

多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の 組み合わせオークション

A Combinatorial Auction among Versatile Experts and Amateurs

伊藤 孝行

Takayuki Ito

名古屋工業大学大学院工学研究科

Graduate School of Engineering, Nagoya Institute of Technology
itota@ics.nitech.ac.jp, <http://www-toralab.ics.nitech.ac.jp/~itota/>

横尾 真

Makoto Yokoo

九州大学大学院システム情報科学研究院

Graduate School of Information Science and Electrical Engineering, Kyusyu University
yokoo@is.kyushu-u.ac.jp, <http://lang.is.kyushu-u.ac.jp/~yokoo/>

松原 繁夫

Shigeo Matsubara

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
matsubara@cslab.kecl.ntt.co.jp, <http://www.kecl.ntt.co.jp/csl/sirg/people/matubara/index-j.html>

keywords: combinatorial auction, mechanism design, asymmetric information, multi-agent systems

Summary

Auctions have become an integral part of electronic commerce and a promising field for applying multi-agent technologies. Correctly judging the quality of auctioned goods is often difficult for amateurs, in particular, in Internet auctions. However, experts can correctly judge the quality of goods. In this situation, it is difficult to make experts tell the truth and attain an efficient allocation, since experts have a clear advantage over amateurs and they would not reveal their valuable information without some reward. In our previous work, we have succeeded in developing such auction protocols under the following two cases: (1) the case of a single-unit auction among experts and amateurs, and (2) the case of a combinatorial auction among single-skilled experts and amateurs. In this paper, we focus on versatile experts. Versatile experts have an interest in, and expert knowledge on the qualities of several goods. In the case of versatile experts, there would be several problems, e.g., free riding problems, if we simply extended the previous VCG-style auction protocol. Thus, in this paper, we employ PORF (price-oriented, rationing-free) protocol for designing our new protocol to realize a strategy-proof auction protocol for experts. In the protocol, the dominant strategy for experts is truth-telling. Also, for amateurs, truth-telling is the best response when two or more experts select the dominant strategy. Furthermore, the protocol is false-name-proof.

1. はじめに

近年, 計算論的メカニズムデザイン [Dash 03] が, マルチエージェントシステムの分野で広く注目を集めている. 特に, オークションは, 効率的な配分を実現するために最も重要なメカニズムの一つである. オークションを用いたタスクや資源の配分問題に関する研究も盛んに行われている [Boutilier 99, Hunsberger 00]. また, エージェントに基づく電子マーケットに関する研究 [Guttman 98, Wurman 98] では, エージェント間での効率的なオークションメカニズムが実現されている. さらに, eBay.com や Yahoo.com など, 実世界においてもオークションは, インターネット経済の中で, 一般的なチャネルの一つになりつつある. 一般に, オークションでは, 素人が財の質を正しく判断することは困難である. 一方, 専門家は財の質を正しく判断することができる. 筆者らは過去 [Ito

02][Ito 03][伊藤 03][伊藤 04] に, ゲーム理論やマイクロ経済学の分野における非対称情報という概念を用いて, 上の状況をモデル化した. 一般に非対称情報とは, ある参加者が, 自然の選択や他の参加者の評価値などについて異なる情報や知識を持つことを意味する. 自然の選択とは, 参加者の意思とは独立に決定される要素である. ここでは, 財の質が自然の選択である. 例えば, 骨董品のオークションでは, 壺が本物か偽物かのどちらかであるとする. ここで, 壺に関して, 専門家と素人という二つのタイプの入札者を仮定する. 専門家は, 財が本物か偽物かを判定でき, 素人は判定できない. すなわち, 壺が本物か偽物かという情報に関して, 専門家と素人は非対称情報を持つ. 以上のような状況では, 専門家は, 財の質に関して嘘の申告をすることで, 利益を得ることができるという問題がある.

筆者らは過去に、買い手が財の質（例えば本物が偽物か）について正確に判断ができない場合、条件付きの入札が可能なオークションプロトコルを提案した [Ito 02][Ito 03]。例えば、買い手は「もし、その財が本物ならば、50万円支払う。もし、財が偽物なら、4,000円までなら支払える」という条件付きの入札を行う。一方、買い手が財の質について正確な判断ができるなら、条件のない入札も可能にする。例えば「その財は本物である。だから、60万円支払う」という入札である。以上の条件付きの入札に基づいて、オークションプロトコルは財の質を判定し、落札者とその支払額を決定する。

以上の状況において、専門家に真の財の質を申告させ、パレート効率的な割当てを得るオークションを設計することは困難である。なぜなら、専門家は財の質を正しく判断できるという点で、素人に対して明かに有利であり、報酬なしにその情報を明かす誘因を持たないからである。例えば、メカニズムデザインの分野で良く利用される VCG メカニズム (クラークメカニズム) [Mas-Colell 95] は直接適用できないことが分かっている [Ito 02]。

そこで、筆者らは過去に以下の二つの状況に関して、専門家に真の財の質を申告させ、パレート効率的な割当てを得るオークションプロトコルの設計に成功している。文献 [Ito 02][伊藤 03] では、取引する財の数が一つ（単一財）の状況でのオークションプロトコルを設計した。プロトコルの概要は、まず、財の質を専門家の申告に基づいて決定し、決定した質を基にして、Vickrey オークションを行い、勝者と価格を決定する。文献 [Ito 03][伊藤 04] では、単一財についてのみ興味を持つ専門家を仮定した状況で、複数財の組み合わせオークションプロトコルを設計した。プロトコルの概要は、まず各財の質を専門家の申告に基づいて決定し、決定した質に基づき、VCG を用いて、各バンドルの価格を決定する。

本論文では、多様な興味（複数の財に興味）を持つ専門家が存在する状況を扱う。文献 [Ito 03][伊藤 04] で、筆者らは、単一財についてのみ興味を持つ専門家だけが存在する場合のプロトコルを、本論文で扱う状況に適用した場合、ただ乗り問題に類似した問題が存在することを示した。また、文献 [Ito 03][伊藤 04] で提案したプロトコルでは、ある特定のケースにおいて、財の質の判定を保留する。文献 [Ito 03][伊藤 04] では、財の質の判定を保留すること自体が、専門家に真の申告をさせる誘因としてうまく働いている。しかし、本論文で扱う、多様な興味を持つ専門家を仮定する状況では、財の質の判定の保留はうまく機能せず、専門家は、逆に利益を得ることができてしまう。

本論文では、PORF プロトコル [Yokoo 03] に基づいて、多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションを設計する [Ito 04]。PORF プロトコルは VCG とは異なる、汎用の組み合わせオークションプロトコルの一つである。本論文では、PORF プロト

コルに基づいて専門家と素人が存在する状況でも機能するようなオークションプロトコルを設計する。PORF プロトコルに基づいているため、提案するオークションプロトコルでは上記のただ乗り問題は発生しない。

本論文で提案するプロトコルの概要を以下に示す：まず、財のバンドルの価格をすべて計算する。各プレイヤーに対して、価格は、そのプレイヤーの他のプレイヤーの評価値の最大値である。ここで、価格の計算に使われる他のプレイヤーの評価値は、専門家か素人かによって注意深く選択される。次に、各プレイヤーに対して、効用を最大化するバンドルが割り当てられる。ここで、効用に関しても、プレイヤーが専門家か素人かによって、異なる計算方法を用いる。

本論文の構成を以下に示す。まず第2章で、基本的な用語を定義し、価格志向調整不要 (PORF) プロトコルを概説する。第3章では、多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションプロトコルを提案する。さらに提案するプロトコルの重要な特徴を示す。第4章では、本プロトコルの財の割当ての効率性について議論する。第5章では、本研究と関連研究との主な違いを示す。特に、Eric Maskin らのアプローチと我々のアプローチの差異を示す。最後に第6章では、本論文をまとめ、今後の課題を示す。

2. 問題設定

2.1 基本用語

本論文で用いる基本用語を定義する。本論文では個人価値オークションを扱う [Mas-Colell 95]。本論文で言う個人価値は伝統的な定義とはやや異なることに注意されたい。エージェント i の効用 u_i は、判定された自然の選択 q に対して割り当てられた財の真の評価値 $v_{i,q}$ と、割り当てられた財に対する売り手への支払額 p_i の差で定義される。すなわち、 $u_i = v_{i,q} - p_i$ である。

戦略 s が他のプレイヤーがとり得る任意の戦略に対する最適反応戦略なら、 s は支配戦略である。つまり、他のプレイヤーがどのような戦略を取ったとしても s を選択することで利得が最大化される。またプレイヤー i の最適反応戦略とは最大の効用を与える戦略である [Rasmusen 94]。

支配戦略均衡において、すべての参加者（オークションも含む）の効用の合計、すなわち、社会的余剰が最大化される時、オークションプロトコルはパレート効率的と言う。オークションでは、エージェントは、互いに貨幣を交換でき、各エージェントの効用は準線形と仮定する。したがって、効用の和は、パレート効率的な割当てにおいていつも最大化される。

パレート効率性と個人合理性を同時に満たす架空名義入札に頑健なプロトコルは存在しないことが証明されている [Yokoo 04]。従って架空名義入札に頑健なプロトコルを設計する場合は効率性を犠牲にする必要がある。

誘因両立性に関して伝統的な定義 [Mas-Colell 95] では、あるオークションプロトコルで真のタイプが評価値を申告するのが各入札者にとって支配戦略、つまり他の入札者の行動に関係なしに最適な戦略ならば、そのオークションプロトコルは誘因両立であると定義される。また、単一のエージェントが、複数の名義を用いて入札を行う不正行為の一種である架空名義入札 [Yokoo 04] がある。本論文では、誘因両立性の定義を拡張し、架空名義入札に対する頑健性も示すことができるようにした。つまり単一の ID を使って真のタイプを申告することが各入札者にとって支配戦略ならば、そのオークションプロトコルは誘因両立的である。誘因両立性に関する伝統的な定義と拡張した定義を区別するため、我々は伝統的な定義を戦略的操作不可能性 (strategy proof) と呼び、拡張した定義を架空名義入札不可能性 (false-name proof) とする。

2.2 対象領域の定義

本節では、多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションの対象領域モデルを定義する。入札者の集合を $N = \{1, 2, \dots, n\}$ で表す。財の集合を $M = \{1, 2, \dots, m\}$ で表す。質の集合を $Q = \{q_I, q_R\}$ で表す。 q_I は「偽物」を意味し、 q_R は「本物」を意味する。ペア $j : q_k$ は、財 j が質 q_k を持つことを表す。ペアの組み合わせの集合は、 $C = \{C_0, C_1, \dots, C_{2^{2m}}\}$ で表す。 C の要素をバンドルと呼ぶ。各入札者 i は、各バンドル $B \in C$ に対する好みを持つとする。プレイヤー i のタイプ θ_i は、質を伴う財のバンドルに対する評価値の集合として表される。例えば、 $M = \{1, 2\}$ の時、バンドルは、 $\{\{\}, \{1\}, \{2\}, \{1, 2\}\}$ であり、質を伴うバンドルは、 $\{\{1 : q_I\}, \{1 : q_R\}, \{2 : q_I\}, \{2 : q_R\}, \{1 : q_I, 2 : q_I\}, \{1 : q_R, 2 : q_I\}, \{1 : q_I, 2 : q_R\}, \{1 : q_R, 2 : q_R\}\}$ である。ここで、 $1 : q_I$ は、財 1 の質は q_I (偽物) を意味する。プレイヤー i が、バンドル $B \subseteq M$ を得て、 $p_{B,i}$ を支払った時のプレイヤー i の効用は、 $u_i(B, q(B), \theta_i) = v(B, q(B), \theta_i) - p_{B,i}$ で表す。 $q(B)$ は、バンドル B 内のペア $j : q_k$ の集合を表す。財の数は一つ以上とする。入札者は、どのバンドルに入札することも許される。財に対する評価値は、その財の質に依存するとする。専門家は財の質を観測できる。各財に対して、専門家は一人以上存在するとする。素人は財の質を観測できない。

各バンドルの価格を計算するために、本論文は最小バンドルという概念を利用する：

【定義 1】(最小バンドル) もしすべての $B' \subset B$ かつ $B' \neq B$ に対して $v(B', q(B'), \theta_i) < v(B, q(B), \theta_i)$ が成り立つならば、バンドル B は入札者 i にとって最小であると言う。

一般に最小バンドルは複数存在する。

[仮定 1] (多様な興味を持つ専門家) 専門家 i は複数の財 G_i に専門知識と興味を持つとする。専門家 i に対

する最小バンドルには、 i が専門知識と興味を持つ財が含まれるとする。 B が G_i 中の財を一つも含まない時、 $v(B, q(B), \theta_i) = 0$ とする。

例えば、絵画と壺がオークションされているとき、もし専門家が、絵画と壺の両方に専門知識と興味を持っているなら、その専門家は、絵画と壺の両方に入札する。

[仮定 2] (入札者の真の評価値の単調性) すべての入札者の真の評価値に関して、財の集合 X と Y について、 $X \subset Y, X \neq Y$ ならば、 $v(X, q(X), \theta_i) \leq v(Y, q(Y), \theta_i)$ が成り立つとする。

すなわち、本論文では、バンドルに含まれる財が増えれば、その評価値は減ることはないとは仮定する。ここでは free disposal を仮定している。

[仮定 3] (専門家の数) すべての財に関して、各財に専門知識と興味を持つ専門家が一人以上存在する。

すなわち、ある財について、すべてのプレイヤーが素人であるという状況は発生しないとする。

3. 多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークション

3.1 PORF プロトコル

本論文では、汎用プロトコルである PORF (Price-Oriented Rationing-Free: 価格志向調整不要) プロトコル [Yokoo 03] を利用して、多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションを設計する。PORF プロトコルは、以下のように定義される。

【定義 2】(PORF プロトコル) 《ステップ 1》各入札者 i は、そのタイプ $\tilde{\theta}_i$ を申告する。申告されるタイプは、真のタイプ θ_i である必要はない。

《ステップ 2》各入札者 i に関して、各バンドル $B \subseteq M$ に対して、価格 $p_{B,i}$ が定義される。価格 $p_{B,i}$ は、 i が申告したタイプ $\tilde{\theta}_i$ とは独立に決定され、かつ、価格 $p_{B,i}$ は、他の入札者の申告したタイプに依存し得る。 $p_{\emptyset,i} = 0$ が成立すると仮定する。また、もし $B \subseteq B'$ ならば、 $p_{B,i} \leq p_{B',i}$ が成立する。

《ステップ 3》入札者 i に対して、以下に示すバンドル B^* が割り当てられる。 $B^* = \arg \max_{B \subseteq M} v(B, q(B), \tilde{\theta}_i) - p_{B,i}$ である。入札者 i は $p_{B^*,i}$ を支払う。 i の効用を最大化するバンドルが複数存在するならば、そのバンドルのうち一つが割り当てられる。割り当てた結果は、割当て可能性 (allocation feasibility) を満たす。つまり、二人の入札者 i と j 、割り当てられたバンドル B_i^* と B_j^* に関して、 $B_i^* \cap B_j^* = \emptyset$ が成立する。

PORF プロトコルは汎用なプロトコルである。PORF プロトコルは入札者 i の価格が i の申告したタイプとは独立に決定されるため、戦略的操作不可能性を満たす。また、PORF プロトコルでは、ある入札者は他の入札者の割当てとは関係なく、効用を最大化するバンドルを得る。従って、PORF プロトコルは調整不要 (rationing-free)

である．本論文では，専門家にとって戦略的操作不可能な PORF プロトコルを具体的に設計する．

【定義 3】(専門家による PORF プロトコル) 自分を専門家と申告したプレイヤー i に関して，各バンドル B の価格 p が定義される．価格 p は，プレイヤー i の申告した財の質や評価値には依存しない．定義された価格を用いて， i が申告した質に対する i の評価値に基づいて， i の効用を最大化するバンドルがプレイヤー i に割り当てられる．

[定理 1] (専門家にとって戦略的操作不可能なプロトコル \rightarrow PORF プロトコル) 専門家にとって，真の申告が支配戦略となる任意のプロトコルは，専門家に関する PORF プロトコルとして記述可能である．

証明 戦略的操作不可能なプロトコルは， $\pi(\theta, q) = (B, p)$ として表現できる．ここで θ は，専門家 i のタイプである． q は，申告された財の質である．

まず， B が同じなら，価格も同じになることを証明する． $\pi(\theta, q) = (B, p)$ ， $\pi(\theta', q') = (B, p')$ ，および $p' < p$ を仮定することによって，矛盾を導き出す．ここで，専門家 i が，自分の真のタイプが θ であることと財の真の質が q であることを知っている時，自分のタイプが θ' ，かつ財の質が q' である，と嘘の申告をしたとする．この場合，専門家 i は，同じ財をより低い価格で購入することで利益を得ることができる．これは， π において，専門家にとって，真の申告が支配戦略であるという仮説と矛盾する．従って，プロトコルを $\pi(\theta, q) = (B, p(B))$ と表現できる．

次に， π が価格志向プロトコルであることを証明する．つまり，任意の θ に対して， $\pi(\theta, q) = (B, p(B))$ が成立することを証明する．ここで， $B = \arg \max_B v_i(B, q(B), \theta_i) - p(B)$ かつ $(B, p(B)) \in \bigcup_{\theta, q} \pi(\theta, q)$ である．すなわち，プロトコルが，バンドルの価格 $p(B)$ のもとで，プレイヤー i の効用を最大化するバンドル B をプレイヤー i に割り当てることが証明される．ここでは，上記のようなプロトコルが存在しないと仮定することによって矛盾を導き出す．すなわち， $\pi(\theta', q') = (B', p(B'))$ と $v_i(B, q(B), \theta_i) - p(B) < v_i(B', q(B'), \theta_i) - p(B')$ が成立することを仮定する．この場合，自分の真のタイプ θ と財の真の質 q を知っている専門家 i が真の申告をしたら，専門家 i の効用は， $v_i(B, q(B), \theta_i) - p(B)$ である．もし，専門家 i が，タイプは θ' で財の質は q' であると嘘の申告をしたら， i の効用は $v_i(B', q(B'), \theta) - p(B')$ になる．すなわち専門家は嘘の申告をしたとき利益がある．これは π が戦略的操作不可能であるという仮説に矛盾している． \square

3.2 提案プロトコル

本論文で新たに提案するオークションプロトコルは以下のように定義される．

【ステップ 1】 各入札者は自分のタイプを申告する．例えば，入札者 i は，自分のタイプ $\tilde{\theta}_i$ を申告する．このタイプは，必ずしも，真のタイプ θ_i である必要はない．

【ステップ 2】 各入札者の各バンドルに対する価格が決定される．入札者 i のバンドル $B \subseteq M$ に対する価格 $p_{B,i}$ は以下のように定義される：

専門家 i のバンドル B に対する価格 $p_{B,i}$ は次のように求める．他の入札者 j の最小バンドル(定義 1)を B' とする． $B' \cap B \neq \emptyset$ となるバンドル B において，専門家 i のバンドル B に対する価格 $p_{B,i}$ は， $p_{B,i} = \max_{j, B'} v(B', q(B'), \theta_j)$ とする． $v(B', q(B'), \theta_j)$ は，他の入札者 j のバンドル B' に対する評価値である．バンドル B に関して， $B' \cap B \neq \emptyset$ となる B' が存在しない場合， $p_{B,i} = 0$ とする．

他の入札者 j のバンドル B' に対する評価値に関しては以下のように定義する．入札者 j が専門家なら， j 自身が申告した評価値と質そのものを，バンドル B' に対する j の評価値として， i の価格の計算に用いる．入札者 j が素人なら，財それぞれに関して，(i を除いて) 一人以上の専門家が財は本物と申告しているなら， j にとって，財は本物とする．本物と申告する専門家が一人もいない財は， j にとって，財は偽物とする．以上の財の質とそれに基づく j の申告した評価値をバンドル B' に対する評価値とし， i の価格の計算に用いる．

素人 i の，バンドル B に対する価格 $p_{B,i}$ は次のように求める．他の入札者 j の最小バンドル(定義 1)を B' とする． $B' \cap B \neq \emptyset$ となるバンドル B において，素人 i の，バンドル B に対する価格 $p_{B,i}$ は， $p_{B,i} = \max_{j, B'} v(B', q(B'), \theta_j)$ とする． $v(B', q(B'), \theta_j)$ は，他の入札者 j のバンドル B' に対する評価値である．バンドル B に関して， $B' \cap B \neq \emptyset$ となる B' が存在しない場合， $p_{B,i} = 0$ とする．

入札者 j が専門家なら， j 自身が申告した評価値と質そのものを，バンドル B' に対する j の評価値として， i の価格の計算に用いる．入札者 j が素人なら，財それぞれに関して，一人以上の専門家が財は本物と申告しているなら， j にとって，財は本物とする．本物と申告する専門家が一人もいない財は， j にとって，財は偽物とする．以上の財の質とそれに基づく j の申告した評価値をバンドル B' に対する評価値とし， i の価格の計算に用いる．

(例外的なケース) バンドル B に，一人の専門家だけが本物と申告している財が含まれる場合，バンドル B の価格は ∞ である．これは，専門家に自分が専門家であるということを申告させる誘因となり，専門家が素人のふりをすることを防ぐことができる．

【ステップ 3】 $p_{\emptyset, i} = 0$ を仮定する．また，もし $B \subseteq B'$ なら， $p_{B,i} \leq p_{B',i}$ が成立する．

【ステップ 4】 入札者 i に対して，バンドル B^* が割り当てられる． $B^* = \arg \max_{B \subseteq M} v(B, q(B), \tilde{\theta}_i) - p_{B,i} \cdot v(B, q(B), \tilde{\theta}_i)$ のバンドル B は，各財の質に基づいて選択される．もし i が専門家なら， i が申告した質が選択される． i が素人の時，もし，一人以上の専門家がある財に対して，財の質は本物と申告している場合，その財の質は本物とする．もし，その財の質を本物と申告する専門家がいない場合，その財は偽物とする．各バンドルの効

用 $v(B, q(B), \tilde{\theta}_i) - p_{B,i}$ は負ならば, 0 とする. もし仮にすべてのバンドルの効用が 0 に成った場合の割り当ては, オークションによって決定される. 入札者の真の評価値に対する単調性の仮定がある元では, すべてのバンドルの効用が 0 になるのは極めて稀なケースである. 【ステップ 5】入札者 i は $p_{B^*,i}$ を支払う. i の効用を最大化するバンドルが複数存在する場合, その中の一つが割り当てられる.

【ステップ 2】は, 複雑なため, ある参加者 i のバンドル B の価格の計算の流れの概要を以下に示す. ここでは, 流れを明確にするため, 財の質はすべて本物, 及び, 参加者は全員専門家と仮定する (1) 各参加者の最小バンドル (複数ありえる) を求める (2) 参加者 i 以外のある参加者 j の最小バンドルの集合を MB とする (3) MB の中からバンドル B とコンフリクトする (共通の財を含む) 最小バンドルの集合を MB' とする (4) 参加者 i 以外のすべての参加者の MB' の中の最大の評価値を, バンドル B の価格と定義する (5) コンフリクトする (共通の財を含む) 最小バンドルがなければ, バンドル B の価格は 0 と定義する. 注意点として, 一般に最小バンドルは複数存在することから, 必ずしも 1 人に全部の財が割当てられることにはならない.

3.3 例

表 1 と表 2 に, 本論文で提案するプロトコルの例を示す. ここでは, 二人の専門家 e_1 と e_2 , および一人の素人 a_1 が存在するとし, 二つの財 1 と 2 が出品されていると仮定する. 財の質を考慮したバンドルは $\{1:q_R\}, \{1:q_I\}, \{2:q_R\}, \{2:q_I\}, \{1:q_R, 2:q_R\}, \{1:q_R, 2:q_I\}, \{1:q_I, 2:q_R\}$, および $\{1:q_I, 2:q_I\}$ である. 表 1 に各バンドルに対する評価値を示す. これらの評価値に基づいて, プロトコルは, 各プレイヤーの各バンドルに対する価格を決定する. 価格を表 2 の左に示す. 評価値と価格に基づいて, 効用が表 2 の右のように計算される.

e_1 の $\{1\}$ の価格は以下の手順で計算される. まず, e_1, e_2 , および a_1 のすべての最小バンドルは $\{1\}, \{2\}$, 及び $\{1,2\}$ である. ここで, $\{1\}$ とコンフリクトする (共通の財を持つ) 最小バンドルは $\{1\}$ 及び $\{1,2\}$ である. e_2 の $\{1\}$ の評価値は 100, $\{1,2\}$ の評価値は 600 で, 最大値は 600 である. a_1 の $\{1\}$ の評価値は 50, $\{1,2\}$ の評価値は 100 で, 最大値は 100 である. 従って, e_1 の $\{1\}$ の価格は, 最大値の 600 になる. a_1 は, e_1 が存在しない時でも, 1 も 2 も本物と考えることに注意されたい. 従って, a_1 の $\{1,2\}$ (すなわち $\{1:q_R, 2:q_R\}$) の評価値は 100 として, 計算が行われている.

同じように e_2 の $\{1\}$ の価格は 800 である. まず, e_1, e_2 , および a_1 のすべての最小バンドルは $\{1\}, \{2\}$, 及び $\{1,2\}$ である. $\{1\}$ とコンフリクトする (共通の財を持つ) 最小バンドルは $\{1\}$ 及び $\{1,2\}$ である. e_1 の $\{1\}$ の評価値は 300, $\{1,2\}$ の評価値は 800 で, 最大値は 800

である. a_1 の $\{1\}$ の評価値は 50, $\{1,2\}$ の評価値は 100 で, 最大値は 100 である. 従って, e_2 の $\{1\}$ の価格は, 最大値の 800 となる. a_1 は, e_2 が存在しない時でも, 1 と 2 を本物と考えることに注意されたい. ここで, 最大値は 800 であるため, e_2 の 1 に対する価格は, 800 となる. これらの価格を基に, 各バンドルの効用を計算できる. 表 2 の右は, プレイヤの効用を示す. 結果として, e_1 がバンドル $\{1,2\}$ を割り当てられる.

表 2 例: 価格と効用

	価格の表				効用の表		
	{1}	{2}	{1, 2}		{1}	{2}	{1, 2}
e_1	600	600	600	e_1	0	0	<u>200</u>
e_2	800	800	800	e_2	0	0	0
a_1	800	800	800	a_1	0	0	0

表 3 と表 4 は, 二つ目の例を示している. ここでは提案プロトコルの中で例外的なケースになる場合を示す. 表 3 は, バンドルに対する評価値を示す. これらの評価値に基づいて, プロトコルは, 各プレイヤーの各バンドルに対する価格を決定する. 価格は, 表 4 の左に示す.

例えば, e_1 の $\{1\}$ に対する価格を決定する手順は以下の通りである. a_1 は, e_1 が存在しないと仮定して質を決定するため, 2 を偽物とする. まず, e_2 と a_1 のすべての最小バンドルは $\{1\}, \{2\}$, 及び $\{1,2\}$ である. $\{1\}$ とコンフリクトする (共通の財を持つ) 最小バンドルは $\{1\}$ 及び $\{1,2\}$ である. e_2 の $\{1\}$ の評価値は 100, $\{1,2\}$ の評価値は 150 で, 最大値は 150 である. a_1 の $\{1\}$ の評価値は 80, a_1 は, e_1 が存在しないと仮定して, 質を決定するため 2 を偽物とするため, $\{1,2\}$ の評価値は 150 で, 最大値は 150 である. 従って, e_2 の $\{1\}$ の価格は, 最大値の 150 となる.

同じように e_2 の $\{1\}$ に対する価格を決定する手順は以下の通りである. a_1 は, e_2 が存在しないと仮定して質を決定するため, 2 を本物とする. まず, e_1 と a_1 のすべての最小バンドルは $\{1\}, \{2\}$, 及び $\{1,2\}$ である. $\{1\}$ とコンフリクトする (共通の財を持つ) 最小バンドルは $\{1\}$ 及び $\{1,2\}$ である. e_1 の $\{1\}$ の評価値は 100, $\{1,2\}$ の評価値は 300 で, 最大値は 300 である. a_1 の $\{1\}$ の評価値は 80, a_1 は, e_2 が存在しないと仮定して, 質を決定するため 2 を本物とするため, $\{1,2\}$ の評価値は 190 で, 最大値は 190 である. 従って, e_2 の $\{1\}$ の価格は, 最大値の 300 となる.

以上の価格に基づいて, 各バンドルに対する効用を計算することができる. 表 4 の右に各プレイヤーの効用を示す. 結果として, e_1 がバンドル $\{1,2\}$ を得る.

3 つ目の例として, 財が 3 つの場合を示す. ここでは, 3 つの場合の価格付けの流れを説明する. 説明を簡単に

表 1 例 1 : 評価値

	{1: q _R }	{1: q _I }	{2: q _R }	{2: q _I }	{1: q _R , 2: q _R }	{1: q _R , 2: q _I }	{1: q _I , 2: q _R }	{1: q _I , 2: q _I }
e ₁	300	-	400	-	800	-	-	-
e ₂	100	-	500	-	600	-	-	-
a ₁	50	10	50	30	100	80	60	40

表 3 例 2: 評価値

	{1: q _R }	{1: q _I }	{2: q _R }	{2: q _I }	{1: q _R , 2: q _R }	{1: q _R , 2: q _I }	{1: q _I , 2: q _R }	{1: q _I , 2: q _I }
e ₁	100	-	100	-	300	-	-	-
e ₂	100	-	-	50	-	150	-	-
a ₁	80	50	110	70	190	150	160	120

表 4 例 2: 価格と効用

価格の表			効用の表				
	{1}	{2}	{1, 2}		{1}	{2}	{1, 2}
e ₁	150	150	150	e ₁	0	0	150
e ₂	300	300	300	e ₂	0	0	0
a ₁	300	∞	∞	a ₁	0	0	0

するために、参加者は専門家 e₁ 及び e₂ とし、財はすべて本物と仮定する。まず、各バンドルに対する評価値は表 5 に示す通りとする。

表 5 例 3 : 評価値

	{1}	{2}	{3}	{1, 2}	{2, 3}	{1, 3}	{1, 2, 3}
e ₁	0	100	100	100	100	100	100
e ₂	0	0	50	200	50	50	200

e₁ の最小バンドルは、定義より、{2} と {3} になる。
e₂ の最小バンドルは、定義より、{3} と {1, 2} になる。

直感的には、e₁ は、表より {2} が {3} を落札したいと思っていることが分かるので、これを最小バンドルとして定義している。例えば、2 か 3 が含まれていれば、評価値は 100 になっている。一方、2 と 3 の両方が含まれていても評価値は 100 である。

最小バンドルを基に、各バンドルの価格を計算すると表 6 となる。

表 6 例 3 : 価格

	{1}	{2}	{3}	{1, 2}	{2, 3}	{1, 3}	{1, 2, 3}
e ₁	200	200	50	200	200	200	200
e ₂	0	100	100	100	100	100	100

例として、いくつかのバンドルの価格の計算方法を以下に示す。

【e₁ のバンドル {1} の価格】e₁ の価格であるため、e₂ の最小バンドル {3} と {1, 2} を考える。{1} とコンフリクトする（共通の財を持つ）共通バンドルは、{1, 2} の

みである。従って e₁ の {1} の価格は、{1, 2} の e₂ の評価値 200 になる。

【e₂ のバンドル {2, 3} の価格】e₂ の価格であるため、e₁ の最小バンドル {2} と {3} を考える。{2, 3} とコンフリクトする（共通の財を持つ）共通バンドルは、{2} と {3} である。e₁ の {2} の評価値は 100、{3} の評価値も 100 であるため、評価値の最大値は 100 になる。従って、e₂ のバンドル {2, 3} の価格は 100 になる。

【e₁ のバンドル {3} の価格】e₁ の価格であるため、e₂ の最小バンドル {3} と {1, 2} を考える。{3} とコンフリクトする（共通の財を持つ）共通バンドルは、{3} のみである。従って e₁ の {3} の価格は、{3} の e₂ の評価値 50 になる。

各参加者の各バンドルに対する効用を表 7 に示す。

表 7 例 3 : 効用

	{1}	{2}	{3}	{1, 2}	{2, 3}	{1, 3}	{1, 2, 3}
e ₁	0	0	50	0	0	0	0
e ₂	0	0	0	100	0	0	100

e₁ に {3} が割当てられ、e₂ に {1, 2} が割当てられる。e₂ は {1, 2, 3} の効用も 100 だが【ステップ 5】で、効用を最大化するバンドルが複数存在する場合、その中の一つが割当てられる、としている。すなわち、どのように割当ててかは、オークションに任せるが、オークションは割り当て可能性を満たすように割当てて。例えば、ここでは、社会的余剰が最大化されるように、オークションが調整し、上のような割り当てを行う。

3.4 プロトコルの特長

本プロトコルに関して成り立つ特徴的な 4 つの定理を以下に示す。詳細な証明は紙面の制限により省略する。

【定理 2】(専門家の支配戦略) 専門家にとって、真の申告が (弱) 支配戦略である。

証明 専門家にとって、バンドルの価格は、自分自身の申告した財の質や評価値に依存しない。従って、専門家の効用は自分自身が申告した財の質や評価値に依存しない。また、専門家が素人のふりをしたとしても、ケー

すが例外ケースなら、価格は ∞ になる。もし例外ケースでないなら、価格は変化しない。□

[定理 3] (割当て可能性) 本プロトコルの割当てた結果は、割当て可能性を満たす。

証明 二人以上の専門家が本物であると申告している財や、どの専門家も本物であると申告していない財に関し、二人以上のプレイヤーが同じバンドルを割り当てられることがないことを証明する。一つ以上の入札がある一つのバンドルに提出されたなら、最大の評価値を持つ入札が勝つ。各プレイヤーは、財の質に関して矛盾がない。例えば、専門家が同じ財の質を異なる質として判断した上で、評価値を計算するという状況はない。バンドルを勝ち取るプレイヤーはそのバンドルについて最大の効用を持ち、そのバンドルに最大の評価値を持つ。従って、他のプレイヤーは、そのバンドルで効用を最大化できない。もしくは、他のプレイヤーは、そのバンドルで効用を最大化できるが、その評価値は勝者の評価値より小さい。したがって、複数のプレイヤーが同じバンドルを勝ち取るという矛盾は起きない。

もし、一人の専門家だけが本物と申告する財がある場合、専門家だけが財を勝ち取るチャンスがある。つまり、素人にはその財を勝ち取るチャンスはない。一つ以上の入札がそのバンドルに提出された時、最大の評価値を持つ入札が勝つ。各専門家にとって、財の質に関する矛盾もない。□

[定理 4] (素人の事後均衡) 素人にとって、複数の専門家が支配戦略をとるならば、真の申告が最適反応戦略である。

証明 複数の専門家がある財について支配戦略をとるため、例外的なケースがおこるチャンスはない。従って、素人が専門家のふりをして利益はない。□

[定理 5] (架空名義入札の不可能性) 提案プロトコルは架空名義入札の不可能性を満たす。

定理 5 は、対称情報における証明と同じように証明できる [Yokoo 03]。

4. 議 論

4.1 割当ての効率性

提案プロトコル(または PORF プロトコル)で効率的な割当てを保証できない。以下に、提案プロトコルが効率的な割当てに失敗している例を示す。議論を明瞭にするために、各専門家は支配戦略を選択し、各素人は最適反応戦略を選択すると仮定する。従って、例外的なケースは起こらない。さらに、財は 1 と 2 の二つとし、すべての財が本物であるとする。表 8 では、各プレイヤーの最小バンドルは $\{1\}$ 及び $\{2\}$ となる。 e_1 の価格は、 $\{1\}$ が 9、 $\{2\}$ と $\{1,2\}$ が 10 になる。 $\{1,2\}$ の価格は、最小バンドルの価格 ($\{1\}$ が 9、 $\{2\}$ が 10) の最大値が 10 から決定される。 e_2 の価格は、 $\{1\}$ が 6、 $\{2\}$ と $\{1,2\}$ が 8

になる。 $\{1,2\}$ の価格は、最小バンドルの価格 ($\{1\}$ が 6、 $\{2\}$ が 8) の最大値が 8 から決定される。そして、 e_1 の効用は、 $\{1\}$ が 0、 $\{2\}$ と $\{1,2\}$ が 0 になる。 e_2 の効用は、 $\{1\}$ が 3、 $\{2\}$ と $\{1,2\}$ が 2 になる。従って、 e_2 が $\{1\}$ を勝ち取る。 e_1 は財を勝ち取るチャンスがない。従って、財 2 はどのプレイヤーにも割り当てられない。社会的余剰は 9 である。ここで、提案プロトコルは財の効率的な割当てに失敗している。一方、メカニズムデザインの分野で良く利用される VCG [Mas-Colell 95] では、専門家の真の申告は保証できないが効率的な割当ては可能である。本例では VCG を使うと $\{1\}$ は e_2 に、 $\{2\}$ は e_1 に割り当てられ、社会的余剰は 17 である。

表 8 効率的な割当ての失敗

	$\{1\}$	$\{2\}$	$\{1,2\}$
e_1	6	8	8
e_2	9	10	10

問題は、提案プロトコルでは、ある一人のプレイヤーが複数の代替的な財に関して最大の評価値を持つケースを扱うのが困難、という点である。本ケースでは、提案プロトコルは両方の財を一人のプレイヤーに割り当てようとする。しかしプレイヤーは、代替的な財の両方を必要としない。従って社会的余剰は減少する。VCG は、専門家に関して戦略的操作不可能なプロトコルではないが、上のケースでは効率的な割当てを実現する。

実際、上記のケースは非常に例外的である。そこで、本論文では提案プロトコルと VCG で得られる社会的余剰の差が十分に小さいことを実験的に示す。実験では、上記のケースと同じような仮定をした。すなわち、専門家は支配戦略を選択し、素人は最適反応戦略を選択すると仮定する。従って、ここでは例外的なケースは起こらない。さらに議論を簡単にするために財は A と B の二つとし、すべての財の質は本物とする。

提案プロトコルでは、財が代替的であるという確率に従って社会的余剰が変化すると考えられる。そこで本実験では、提案プロトコルと VCG の社会的余剰が、財が代替的であるという確率に従って、どのように変化するかを示す。実験ではプレイヤー i の評価値を以下の方法で決定した。以下に示す方法は文献 [Yokoo 01] でも用いられた方法である。プレイヤー i にとって、確率 p で、二つの財は代替的であり、確率 $1-p$ で、二つの財は補完的とする。二つの財が代替的なとき、各財に対して $[0,1]$ の範囲から評価値を一様分布に基づきランダムに選択し、バンドルの評価値は、A と B の評価値の大きい方とする(どちらか一方で十分であるため)。二つの財が補完的なとき、A のみの評価値と B のみの評価値はともに 0 である。バンドルが A と B の二つの財からなる場合、評価値は $[0,2]$ の範囲から一様分布に基づきランダムに選択する。

図1はプレイヤー数が10の時の実験結果である。実験では、財が代替的である確率を変化させ各確率に対して100万回の試行を行った。そして社会的余剰の平均、最大の値、および最小の値を計算した。比較として、VCGによるパレート効率的な(最適な)社会的余剰の平均、最大の値、および最小の値を示す。縦軸は社会的余剰を示し、横軸は財が代替的である確率を示す。

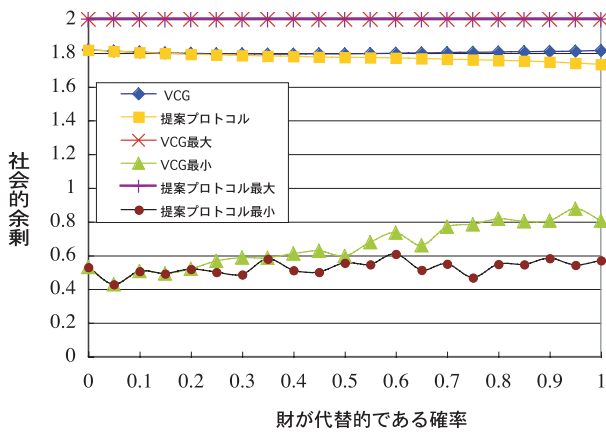


図1 実験結果

平均的には、二つの財が代替的である確率が0の時(財が補完的である時)、提案プロトコルの社会的余剰はVCGの社会的余剰と同じである。財が代替的である確率が1.0の時でも、図1より提案プロトコルの社会的余剰はVCGの社会的余剰の95%以上である。また、各確率において、社会的余剰が最大の場合、図1よりVCGも提案プロトコルも最大値2に近い余剰を得ることができている。さらに各確率において、最悪の場合でさえ、提案プロトコルは、最適なVCGに対して、60%以上の社会的余剰を得ることができている。

実際の応用を考えたときには評価値が一様分布せず偏ることが想像できる。本実験結果は、実際の応用で評価値が一様分布せず偏る場合にも適用可能な結果である。まず、上記で示した通り、社会的余剰が最小のケース(最悪のケース)でも提案プロトコルは、最適なVCGに対して、60%から100%の社会的余剰を得ることができる。提案プロトコルで社会的余剰が低下するのは、ある一人のプレイヤーが複数の代替的な財に関して、最大の評価値を持つケースである。ここで、評価値の分布が一様であれ、分布に偏りがある場合であれ、このケースの発生の仕方にはあまり影響しない。従って、分布に偏りが存在する場合でも、提案プロトコルは十分な性能を示すと考えられる。

上記に示した通り、提案プロトコルは、現実の応用には十分な社会的余剰を得ることができるが、パレート効率的な割当てを保証できない。しかし、同じ仮定のもとで、以下の定理が成立する。

[定理6](パレート効率的なプロトコルの不可能性) 全ての財に対して複数の専門家が存在したとしても、パレート効率的な割当てと、専門家の戦略的操作性を満たすことを保証するプロトコルは存在しない。

証明 パレート効率的な割当てと、複数の専門家がすべての財に関して存在するときの戦略的操作性を保証できるプロトコルが存在すると仮定し、矛盾を導く。二つの財、1と2が存在し、財2が本物と仮定する。二人の専門家 e_1 と e_2 、および一人の素人 a_1 が存在するとする。各プレイヤーは表9に示す評価値を申告したとする。

表9 反例

	$\{1:q_R\}$	$\{1:q_I\}$	$\{2:q_R\}$	$\{1:q_R, 2:q_R\}$	$\{1:q_I, 2:q_R\}$
e_1	6	5	6	6	6
e_2	0	0	0	12	11
a_1	7	0	5	7	5

もし財1が偽物であるとする、パレート効率的な割当てでは、両方の財は、 e_2 に割り当てられ、VCGに基づく支払い額は10になる。もし財1が本物だとすると、パレート効率的な割当てでは、財1は a_1 に、財2は e_1 に割り当てられる。VCGに基づく支払いは、 a_1 は6、 e_1 は5となる。ここで、専門家の意見が異なる時、矛盾を導きだすことができる。メカニズムデザインの観点から、以下のように考える。

まず、 e_1 の価格を議論する。パレート効率的な割当てを実現するためには、もし財1が本物なら、価格決定メカニズムを以下のように調整する必要がある： e_2 が(財1は真に本物だから)財1は本物と申告したとき、 e_1 にとって、財2の価格は5より少ない。なぜなら、 e_1 の評価値が5より大きい限り、パレート効率的な割当てでは変化しないからである。また、他の財の価格は、 e_1 が財2を勝ち取ることができるように十分に高い必要がある。

次に、 e_2 の価格を議論する。パレート効率的な割当てを実現するためには、もし財1が偽物なら、価格決定メカニズムを以下のように調整する必要がある： e_1 が財1は偽物と申告したとき、 e_2 にとってバンドル $\{1,2\}$ の価格は10より小さい。また、他の財の価格は、 e_2 がバンドル $\{1,2\}$ を落札できるように十分に高い必要がある。

e_1 が財1は偽物、 e_2 は財1は本物と申告した時、財2に対する e_1 の価格は5より小さく、バンドル $\{1,2\}$ の e_2 の価格が10より小さい。つまり e_1 は財2を得ることを好み、 e_2 はバンドル $\{1,2\}$ を得ることを好む。つまり、プロトコルは割当て可能性を実現できない。□

4.2 初期のオークションプロトコルの改良

PORFプロトコルを用いて、本研究で提案したプロトコル[Ito 02][Ito 03]を改良することができる。文献[Ito 02]では専門家と素人の間の単一財オークションを提案

した。文献 [Ito 03] では単一財にのみ興味を持つ専門家と素人との組み合わせオークションを提案した。単一財オークション [Ito 02] では質のレベルの数を 2 から n とした。また両方のプロトコル [Ito 02][Ito 03] で、合理的な戦略を取らない非合理的プレイヤーの存在も仮定した。

初期のオークションプロトコル [Ito 02][Ito 03] では、偽物の評価値に対する上界値（文献 [Ito 03] ではダミープレイヤー）を導入した。もし、オークションアが、適切な上界値の設定に失敗した場合、また上界値より上に本物の財の評価値がない場合に、財が効率的に割り当てられないという可能性がある。PDRF プロトコルを利用することによって、上界値を必要としないオークションプロトコルを構築でき、複数レベルの質と非合理的プレイヤーも扱うことができる。ここでは単一財のオークションのみを示すが、単一財にのみ興味を持つ専門家と素人との組み合わせオークションのケースにも同様に適用できる [Ito 03]。

【単一財のオークションプロトコル】財の数は 1 つである。質のレベルは 2 である：本物と偽物とする。

専門家の価格は以下のように定義される：一人以上の専門家が財を本物と申告しているなら、価格は、次の 2 つの値の中の最大値とする。1 つは、素人の本物に対する評価値。2 つは、専門家の自分自身の申告した質での評価値。財が本物だと申告する専門家がない場合、価格は、偽物の評価値の中の最大値と定義される。

素人の価格は以下のように定義される：財は本物と申告する専門家が複数いる場合、価格は次の二つの値の中の最大値とする。1 つは素人の本物に対する評価値。2 つは、専門家の自分自信の申告した質での評価値。ただ一人だけの専門家が財を本物と申告した場合、価格は ∞ とする。財が本物だと申告する専門家がない場合、価格は、偽物の評価値の中の最大値と定義される。

上記の価格を用いて、プロトコルは、その価格で買おうとする入札者に財を落札する。重要な点は以下である。専門家にとって、プロトコルは、専門家自身が申告した質に基づく評価値を使っている。素人にとって、プロトコルは、もし最低一人の専門家が財は本物だと言っている場合は、本物に対する評価値を使っている。それ以外は、偽物に対する評価値を使っている。

以上のプロトコルは、割当て可能性を満たす。つまり、1 人の入札者だけが、財を得ることによって、正の効用を得る。また、専門家にとって、真の申告が支配戦略である。これは、専門家の価格は、専門家自身の申告した評価値や質とは独立に決定されるからである。さらに、専門家は素人のふりをしようという誘因を持たない。なぜなら、専門家の価格が増大する可能性があるためである。二人以上の専門家が存在し、支配戦略をとるとすれば、割当てはパレート効率的である。

5. 関連研究

本研究で扱っているのは、財の質という情報に関して専門家と素人が存在するという非対称な状況である。非対称な状況下におけるオークションの設計を行ってきた。非対称オークションに関しては、Maskin らの研究 [Dasgupta 00] [Krishna 02] が我々のアプローチに近い。Maskin は、入札者が複数次元の情報と関連価値を持つ場合、効率的割当ての不可能性を初めて示した。文献 [Dasgupta 00] では、複数次元情報と関連価値という状況下で、効率的に割り当てるための非常に強い必要条件を示した。しかし、この条件は非常に強いもので、Krishna は、この条件が満たされることはほとんどあり得ないと指摘している [Krishna 02]。これは、複数次元情報と関連価値モデルを仮定した時、効率的なオークションの設計はほぼ不可能という意味である。

Maskin の形式化は非常に汎用的なもので、一般的なケースにおける不可能性を示した。本論文で扱うのはより特別なケースで、1 つのシグナル(タイプ)が完全に独立で、他のシグナル(質)に完全に相関関係がある。我々が扱うケースは、Maskin の不可能性の定理を避けることができる特別なケースであると同時に、現実の状況を形式化するのに十分に一般的である。

6. おわりに

本論文では、多様な興味を持つ専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションプロトコルを設計した。多様な興味を持つ専門家は複数の財に興味と専門知識を持つ。筆者らはこれまでに多様な興味を持つ専門家を仮定する場合、ただ乗り問題に起因する問題が発生することを指摘した [Ito 03]。そこで、本論文では PDRF プロトコルを用いることで、以下の特長を持つ新しいプロトコルを提案した：(1) 専門家にとって真の申告が支配戦略である。(2) 素人にとって複数の専門家が支配戦略を取るなら真の申告が最適反応戦略である。(3) 架空名義入札不可能性を満たす。さらに本論文では VCG と提案プロトコルの社会的余剰の差が十分に小さいことを示した。また、パレート効率的な割当てを保証しながら複数の専門家がすべての財に対して存在する時でも専門家にとって戦略的操作不可能性を満たすプロトコルは存在しないことを示した。さらに、我々が設計した初期の非対称オークションプロトコルを、上界値を使う必要のないプロトコルとして再設計することに成功した。

謝辞

査読者の方々には非常に有益なコメントを頂きました。ここに感謝の意を表します。

◇ 参 考 文 献 ◇

- [Boutilier 99] Boutilier, C., Goldszmidt, M., and Sabata, B.: Sequential auctions for the allocation of resources with complementarities., in *Proc. of the sixteenth International Joint Conference on Artificial Intelligence*, pp. 524–534 (1999)
- [Dasgupta 00] Dasgupta, P. and Maskin, E.: Efficient Auctions, *The Quarterly Journal of Economics*, Vol. CXV, pp. 341–388 (2000)
- [Dash 03] Dash, R. K., Jennings, N. R., and Parks, D. C.: Computational-Mechanism Design: A Call to Arms, *IEEE Intelligent Systems*, Vol. 18, No. 6, pp. 40–47 (2003)
- [Guttman 98] Guttman, R. H., Moukas, A. G., and Maes, P.: Agent-mediated Electronic Commerce: A Survey, *The Knowledge Engineering Review*, Vol. 13, No. 2, pp. 147–159 (1998)
- [Hunsberger 00] Hunsberger, L. and Grosz, B. J.: A Combinatorial Auction for Collaborative Planning., in *Proc. of the 4th International Conference on Multi-Agent Systems*, pp. 151–158 (2000)
- [Ito 02] Ito, T., Yokoo, M., and Matsubara, S.: Designing an Auction Protocol under Asymmetric Information on Nature's Selection, in *Proc. of the 1st International Joint Conference on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS02)*, pp. 61–68 (2002)
- [Ito 03] Ito, T., Yokoo, M., and Matsubara, S.: Towards a Combinatorial Auction Protocol among Experts and Amateurs: The Case of Single-Skilled Experts, in *Proc. of the 2nd International Joint Conference on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS03)*, pp. 481–488 (2003)
- [Ito 04] Ito, T., Yokoo, M., and Matsubara, S.: A Combinatorial Auction among Versatile Experts and Amateurs, in *Proc. of the 3rd International Joint Conference on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS04)*, pp. 378–385 (2004)
- [Krishna 02] Krishna, V.: *Auction Theory*, Academic Press (2002)
- [Mas-Colell 95] Mas-Colell, A., Whinston, M. D., and Green, J. R.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press, 2nd edition (1995)
- [Rasmusen 94] Rasmusen, E.: *Games and Information*, Blackwell Publishers Ltd., 2nd edition (1994)
- [Wurman 98] Wurman, P. R., Wellman, M. P., and Walsh, W. E.: The Michigan Internet AuctionBot: A Configurable Auction Server for Human and Software Agents, in *Proc. of the 2nd International Conference on Autonomous Agents (AGENTS98)* (1998)
- [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 03] Yokoo, M.: Characterization of Strategy/False-name Proof Combinatorial Auction Protocols: Price-oriented, Rationing-free Protocol, in *Proc. of the 2nd International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI03)*, pp. 481–488 (2003)
- [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)
- [伊藤 03] 伊藤孝行, 横尾真, 松原繁夫: 自然の選択の情報に非対称性が存在する場合のオークションプロトコルの設計, *コンピュータソフトウェア*, Vol. 20, No. 1, pp. 16–20 (2003)
- [伊藤 04] 伊藤孝行, 横尾真, 松原繁夫: 専門家と素人が存在する場合の組み合わせオークションー専門家が単一財にのみ専門知識を持つ場合ー, *電子情報通信学会論文誌 D-I*, *電子情報通信学会*, Vol. J.87-D-I, No. 10, pp. 920–930 (2004)

[担当委員: 和泉 潔]

2004年8月18日 受理

著 者 紹 介



伊藤 孝行(正会員)

2000年名古屋工業大学大学院工学研究科博士後期課程修了。博士(工学)。1999年～2001年日本学術振興会特別研究員(DC2,PD)。2000年～2001年南カリフォルニア大学情報科学研究所(USC/ISI)客員研究員。2001年～2003年北陸先端科学技術大学院大学知識科学教育研究センター助教授。2003年より名古屋工業大学大学院工学研究科助教授。現在に至る。マルチエージェントシステム, 電子商取引支援, オークション理論に興味を持つ。2004年情報処理学会全国大会奨励賞及び優秀賞受賞。AAAI, ACM, 情報処理学会, 電子情報通信学会, 日本ソフトウェア科学会, 計測自動制御学会各会員。



横尾 真(正会員)

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,九州大学大学院システム情報科学研究所 教授。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。エージェントの合意形成メカニズム, 制約充足/分散制約充足等に興味を持つ。博士(工学)。1992年, 2002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, 2004年ACM SIGART Autonomous Agent Research Award受賞。電子情報通信学会, 情報処理学会, 日本ソフトウェア科学会, AAAI各会員。



松原 繁夫(正会員)

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, コミュニティコンピューティングに関する研究に従事。情報経済学に興味を持つ。博士(情報学)。1999年度人工知能学会全国大会優秀論文賞, 2002年度人工知能学会論文賞, 2003年度情報処理学会研究開発奨励賞受賞。日本ソフトウェア科学会, 情報処理学会各会員。