するものとする。

---

$\bigcup_{S \in D} S \subseteq M$  であればよく、 $\bigcup_{S \in D} S = M$  である必要はない。

	case 1	case 2	case 3
level 1	[{(A, B)}]	[{(A, B, C)}]	[{(A, B, C, D)}]
level 2	[{(A), (B)}]	[{(A, B)}, {(B, C)}, {(A, C)}]	[{(A, B, C)}, {(B, C, D)}, {(A, D)}]
level 3		[{(A), (B), (C)}]	[{(A), (D), (B,C)}]

図1 レベル付分割セットの例  
Fig.1 Example of leveled division sets.

- 各財  $j$  に対して、留保価格  $r_j$  を定義する .
- 財の集合  $S$  に対して、 $R(S)$  を  $\sum_{j \in S} r_j$  と定義する .

レベル付分割セットは以下のように定義される .

- レベル  $1, 2, \dots, \text{maxLevel}$  が定義される .
- 各レベル  $i$  に対して、分割セット  $SD_i = [D_{i1}, D_{i2}, \dots]$  が定義される .

ただし、各レベルの分割は以下の性質を満たすものとする .

- (1)  $SD_1 = \{M\}$  — レベル 1 の分割の集合は、すべての財の集合のみからなる集合である .
- (2) あるレベルの、ある分割中の 2 個以上のセットの和集合は、必ず、より小さいレベルの、いずれかの分割中に含まれている . すなわち、 $\forall i \geq 2, \forall D_{ik} \in SD_i, \forall D' \subseteq D_{ik}$ 、ただし  $|D'| \geq 2$  に対して定義される  $S_u = \bigcup_{S \in D'} S$  に関して、 $j < i$  なるレベル  $j$  が存在し、レベル  $j$  の分割セット  $SD_j$  に関して、 $D_{jl} \in SD_j$  かつ  $S_u \in D_{jl}$  なる分割  $D_{jl}$  が存在する .
- (3) あるレベルの、ある分割中の任意のセットは、他のレベルの分割には含まれない . すなわち、 $\forall i, \forall D_{ik} \in SD_i, \forall S \in D_{ik}, \forall j \neq i, \forall D_{jl} \in SD_j, S \notin D_{jl}$  .

図 1 に、レベル付の分割セットの例を示す . case 1 は A, B の 2 種類の財がある場合のレベル付の分割セットの例を、case 2 と case 3 は、それぞれ 3 種類、4 種類の財がある場合の分割セットの例を示す .

以下、エージェント 0 をダミーのエージェントとして、ダミーエージェントの各財  $j$  に対する評価値は、留保価格  $r_j$  に等しいものとする . ある分割  $D = \{S_1, S_2, \dots, S_l\}$  に関して、以下の条件を満足する財の割当て  $G = \langle g_1, g_2, \dots, g_m \rangle$  を、 $D$  に従った財の割当てと呼ぶ .

- (1) 分割中の同じセットに属する財は、同じエージェントに割り当てられる . すなわち、 $\forall S \in D, \forall i, j \in S$  に関して、 $g_i = g_j$  が成立する .
- (2) 2 つの財が分割中の異なるセットに属し、ダミー

以外のエージェントに割り当てられる場合には、これらの財は異なるエージェントに割り当てられる . すなわち、 $\forall S, S' \in D$ 、where  $S \neq S'$ 、 $\forall i \in S, \forall j \in S'$  に関して、 $g_i \neq g_j$  もしくは  $g_i = g_j = 0$  が成立する .

- (3) 分割中のセットに含まれていない財は、ダミーのエージェントに割り当てられる . すなわち、 $\forall i$  に関して、もし  $\forall S \in D, i \notin S$  が成立するならば、 $g_i = 0$  が成立する .

注意すべきこととして、分割中のセットに含まれていない財のみならず、分割中のあるセットに含まれる財すべてを、ダミーのエージェント 0 に割り当てることも許されていることがある .

レベル  $i$  の分割の集合  $SD_i = [D_{i1}, D_{i2}, \dots]$  に関して、 $SD_i$  の要素の各分割に従った財の割当ての集合の和集合を  $SG_i$  と記述する .

レベル付分割セットプロトコルを実行する場合、オークションの主催者はレベル付分割セットと留保価格を決定し、参加者に対して公表する . 各エージェント  $x$  は、各財のサブセット  $S$  に関して (真とは限らない) 評価値  $B(x, S)$  を申告する . 可能な財の割当て  $G$  に関する、エージェント  $x$  の申告された評価値  $v_x(G)$  は、集合  $S$  が  $x$  に割り当てられているなら  $B(x, S)$  であり、そうでなければ 0 とする . また、ダミーのエージェント 0 の割当て  $G$  に対する評価値を、 $G$  でダミーのエージェントに割り当てられている財の留保価格の和と定義する .

オークションの勝者と支払額は、以下に定義される手続き  $LDS(1)$  を実行することにより決定される .

**Procedure  $LDS(i)$**

**Step 1:** 評価値が以下の性質を満たす唯一のエージェント  $x \in N$  が存在する場合 :  $\exists D_{ik} \in SD_i, \exists S_x \in D_{ik}$ 、where  $B(x, S_x) \geq R(S_x)$ 、以下で定義する  $GVA(i)$  の結果と、 $LDS(i+1)$  の結果を比較し、エージェント  $x$  により大きい効用を与える方を選択する . この場合、エージェント  $x$  をピボタルエージェント (pivotal agent) と呼ぶ .  $LDS(i+1)$  の結果を用いる場合、 $x$  以外のエージェントに対しては実際には財の割当てと金銭の譲渡は行わない . ただし、 $x$  に割り当て

2 番目の条件は、ある分割中の 2 個以上のセットの和集合に關するものであるため、この 3 番目の条件とは矛盾しない .

る財と支払額の計算においては、他のエージェントにも財が割り当てられることを仮定して行う。

**Step 2:** 評価値が以下の性質を満たす 2 つ以上のエージェント  $x_1, x_2 \in N, x_1 \neq x_2$  が存在する場合:  $\exists D_{ik} \in SD_i, \exists D_{il} \in SD_i, \exists S_{x_1} \in D_{ik}, \exists S_{x_2} \in D_{il}$ , where  $B(x_1, S_{x_1}) \geq R(S_{x_1}), B(x_2, S_{x_2}) \geq R(S_{x_2})$ ,  $GVA(i)$  の結果を用いる。

**Step 3:** その他の場合:  $LDS(i+1)$  を呼ぶ。

$i = max\_level$  の場合は処理を終了する。

**Procedure  $GVA(i)$ :**  $\sum_{y \in N \cup \{0\}} v_y(G)$  を最大化する割当て  $G^* \in SG_i$  を選択する。エージェント  $x$  の支払額  $p_x$  は、 $\sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*)$  で与えられる。ただし、 $G^*_{\sim x} \in SG_i$  は、エージェント  $x$  を除いたすべてのエージェント (ダミーエージェント 0 を含む) の評価値の和を最大化する割当てである。

$GVA(i)$  の結果が用いられた場合、LDS プロトコルで適用されたレベルが  $i$  であるという。

3.3 適用例

**例 3** 財が A, B の 2 種類で、留保価格をそれぞれ 50, レベル付の分割を図 1 の case 1 のようにおいた場合を考える。エージェントの申告した評価値は以下で与えられるとする。

	A	B	AB
エージェント 1	80	0	110
エージェント 2	0	80	105
エージェント 3	60	0	60

財 A, B のセットに対して、留保価格の和 (50 + 50 = 100) 以上の評価値のエージェントが複数存在するため、 $LDS(1)$  で Step 2 の条件にマッチし、エージェント 1 が財 A, B のセットを 105 で落札する。この場合はパレート効率的でない割当てが選択されている (パレート効率的な割当てはエージェント 1 に A, エージェント 2 に B を割り当てる)。

**例 4** 問題設定は例 3 と同じ。エージェントの評価値は以下で与えられるとする。

	A	B	AB
エージェント 1	80	0	80
エージェント 2	0	80	80
エージェント 3	60	0	60

財 A, B のセットに対して、留保価格の和以上の評価値のエージェントが存在しないため、 $LDS(1)$  で Step 3 の条件にマッチし、 $LDS(2)$  で Step 2 の条件にマッ

チする。エージェント 1 が A を、エージェント 2 が B を得る。エージェント 1 は 60 を支払い、エージェント 2 は留保価格の 50 を支払う。

**例 5** 問題設定は例 3 と同じ、エージェントの評価値は以下で与えられるとする。

	A	B	AB
エージェント 1	80	0	110
エージェント 2	0	80	80
エージェント 3	60	0	60

財 A, B のセットに対して、留保価格の和以上の評価値のエージェントが 1 人だけであるため、 $LDS(1)$  で Step 1 の条件にマッチし、エージェント 1 がピボタルエージェントである。 $GVA(1)$  の結果は、エージェント 1 が A, B のセットを留保価格の和の 100 で買うというものであり、一方、 $LDS(2)$  の結果は、エージェント 1 が A を 60 で買い、エージェント 2 が B を留保価格の 50 で買うというものである。ピボタルエージェントであるエージェント 1 の効用は後者の方が大きいいため、後者の結果が採用され、エージェント 1 が財 A を 60 で落札する。一方、財 B はエージェント 2 には販売されない。エージェント 1 に割り当てる財と支払額の計算においては、エージェント 2 に財を割り当てることを仮定して行うが、実際には他のエージェントへの財の割当ては行われぬ。

**例 5** で財 B が販売されないのは一見無駄なようであるが、他のエージェントに財を販売することになると誘因両立性が保証されなくなる。たとえば、例 3 で、エージェント 2 は真の評価値を申告すれば財を得ることができず効用は 0 である。一方、A, B のセットに対する評価値を 80 に過少申告すれば、状況は例 5 と同様になる。この場合、財 B をエージェント 2 に売ることになると、エージェント 2 は過少申告により利益を得ることができる。

**例 6** 3 つの財 A, B, C, 留保価格はすべて 50, レベル付の分割は図 1 の case 2 のとおりとする。エージェントの評価値は以下で与えられるとする。

	A	B	C	AB	BC	AC	ABC
エージェント 1	60	30	30	90	60	90	120
エージェント 2	30	60	30	90	90	60	120
エージェント 3	30	30	60	60	90	90	120

$LDS(3)$  で、Step 2 の条件がマッチする。エージェント 1, 2, 3 がそれぞれ財 A, B, C を得て、支払額は留保価格の 50 である。

#### 4. 誘因両立性の証明

LDS プロトコルが個人合理性を満足することは自明である．以下に，LDS プロトコルが誘因両立性を満足することを証明する．

定理 1 LDS プロトコルは，架空名義入札が可能な場合でも誘因両立性を満たす．すなわち，各エージェントにとって，架空名義を用いずに，単一の名義で真の評価値を入札することが支配戦略となる．

定理 1 を証明するため，以下の補題を証明する．

補題 1 LDS プロトコルで，財のセット  $S$  を割り当てられたエージェント  $x$  の支払額は，財の留保価格の和  $R(S)$  以上である．

証明は以下のとおりである．LDS プロトコルでレベル  $i$  が適用されたとする．エージェント  $x$  の支払額  $p_x$  は  $\sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*)$  で定義され， $G^*$  でエージェント  $x$  は財の集合  $S$  を得ている．考慮の対象となる割当ての集合  $SG_i$  には， $S$  に含まれる財以外の割当てに関しては  $G^*$  と同じで， $S$  に含まれる財をダミーエージェントに割り当てる割当て  $G'$  が含まれており， $\sum_{y \neq x} v_y(G') = \sum_{y \neq x} v_y(G^*) + R(S)$  が成立する． $G^*_{\sim x}$  は  $x$  以外のエージェント（ダミーエージェントも含む）の評価値の和を最大化する割当てであるため，明らかに  $\sum_{y \neq x} v_y(G') \leq \sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x})$ ．よって，支払額  $p_x$  に関して，以下の式が成立する．

$$\begin{aligned} p_x &= \sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*) \\ &\geq \sum_{y \neq x} v_y(G') - \sum_{y \neq x} v_y(G^*) = R(S) \end{aligned}$$

補題 2 LDS プロトコルでは，架空名義入札により効用を増加させることは不可能である．

証明は以下のとおりである．エージェント  $x$  が， $x'$ ， $x''$  なる複数の名義で，それぞれ財のセット  $S_{x'}$ ， $S_{x''}$  を得て，結果として  $S = S_{x'} \cup S_{x''}$  を得ているとする．また，この結果を与えた LDS プロトコルで適用されたレベルを  $i$  とする．補題 1 より，エージェント  $x$  のそれぞれの名義の支払額  $p_{x'}$ ， $p_{x''}$  に関して， $p_{x'} \geq R(S_{x'})$ ， $p_{x''} \geq R(S_{x''})$  が成立する．一方，もしエージェント  $x$  が単一の名義で  $S$  に関して， $R(S)$  なる評価値を表明した場合，レベル付分割の満たすべき性質より， $j < i$  なるレベル  $j$  に，ある分割  $D_{jl}$  が存在し， $S \in D_{jl}$  となる．この場合， $LDS(j)$  で，Step 1 の条件が成立し，レベル  $j$  の分割で，各セットに関して留保価格の和以上の評価値を表明しているエージェントは  $x$  のみであるため，支払額

$p_x$  の計算に用いられるのはダミーエージェントの評価値，すなわち留保価格のみであり， $\sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) = R(M)$ ， $\sum_{y \neq x} v_y(G^*) = R(M) - R(S)$  が成立し， $p_x = R(S) \leq p_{x'} + p_{x''}$  が成立する．すなわち，エージェント  $x$  は単一の名義で  $S$  の評価値を表明した方が，支払額は（同じか）より小さくなる．同様に，エージェントが 3 つ以上の名義を用いている場合でも，1 つの名義にまとめて入札した方が，支払額は同じか，より小さくなることを示すことができ，この補題が成立する．

補題 2 より，架空名義入札の効果はないことが示されたため，以下，各エージェントが単一の名義で入札をしていることを仮定して，誘因両立性が成立することを示す．

次の補題が成立する．

補題 3 架空名義入札が存在せず，LDS プロトコルで適用されるレベルが変化しない場合，エージェントは真の評価値を申告した場合に，自分の効用が最大化される．

証明は以下のとおりである．レベル  $i$  が変化しない限り，考慮の対象となる割当ての集合は  $SG_i$  で変化しない．エージェント  $x$  の支払額  $p_x$  は  $\sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x}) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*)$  で定義される．エージェント  $x$  の割当て  $G$  に関する（真の）評価値を与える関数を  $u_x(G)$  と記述すると，エージェント  $x$  の効用は，割当て  $G^*$  の真の評価値と支払額の差で与えられ， $u_x(G^*) + \sum_{y \neq x} v_y(G^*) - \sum_{y \neq x} v_y(G^*_{\sim x})$  となる．この式の第 3 項は，架空名義入札がなければ  $x$  の表明に無関係に決定されるため，エージェント  $x$  は最初の 2 項の和を最大化することにより，効用を最大化することができる．真の評価値と異なる関数  $v'_x(G) \neq u_x(G)$  を申告し割当てが  $G'^*$  となった場合と，真の評価値  $v_x(G) = u_x(G)$  を申告して割当てが  $G^*$  となった場合で最初の 2 項の和を比較すると， $G^*$  は  $u_x(G) + \sum_{y \neq x} v_y(G)$  を最大化するように選択されているため，明らかに  $u_x(G^*) + \sum_{y \neq x} v_y(G^*)$  は  $u_x(G'^*) + \sum_{y \neq x} v_y(G'^*)$  より大きい等しい．よって，エージェント  $x$  は， $v_x(G) = u_x(G)$  となるように，すなわち真の評価値を申告した場合に，自分の効用を最大化することができる．

次に，レベルが変化するように過大/過少申告をしても効用が増加しないことを示す．

補題 4 真の評価値を過大に申告して，LDS プロトコルで適用されるレベルを減少させても，効用は増加しない．

証明は以下のとおりである．エージェント  $x$  が真の

評価値を申告した場合に適用されるレベルが  $i$  であったとする．真の評価値を過大に申告して，適用されるレベルを  $j < i$  にした場合，レベル  $j$  の分割に含まれるすべての財のセット  $S$  に関して，エージェント  $x$  の評価値は  $R(S)$  より小さい（そうでなければ，真の評価値を申告した場合にもレベル  $j$  が適用されるはずである）．一方，補題 1 より，財のセット  $S$  に対する支払額は，留保価格の和  $R(S)$  以上であるため，真の評価値を過大に申告し，適用されるレベルを減少させても，正の効用を得ることはできない．

補題 5 真の評価値を過少に申告して，LDS プロトコルで適用されるレベルを増加させても，効用は増加しない．

証明は以下のとおりである．過少申告により，エージェント  $x$  がレベルを増加させることができるのは以下の 2 つの場合のみである．

- (1) 真の評価値を申告したとき，エージェント  $x$  がピボタルエージェントである場合
- (2) エージェント  $x$  が過少申告することにより，他のエージェント  $y$  がピボタルエージェントとなる場合

上記の 1 の場合，真の評価値を申告した場合においても，Step 1 の処理により，レベルを増加させた場合の結果をエージェント  $x$  が選好するならば，その結果が用いられる．よって，この場合は過少申告しても効用は増加しない．上記の 2 の場合， $y$  以外のエージェントに財が割り当てられることはなく，エージェント  $x$  の効用は 0 である．よって，この場合も過少申告しても効用は増加しない．したがって，過少申告して適用されるレベルを増加させても，効用は増加しない．

これらの補題より，定理 1 が導かれる． □

## 5. 評価

LDS プロトコルでは，レベル付分割セット，留保価格の決定方法により，得られる社会的余剰は大きく変化することが予想される．以下，財が A, B の 2 種類の簡単な場合に関して，シミュレーションを用いて留保価格の設定により，社会的余剰がどう変化するかについて評価を行う．レベル付の分割セットは図 1 の case 1 のとおりであるとする．

以下の方法でエージェント  $x$  の財に対する評価値を決定する．

- 財に対する評価値が代替的（どちらか片方があればよい）か補完的（両方同時に必要）かを決定する．サイコロを振って，確率  $p$  で代替的，確率  $1 - p$  で補完的とする．

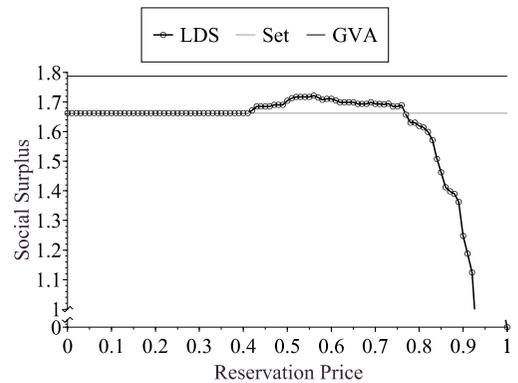


図 2 社会的余剰の比較 ( $p = 0.5$ )

Fig. 2 Comparison of social surplus ( $p = 0.5$ ).

- 評価値が代替的な場合：

財 A, B の評価値を，それぞれ  $[0, 1]$  の範囲でランダムに決定する．財 A, B のセットの評価値は，財 A の評価値と財 B の評価値の大きい方とする．

- 評価値が補完的な場合：

財 A, B の評価値はともに 0 とする．財 A, B のセットの評価値を， $[0, 2]$  の範囲でランダムに決定する．

図 2 は， $p = 0.5$ ，エージェントの個数を 10 とし，100 通りの異なるインスタンスを生成した場合の，LDS プロトコルで各財の留保価格（財 A, B の留保価格は同じ）を 0 から 1 に変化させた場合の社会的余剰の平均を示す．比較のため，架空名義入札は存在しないことを仮定した場合の GVA の結果，すなわちパレート効率的な割当ての社会的余剰，およびセットプロトコルを用いた場合の社会的余剰の平均値を示す．図 2 での GVA の社会的余剰の平均は 1.79，つねにセットで売る場合の社会的余剰の平均は 1.66 である．

図 3 に，他の設定は同じで， $p = 0.7$  とした場合の結果を示す．この場合の GVA の社会的余剰の平均は 1.78，つねにセットで売る場合の社会的余剰の平均は 1.50 である．留保価格を小さく設定すれば，LDS プロトコルで得られる結果はつねにセットで売る場合と等しい．適切に留保価格を設定することにより，つねにセットで売る場合と比較して社会的余剰が増大することが示されている．また，代替的なエージェントが存在する確率が高くなると，つねにセットで売る場合と GVA の差が大きくなり，LDS プロトコルの効果も

架空名義入札が可能な場合に GVA を適用した結果がどうなるかは，支配戦略均衡が存在しないため予想不可能である．

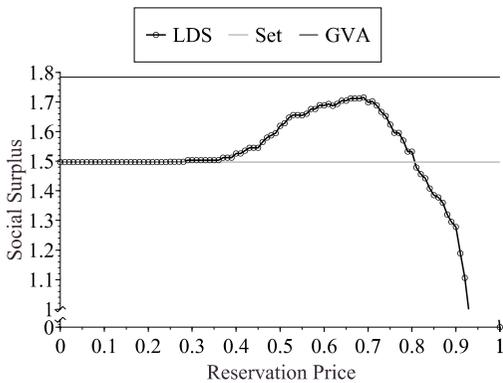


図3 社会的余剰の比較 ( $p = 0.7$ )

Fig. 3 Comparison of social surplus ( $p = 0.7$ ).

大きくなることが示されている。

## 6. 議 論

著者らの知る限りにおいて、LDS プロトコルは架空名義入札に対する頑健性が保証される、自明でない最初のプロトコルである。本プロトコルの問題点の1つとして、留保価格とレベル付分割セットが適切に設定されないと、財が販売されない可能性があるということがある。一方、架空名義に対する頑健性が保証されない、すなわち、支配戦略において誘因両立的でないプロトコルを用いた場合、どのような社会的余剰が得られるかはエージェントの用いる戦略に依存し、結果を予測することは非常に困難である。

一方、本プロトコルの利点として、GVA と比較して、プロトコルの実行のための通信/計算のコストが削減されるということがある。GVA を実行するためには、入札者はすべての可能な財の部分集合に関して評価値を入札する必要があり、勝者および支払額を決定するためには、複雑な最適化問題を解く必要がある<sup>1),9)</sup>。本プロトコルを用いる場合、割当て可能な部分集合はレベル付の分割セットであらかじめ限定されており、入札者はこれらに関してのみ評価値を申告すればよい。勝者、および支払額の計算のために探索すべき状態も、GVA を用いる場合と比較して、ごく一部分のみを対象とすればよい。

## 7. 結 論

本論文では、架空名義入札に対して頑健性が保証される、新しい組合せオークションプロトコルを提案し

た。本論文で提案するプロトコルは、財の留保価格を用いて、財をまとめて売るか、個別に売るかの判断をする点が特徴であり、パレート効率性は保証できないが、誘因両立性、個人合理性を満たす。本プロトコルにおいて、適切な留保価格を設定することにより、すべての財をセットで売る単純なプロトコルよりもはるかに良い割当てが可能であることをシミュレーションにより示した。

今後の課題として、どのようにレベル付分割セット、および留保価格を決定したら、社会的余剰、もしくは売り手の収入が最大化できるかということがある。エージェントの評価値の分布に関して、一定の知識があることを前提として、社会的余剰、もしくは売り手の収入を最大化するようなレベル付分割セット、および留保価格の決定方法について研究を進めている。

謝辞 草稿に有益なコメントをいただいた筑波大学の梶井厚志助教授、豊谷整克助教授に感謝いたします。

## 参 考 文 献

- 1) Fujishima, Y., Leyton-Brown, K. and Shoham, Y.: Taming the Computation Complexity of Combinatorial Auctions: Optimal and Approximate Approaches, *Proc. 16th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-99)*, pp.548-553 (1999).
- 2) Klemperer, P.: Auction Theory: A Guide to the Literature, *Journal of Economic Surveys*, Vol.13, No.3, pp.227-286 (1999).
- 3) Mas-Colell, A., Whinston, M.D. and Green, J.R.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press (1995).
- 4) McMillan, J.: Selling Spectrum Rights, *Journal of Economic Perspectives*, Vol.8, No.3, pp.145-162 (1994).
- 5) Rasmusen, E.: *Games and Information*, Blackwell (1994).
- 6) 櫻井祐子, 横尾 真, 松原繁夫: 電子商取引における一般化 Vickrey オークションプロトコルの問題点: 架空名義入札に対する頑健性, コンピュータソフトウェア, Vol.17, No.2, pp.1-9 (2000).
- 7) Sakurai, Y., Yokoo, M. and Matsubara, S.: A Limitation of the Generalized Vickrey Auction in Electronic Commerce: Robustness against False-name Bids, *Proc. 16th National Conference on Artificial Intelligence (AAAI-99)*, pp.86-92 (1999).
- 8) Sandholm, T.: Limitations of the Vickrey Auction in Computational Multiagent Systems, *Proc. 2nd International Conference on Multiagent Systems (ICMAS-96)*, pp.299-306 (1996).

もちろん、このように考慮の対象とする状態数を限定しているため、本プロトコルではパレート効率的な割当ては実現できない。

- 9) Sandholm, T.: An Algorithm for Optimal Winner Determination in Combinatorial Auction, *Proc. 16th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-99)*, pp.542-547 (1999).
- 10) Varian, H.R.: Economic Mechanism Design for Computerized Agents, *Proc. 1st Usenix Workshop on Electronic Commerce* (1995).
- 11) Wurman, P.R., Walsh, W.E. and Wellman, M.P.: Flexible Double Auctions for Electronic Commerce: Theory and Implementation, *Decision Support Systems*, Vol.24, pp.17-27 (1998).
- 12) 横尾 真: インターネットオークションの理論と応用, *人工知能学会誌*, Vol.15, No.2, pp.404-411 (2000).
- 13) 横尾 真, 櫻井祐子, 松原繁夫: 架空名義表明のメカニズムデザインに対する影響: インターネットでの集団意思決定に向けて, *コンピュータソフトウェア*, Vol.17, No.5, pp.445-454 (2000).
- 14) Yokoo, M., Sakurai, Y. and Matsubara, S.: The Effect of False-name Declarations in Mechanism Design: Towards Collective Decision Making on the Internet, *Proc. 20th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS-2000)*, pp.146-153 (2000).

(平成 12 年 10 月 2 日受付)  
(平成 14 年 3 月 14 日採録)



横尾 真(正会員)

1962 年生. 1984 年東京大学工学部電子工学科卒業. 1986 年同大学院修士課程修了. 同年 NTT に入社. 1990 年 ~ 1991 年ミシガン大学客員研究員. 現在 NTT コミュニケーション科学基礎研究所に勤務. マルチエージェントシステム, 制約充足問題に関する研究に従事. 博士(工学). 1992 年人工知能学会論文賞, 1995 年情報処理学会坂井記念特別賞, 1999 年人工知能学会全国大会優秀論文賞受賞. 人工知能学会, 日本ソフトウェア科学会, AAAI 各会員.



櫻井 祐子

1972 年生. 1995 年奈良女子大学理学部数学科中退. 1997 年名古屋大学大学院多元数理科学研究科修士課程修了. 同年 NTT に入社. 現在, NTT コミュニケーション科学基礎研究所勤務. マルチエージェントシステムの研究に従事. エージェントの合理的意思決定メカニズム等に興味を持つ. 1999 年度人工知能学会全国大会優秀論文賞受賞. 人工知能学会, 日本ソフトウェア科学会各会員.



松原 繁夫

1990 年京都大学工学部精密工学科卒業. 1992 年同大学院工学研究科修士課程修了. 同年 NTT に入社. 現在, NTT コミュニケーション科学基礎研究所勤務. 分散人工知能, マルチエージェントシステムの研究に従事. 博士(情報学). コミュニティコンピューティングとエージェントの合理的意思決定に興味を持つ. 1999 年度人工知能学会全国大会優秀論文賞受賞. 人工知能学会, 日本ソフトウェア科学会各会員.