

架空名義入札に頑健な組合せオークションプロトコルの提案と評価： バンドルサイズ優先プロトコル

松 谷 俊 宏[†] 横 尾 真^{††} 岩 崎 敦^{††}

本論文では新しい架空名義入札に頑健な秘密入札式組合せオークションプロトコルであるバンドルサイズ優先 (BSO) プロトコルを提案する。匿名性の高いインターネットを用いたオークションでは、架空名義入札と呼ばれる新しい不正行為の危険性が指摘されている。そのため、架空名義入札に頑健なオークションプロトコルに対して研究が行われている。本論文では架空名義入札に頑健な BSO プロトコルを提案し、実験を用いて従来のプロトコルとの性能比較を行った。また実験結果を用いて得られた知見により、現実のオークションにおける BSO プロトコルの適用可能性について議論した。

False-name Proof Combinatorial Auction Protocol Based on Bundle-size Order

TOSHIHIRO MATSUTANI,[†] MAKOTO YOKOO^{††} and ATSUSHI IWASAKI^{††}

This paper develops a new false-name proof, sealed-bid combinatorial auction protocol called Bundle Size Ordered (BSO) protocol. As Internet auctions become popular, we must consider the possibility of a new type of fraud called false-name bids that are submitted by a single buyer who uses multiple fictitious names such as multiple e-mail addresses. We develop the BSO protocol and compare its performance with traditional protocols. Our simulation result shows that the BSO outperforms existing false-name proof protocols in large scale combinatorial auctions.

1. はじめに

インターネットは世界中から集まる売り手と買い手にオークションの機会を安価に提供する優れたインフラとなっている。実際、多くの企業や消費者がインターネットオークション上で様々な商品を取引するようになり、電子商取引の主要な部分を占めつつある。さらに AI 技術にとっても重要な領域である^{7),9)}。

しかし、横尾らはインターネットオークションにおいて「架空名義入札」と呼ばれる新しいタイプの不正行為の可能性を指摘している^{13),14)}。架空名義入札とは、具体的には複数のメールアドレス等を用いて入札することで、支払いを安く済ませたり、本来は得られなかった財を得ようとしたりする行為を指す。インターネット上ではその名義から参加者を特定すること

はほとんど不可能であるので、インターネットオークションのためのプロトコルはこのような不正行為の影響を考慮して設計する必要がある。

オークション研究はもともと経済学分野で進められてきたが、近年では計算機科学分野でもさかんになっており、とくに組合せオークションに関する研究はホットトピックとなっている¹⁾。通常のオークションでは一度に 1 つの財を販売する方式がよく知られている。一方で組合せオークションでは、価値に依存性 (補完性や代替性) のある複数種類の財の組合せ (バンドル) に対する入札を受け付けて、複数の財を一度に販売できる。このため、入札者の補完的・代替的な選好を考慮することで、入札者の効用および主催者の利益を増加させることができる。

組合せオークションに関しては、Sandholm による財の最適な割当てを求める高速アルゴリズム⁶⁾ や、Parkes らによる反復型の組合せオークションプロトコル⁵⁾ 等の研究がある。しかし、これらは社会的に効率的な結果をもたらすプロトコルに注目しており、本論文が対象とする架空名義入札に対する頑健性は扱っていない。

[†] 九州大学大学院システム情報科学府
Faculty of Information Science and Electrical Engineering,
Kyushu University

^{††} 九州大学大学院システム情報科学府
Graduate School of Information Science and Electrical
Engineering, Kyushu University

架空名義入札については、架空名義入札が可能な状況で個人合理性 (individual rationality)・パレート効率性 (Pareto efficiency)・戦略的操作不可能性 (strategy-proofness) の3つを同時に満足する組合せオークションプロトコルは存在しないことが証明されている¹¹⁾。ここでプロトコルが戦略的操作不可能とは、そのプロトコルのもとで、すべての入札者がそれぞれの評価値を正直に入札することで効用が最大化する (支配戦略になる) ことを意味する。そこで、パレート効率性は必ずしも保証されないが、できるだけ効率的な割当てを実現しつつ、個人合理性と戦略的操作不可能性を満足するプロトコルの研究が行われている^{2), 12)}。

本論文では、新しい架空名義入札に頑健な組合せオークションプロトコルとしてバンドルサイズ優先 (bundle-size ordered, BSO) プロトコルを提案し、シミュレーション実験によって、BSO プロトコルと既存プロトコルを社会的余剰と売上げの点から比較する。

本論文は次のように構成される。まず組合せオークションの定式化について説明する (2章)。次に、既存の架空名義入札に頑健なプロトコルである最小バンドル (minimal bundle, MB) プロトコル¹⁰⁾ とレベル付き分割セット (leveled division set, LDS) プロトコル¹²⁾ を概説する (3章)。続いて本論文が提案する BSO プロトコルを定式化し、BSO プロトコルの架空名義入札に対する頑健性を証明する (4章)。さらに提案プロトコルを評価するための実験設定を述べる (5章)。続いて、入札の対象となる財の数が小さい場合 (6章) と大きい場合 (7章) に対するシミュレーション実験の結果を示し、考察を加える。最後に本論文の結論と今後の課題を述べる (8章)。

2. 問題の定式化とプロトコル記述法

2.1 問題の定式化

入札者の集合を $N = \{1, 2, \dots, n\}$ 、財の集合を $M = \{1, 2, \dots, m\}$ として、入札者 i はバンドル $B \subseteq M$ に対する評価値を持つ。本論文は個人価値オークション⁴⁾ に限定している。それぞれの入札者は他の入札者の評価値とは独立した財に対する評価値を持つ。入札者 i のバンドル $B \subseteq M$ に対する評価値は、タイプと呼ばれる $\theta_i \in \Theta$ を用いて $v(B, \theta_i)$ で表現する。また、入札者 i が B を得て支払額 $p_{B,i}$ を支払った場合の効用は準線形⁴⁾ とし、 $v(B, \theta_i) - p_{B,i}$ と定義する。

2.2 価格ベース・調整不要プロトコル

価格ベース・調整不要 (Price-Oriented, Rationing-Free, PORF) プロトコル¹⁰⁾ は戦略的操作不可能なプ

ロトコルの一般的な記述方法である。従来のプロトコル記述法では、まず勝者の決定方法を記述し、次に支払額の計算方法を記述する。これに対して PORF プロトコルでは、入札者の各バンドルに対する価格の計算方法のみを記述する。PORF プロトコルは従来のプロトコルの記述法と大きく異なっているが、任意の戦略的/架空名義操作不可能プロトコルは、PORF プロトコルとして記述可能である。

PORF プロトコルは以下のように定義される。

- 各入札者 $i \in N$ は自分のタイプ θ_i を申告する (真のタイプ θ_i を申告するとは限らない)。
- 入札者 i に対して、任意のバンドル $B \subseteq M$ の価格 $p_{B,i}$ が定義される。この価格は、 i の申告したタイプとは無関係に決定される (他者の申告したタイプには依存してもよい)。
- $B \subseteq B'$ なら、 $p_{B,i} \leq p_{B',i}$ 、 $p_{\emptyset,i} = 0$ を仮定する。
- 入札者 i に対して、効用 $v(B, \theta_i) - p_{B,i}$ を最大化するバンドル B が割り当てられ、支払額は $p_{B,i}$ となる。効用を最大化するバンドルが複数存在する場合には、それらのいずれか1つが割り当てられる。
- 割当て結果は割当て可能性を満たす。すなわち、入札者 i, j に割り当てられるバンドル B_i, B_j に関して、 $B_i \cap B_j = \emptyset$ が成立する。

以上より、価格は自分の申告したタイプと独立に決定される。入札者は他者の割当て結果とは独立に、自分の効用を最大化するバンドルを獲得できる。

PORF プロトコルの架空名義操作不可能性に関して、本論文では、弱匿名価格ルール (weakly-anonymous pricing rule, WAP)¹⁰⁾ を満たすプロトコルに議論を限定する。

定義 1. 弱匿名価格ルール

入札者を i, i 以外の参加者の集合を X 、これらのタイプの集合を Θ_X とする。このとき、 i に対して提示されるバンドル B の価格は $p(B, \Theta_X)$ で与えられる。

この仮定により、他の入札者のタイプの集合が同じであれば、すべての入札者に関して、同じバンドルの価格は同じとなる。WAP はきわめて自然な仮定であり、ほとんどすべてのプロトコルはこの性質を満足する。

次に弱匿名価格ルールを用いた PORF プロトコルに関して、非優加法的価格増加条件 (no super-additive price increase condition, NSA)¹⁰⁾ を定義する。

定義 2. 非優加法的価格増加条件

任意の入札者の集合 $S \subseteq N$ 、 $X = N \setminus S$ 、および $i \in S$ に関して、 B_i が i の効用を最大化するバンドルであるとき、

$$\sum_{i \in S} p \left(B_i, \bigcup_{j \in S \setminus \{i\}} \{\theta_j\} \cup \Theta_X \right) \geq p \left(\bigcup_{i \in S} B_i, \Theta_X \right)$$

が成立する．

WAP および NSA を同時に満たす PORF プロトコルは架空名義操作不可能となる．

2.3 PORF の例

本節では VCG プロトコル⁸⁾ を PORF で記述する．VCG プロトコルは代表的な組合せオークションプロトコルの 1 つであり，架空名義入札が許されない状況なら戦略的操作不可能性，パレート効率性，個人合理性の 3 つを満足するプロトコルである．

任意の入札者の集合 X と財の集合 B ，および B に属する入札者のタイプ集合 Θ_X に関して， $V^*(B, \Theta_X)$ を，財の集合 B を X 中の入札者に最適に割り当てた場合の効用の総和とする．このとき，入札者 $i \in N$ に対するバンドル $B \in M$ の価格は， $X = N \setminus \{i\}$ として以下の $p_{VCG}(B, \Theta_X)$ で与えられる：

$$p_{VCG}(B, \Theta_X) = V^*(M, \Theta_X) - V^*(M \setminus B, \Theta_X).$$

入札者 i が財を獲得することで，入札者 i 以外の入札者の集合 X に対する社会的余剰は減少する．この $p_{VCG}(B, \Theta_X)$ はその社会的余剰の減少分を意味する．

3. 従来のプロトコル

本章では，既存の架空名義入札に頑健なプロトコルとして最小バンドル (minimal bundle, MB) プロトコルとレベル付き分割セット (leveled division set, LDS) を概説する．

3.1 MB プロトコル

記述を簡単にするために最小バンドル¹⁰⁾ を定義する．

定義 3. 最小バンドル (minimal bundle)
バンドル B が入札者 i の最小バンドルとは，すべての $B' \subset B$ かつ $B' \neq B$ に対して $v(B', \theta_i) < v(B, \theta_i)$ が成立するバンドルである．

ここで定義した最小バンドルは価値のない不要な財を含まないバンドルを意味する．この最小バンドルを用いて，バンドル B の入札者 i に対する価格 $p_{B,i}$ は以下のように決定する．

$$p_{B,i} = \max_{B' \subseteq M, j \neq i} v(B', \theta_j),$$

where $B \cap B' \neq \emptyset$,

B' is minimal bundle for bidder j .

MB プロトコルは財を，その財を含む最小バンドルの中で，最も高い申告額を提示した入札者に割り当てる．

3.2 LDS プロトコル

LDS プロトコルでは，主催者は留保価格と，ある財

表 1 レベル付き分割セットの例

Table 1 Example of leveled division set.

level 1	$\{(a, b, c)\}$
level 2	$\{(a, b), \{(a, c)\}, \{(b, c)\}\}$
level 3	$\{(a), (b), (c)\}$

の集合としてレベル付き分割セット¹²⁾ (leveled division set) を事前に設定する．ここで，留保価格とは財もしくはバンドルに対する価格が留保価格より小さい場合，主催者は財を販売しないという価格であり，主催者は個々の財 $x \in M$ に対して留保価格 r_x を設定する．したがって，バンドル B に対する留保価格は B に含まれるすべての財の留保価格の総和である $r_B = \sum_{x \in B} r_x$ と定義する．

一方でレベル付き分割セットの 3 財 (a, b, c) に対する例を表 1 に示す．レベル付き分割セットには $1, 2, \dots, \max_level$ の各レベルがある．レベル 1 を最上位のレベル，レベル $\max_level$ を最下位のレベルとすると，各レベルに分割セットが存在する．たとえば，level 2 の分割セットは $\{(a, b), \{(a, c)\}, \{(b, c)\}\}$ となる．また，各分割セットは複数のバンドルの集合である分割から構成される．たとえば，level 2 の分割の 1 つは $\{(a, b)\}$ となる．さらに，レベル 1 の分割セットはすべての財を含む 1 つの分割より構成される．また，あるレベルの分割に含まれる複数のバンドルは，下位のレベルの分割を含む．たとえば，表 1 の level 3 の分割 $\{(a), (b), (c)\}$ に含まれる各バンドルの集合は $\{(a, b), \{(a, b, c)\}$ 等の上位レベルの分割に出現する．

LDS プロトコルは以上で述べた留保価格とレベル付き分割セットから価格 $p_{B,i}$ を決定する．まず，どのレベルの分割も B を含まない場合は， $p_{B,i} = \infty$ とし，入札者はそのバンドルを購入できないとする．次に，レベル l の分割がバンドル B を含むとする．そこで l_i^{min} を i を除く入札者の入札で留保価格以上の入札がなされている最上位のレベルとし， $p_{B,i}$ を以下のように決定する：

$$p_{B,i} = \begin{cases} \infty & \text{if } l > l_i^{min} \\ p_{VCG}(B, \Theta_{\{N \setminus \{i\}\} \cup N'}) & \text{if } l = l_i^{min} \\ r_B & \text{if } l < l_i^{min}. \end{cases}$$

ただし，留保価格以上の落札価格を保証するために， N' を留保価格に等しい評価値を持つ架空の入札者の集合とする．ここで，財を最適に割り当てるには，割当て可能なバンドルをレベル l の分割セットに記述されたもののみを計算する．

上記のように LDS プロトコルは価格決定の一部で

VCG プロトコルを用いる．しかし，レベル付き分割セットで財をまとめ，上位のレベルの財から優先的に落札されるため，入札者は架空名義を使って利得を増加させることができない．

4. BSO プロトコル

本章では BSO プロトコルを定式化し，その適用例を示したうえで，提案プロトコルの性質を議論する．

架空名義入札は大きいバンドルを必要とする入札者が複数の名義を用いて小さいバンドルごとに入札することで利益を増加させる行為である．このため，1つの名義で大きいバンドルを獲得するときの価格が複数の名義で小さいバンドルを個別に獲得するときの価格より少なくなるようにすれば，架空名義入札を防止できる．

BSO プロトコルでは留保価格とバンドルサイズからバンドル価格を調整する．バンドルを分割して獲得できる場合は分割せずにまとめて獲得する方が価格（留保価格の和）を少なくできる．この結果，提案プロトコルは架空名義入札に対する頑健性を持つ．

4.1 定 義

BSO プロトコルでは LDS プロトコルと同様に主催者は留保価格を設定するが，財の分割を設定する必要はない．そこで，バンドル B の入札者 i に対する価格 $p_{B,i}$ を以下の式で決定する：

$$p_{B,i} = \begin{cases} \infty & \text{if } k_{B,i} > |B| \\ p'_{B,i} & \text{if } k_{B,i} = |B| \\ r_B & \text{if } k_{B,i} < |B|. \end{cases}$$

ただし， $|B|$ は B のバンドルサイズである． $k_{B,i}$ は

$$\max_{B' \cap B \neq \emptyset, j \neq i} |B'| \text{ where } v(B', \theta_j) \geq r_{B'}$$

で表される．これは B と財が重複し， i 以外の入札者が留保価格以上を申告しているバンドルの中で，最も多くの財を含むバンドルのサイズを意味する． $p'_{B,i}$ は

$$\max_{B' \cap B \neq \emptyset, j \neq i} v(B', \theta_j) \\ \text{where } |B'| = k_{B,i}, \text{ and } v(B', \theta_j) \geq r_{B'}$$

で表される．これは $k_{B,i}$ を最大化するバンドルに対する他者の最高申告額を意味する．また $v(B', \theta_j) \geq r_{B'}$ を満たす B', j が存在しなければ $k_{B,i} = 0$ とする．

以上より，BSO プロトコルは財を最も多くの財を含みかつその財自身を含むバンドルに留保価格以上の申告額を提示した入札者に割り当てる．

4.2 適用例

本節では BSO プロトコルを適用した結果，財をすべて割り当てられる場合および財がすべて割り当てら

表 2 評価値例 (1)

Table 2 Example of evaluation values (1).

	(a)	(b)	(c)	(a, b)	(a, c)	(b, c)	(a, b, c)
1	50	0	60	50	110	60	110
2	0	0	0	90	0	0	90
3	0	60	60	60	60	60	60

表 3 BSO プロトコルの価格 (1)

Table 3 Example of BSO prices (1).

	(a)	(b)	(c)	(a, b)	(a, c)	(b, c)	(a, b, c)
$p_{B,1}$	50	60	60	100	100	100	150
$p_{B,2}$	∞	60	∞	110	110	110	150
$p_{B,3}$	∞	50	∞	110	110	110	150

れずに売れ残る場合の例について述べる．

例 1. 3 人 3 財の組合せオークションにおいて，入札者をそれぞれ 1, 2, 3, 財を a, b, c とする．留保価格は各財に対して 50 とし，各入札者が持つ評価値が表 2 で与えられるとする．

表 2 の評価値は，入札者 1 は a と c をそれぞれ個別に欲しいと考えており，入札者 2 は a と b を同時に欲しいと考えており，入札者 3 は b と c のどちらか一方だけを欲しいと考えていることを表している．

BSO プロトコルは戦略的操作不可能なため，入札者は自己の評価値を正直に申告するものとし，以降の例も同様とする．

この正直な入札の結果，入札者に提示される価格を表 3 に示す．入札者 1 のバンドル (c) の価格には $|c| = 1, k_{(c),1} = 1$ より入札者 3 のバンドル (c) に対する申告額である 60 が提示され，バンドル (a, c) の価格には $|a, c| = 2, k_{(a,c),1} = 1$ より留保価格の 100 (50×2) が提示される．また入札者 3 の (c) の価格には $|c| = 1, k_{(c),3} = 2$ より ∞ が提示される．この結果，入札者 1 が財 a および c を 100 を支払って獲得し，入札者 3 が b を 50 を支払って獲得する．

例 2. 次に，BSO プロトコルを用いて財がすべて売れ残る場合の例を示す．ここでは例 1 と同様，3 人 3 財の組合せオークションを考える．財の数および留保価格は例 1 と同じとする．ただし，各入札者の評価値は表 4 で与えられる．

ここでも入札者は自己の評価値を正直に申告するとする．これらの入札に BSO プロトコルを適用すると，まず入札者 1 の (a, c) の価格には， $|a, c| = 2, k_{(a,c),1} = 2$ より，入札者 2 の (a, b) に対する申告額である 105 が提示される．また，入札者 3 の (b) の価格には $|b| = 1, k_{(b),3} = 2$ より ∞ が提示される．この結果，各入札者に提示される価格は表 5 になり，入札者 1 が a, c を 105 を支払って獲得し，財 b は売

表 4 評価値例 (2)
Table 4 Example of evaluation values (2).

	(a)	(b)	(c)	(a, b)	(a, c)	(b, c)	(a, b, c)
1	50	0	60	50	110	60	110
2	0	0	0	105	0	0	105
3	0	60	60	60	60	60	60

表 5 BSO プロトコルの価格 (2)
Table 5 Example of BSO prices (2).

	(a)	(b)	(c)	(a, b)	(a, c)	(b, c)	(a, b, c)
$p_{B,1}$	∞	∞	60	100	105	100	150
$p_{B,2}$	∞	60	∞	110	110	110	150
$p_{B,3}$	∞	∞	∞	110	110	110	150

れ残ることになる。

4.3 架空名義操作不可能性

本節では, BSO プロトコルが架空名義操作不可能なプロトコルであることを証明する。まず定理 1 で BSO プロトコルが割当て可能性を満たすことを証明し, PORF プロトコルの定義を満たすことを示す。続いて, 定理 2 で BSO プロトコルが NSA の条件を満たすことを示し, BSO プロトコルが架空名義入札の影響を受けないことを証明する。

定理 1. BSO プロトコルは割当て可能性を満たす。

証明. 任意の財 $x \in N$ に関して, その財を含むバンドル $B \ni x$ を獲得して効用が正になるような入札者が複数存在しないことを証明する。

入札者 i の $B \ni x$ に対する評価値が $p_{B,i} < v(B, \theta_i)$ を満たしているとする。このとき, $B' \cap B \neq \emptyset$, $j \neq i$ とすると, $p_{B,i} \neq \infty$ より $k_{B,i} \leq |B|$ は明らかである。 $k_{B,i} < |B|$ の場合は $k_{B',j} > |B'|$ が成立し, $k_{B,i} = |B|$ の場合は $v(B, \theta_i) > \max v(B', \theta_j)$ より $v(B, \theta_i) > v(B', \theta_j)$ が成立する。このとき, j に対して提示される B' の価格は $k_{B',j} > |B'|$ ならば, $p_{B',j} = \infty > v(B', \theta_j)$ となり, $k_{B',j} = |B'|$ ならば, $p_{B',j} = v(B, \theta_i) > v(B', \theta_j)$ となる。したがって, i 以外に入札者は財 x を含むバンドルを獲得することで正の効用を得ることができない。よって, 任意の財を含むバンドルを獲得して効用が正になる入札者は複数存在しないため, BSO プロトコルは割当て可能性を満たすことが証明された。□

定理 2. BSO プロトコルは NSA の条件を満たす。

証明. 任意のバンドル B, B' ($B \cap B' = \emptyset$) に対して BSO プロトコルを適用すると, $|B| + |B'| = |B \cup B'|$ より $p_{B,i}, p_{B',i}$ がともに ∞ でなければ $p_{B \cup B',i} = r_{B \cup B'}$ となり, $p_{B,i} + p_{B',i} \geq p_{B \cup B',i}$ が成立する。よって, $\sum_{i \in S} p(B_i, \theta_X) \geq p(\bigcup_{i \in S} B_i, \theta_X)$ が成立し, $X' \supseteq X$ に対して $p(B, \theta_{X'}) \geq p(B, \theta_X)$

が満たされるので, BSO プロトコルは NSA の条件 $\sum_{i \in S} p(B_i, \bigcup_{j \in S \setminus \{i\}} \{\theta_j\} \cup \theta_X) \geq p(\bigcup_{i \in S} B_i, \theta_X)$ を満たす。□

定理 1, 2 より, BSO プロトコルは架空名義操作不可能なプロトコルであることが証明された。

4.4 BSO プロトコルの実装

2.2 節で, すべての参加者に対してすべてのバンドルの価格を計算するという形式でプロトコルを記述している。しかし, BSO プロトコルを実装する場合, 各バンドルに対する価格をすべて計算する必要はない。つまり, 勝者となる入札者およびバンドルを決定したうえで, 対象となるバンドルの価格のみを計算すればよい。具体的には, 例 2 の場合, 最初に留保価格以上の評価値の中で最もバンドルサイズの大きな入札者 1 の (a, c) および入札者 2 の (a, b) の価格 $p_{(a,c),1}, p_{(a,b),2}$ を計算すれば, 残りの部分の計算は不要となる。

5. 問題設定

本論文では, Combinatorial Auction Test Suite を用いて, 組合せオークションのインスタンスをモデルを用いて生成し, プロトコルを評価する。具体的には 100 のインスタンスに対して各プロトコルを適用し, 社会的余剰と売上げの平均値を比較する。ここで, 社会的余剰は入札者と主催者の効用の総和とし, 各財に対する留保価格は同じとする。

5.1 Combinatorial Auction Test Suite

本論文では Combinatorial Auction Test Suite (CATS)³⁾ を用いる。CATS は入力として財のタイプ, 入札数 N , 財の数 M を設定し, 評価値などを出力し, 様々な組合せオークションをモデル化する。すなわち, CATS から入札者 i の必要とするバンドル B_i や評価値 $v(B_i, \theta_i)$ のインスタンスを生成する。

本実験では, 入札に含まれる財の個数が比較的小さい場合の例として経路オークションを扱い (6 章), 入札に含まれる財の個数が比較的大きい例として領域オークションを扱う (7 章)。経路オークションは販売される財が 2 点間を結ぶ経路として表現できるオークションであり, 領域オークションは販売される財が平面上の領域として表現できるオークションである。

5.2 レベル付きセットの実装

LDS プロトコルにおけるレベル付き分割セットの実装はとくに指定されていない。しかし, 文献 15) が示すように, 主催者が入札者の評価値の分布に関して十分な知識を持っていれば, 適切なレベル付き分割セットを設計し社会的余剰を改善することが可能である。しかし, CATS はランダムな評価値のインスタンスを

表 6 レベル付き分割セットの構成例

Table 6 Example of leveled division set (for 4 goods).

level 1	$\{(a, b, c, d)\}$
level 2	$\{\{(a, b, c)\}, \{(a, c, d)\}, \{(a, b, d)\}, \{(b, c, d)\}\}$
level 3	$\{\{(a, b), (c, d)\}, \{(a, c), (b, d)\}, \{(a, d), (b, c)\}\}$
level 4	$\{(a), (b), (c), (d)\}$

生成するため、適切なレベル付き分割セットの設計は困難である．そこで、本論文では汎用的に適用可能な、すべての可能なバンドルを含むレベル付き分割セットを採用する．

具体的には、最下位のレベル max_level を $max_level = M$ とし、 max_level の分割セットを各財それぞれをバンドルとする 1 つの分割で構成する．レベル l の分割セットをすべての $N - l + 1$ 個の財の組合せ、つまり $|B| = N - l + 1$ を満たすすべてのバンドルで構成する．レベル l の分割セットに含まれるバンドルは ${}_N C_{l-1}$ 個である．また、可能ならばこれらのバンドルを結合して 1 つの分割にする（表 6 に 4 財の場合の例を示す）．

6. 経路オークションの実験

本章では、販売される財が 2 点間を結ぶ経路として表現できる財（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容量割当て等）をオークションにかける場合について、各プロトコルの性能を評価する．実験に用いるインスタンスは、CATS に実装されている財のタイプ *paths* を用いて生成する．

6.1 実験結果

図 1 は $N = 50$, $M = 10$ における留保価格の変動に対する BSO プロトコル、LDS プロトコル、MB プロトコルの社会的余剰の変化を表しており、図 2 はそのときに主催者が獲得する売上げの変化を表している．社会的余剰は、パレート効率的な割当てを 1 とした場合の比率で表している．

BSO プロトコル・LDS プロトコルともに留保価格が 0.2 を超えるあたりから社会的余剰・売上げが増加し、留保価格が 0.6 から 0.7 の間で最大になる．留保価格が 0 から 1.2 の区間内において、BSO プロトコルが達成する社会的余剰・売上げは LDS プロトコルのそれとほぼ同じである．MB プロトコルは留保価格を設定する必要がないので、社会的余剰・売上げは変化しない．

次に、入札数が大きくなった場合の結果を示す．図 3 は $N = 200$, $M = 10$ における留保価格の変動に対する BSO プロトコル、LDS プロトコル、MB プロトコルの社会的余剰の変化を表しており、図 4 はそのと

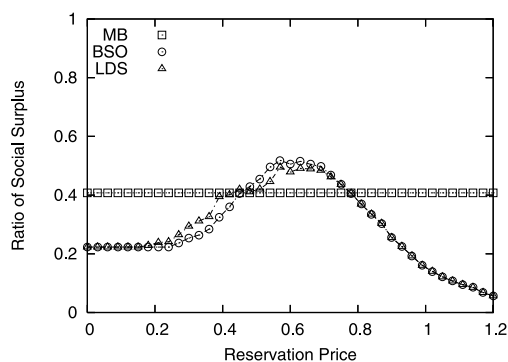


図 1 留保価格に対する社会的余剰の変化
(paths, 財数 10, 入札数 50)

Fig.1 Ratio of social surplus for reservation price
(paths, 10 goods, 50 bids).

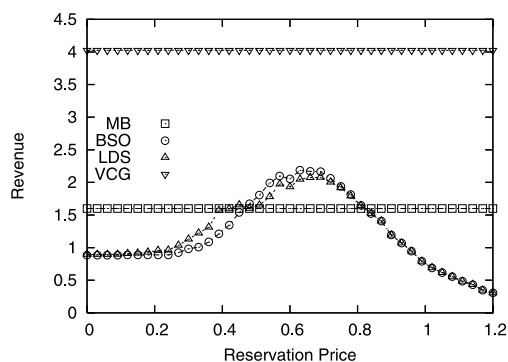


図 2 留保価格に対する売上げの変化
(paths, 財数 10, 入札数 50)

Fig.2 Revenue for reservation price
(paths, 10 goods, 50 bids).

きに主催者が獲得する売上げの変化を表している．

図 3, 図 4 と図 1, 図 2 を比較すると、BSO プロトコルと LDS プロトコルの社会的余剰・売上げはほとんど変化していないが、MB プロトコルの社会的余剰と売上げは約半分に減少していることが分かる．

6.2 考 察

BSO プロトコルと LDS プロトコルにおいて、社会的余剰・売上げを大きくするためには一定の留保価格が必要となる．留保価格が小さい場合、入札者は不要な財を含むバンドルに対しても留保価格以上の入札ができるため、他の入札者との財の重複が多くなる．このため 1 つの財を複数の入札者に割り当てることはできない．よって財を獲得する入札者が減少し、社会的余剰が減少する．それゆえ社会的余剰・売上げを大きくするためには一定の留保価格が必要となる．

MB プロトコルでは、不要な財を含まない最小バンドルのみを考慮する．そのため入札数が少ない場合、BSO プロトコル・LDS プロトコルより財の重複が少

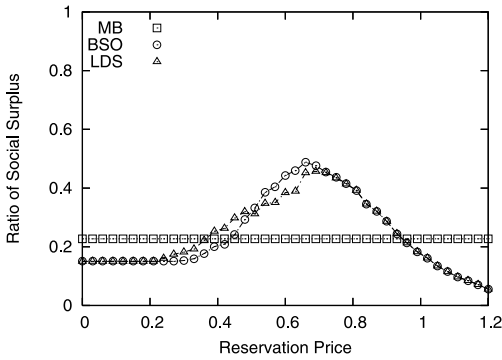


図 3 留保価格に対する社会的余剰の変化
(paths, 財数 10, 入札数 200)

Fig. 3 Ratio of social surplus for reservation price
(paths, 10 goods, 200 bids).

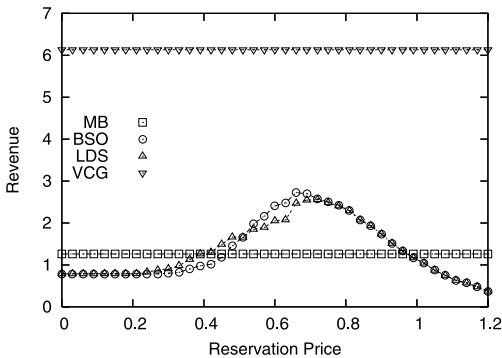


図 4 留保価格に対する売上げの変化
(paths, 財数 10, 入札数 200)

Fig. 4 Revenue for reservation price
(paths, 10 goods, 200 bids).

なくなるので、これらのプロトコルより性能が高くなる。一方、入札数が増加し、最小バンドルどうしでの財の重複が多くなると財を獲得できる入札者が減少し、社会的余剰が減少する。

また、BSO プロトコルと LDS プロトコルにおいて一定の留保価格を設定している場合には、入札数が増加しても留保価格以下の入札は除外されるため、財の重複の増加は小さく、MB プロトコルのような性能低下は起こらない。

7. 領域オークションの実験

本章では、財が平面上の領域として表現できる財（土地・採油権等）をオークションにかける場合について、各プロトコルの性能を評価する。実験に用いるインスタンスは、CATS に実装されている財のタイプ *regions* を用いて生成する。

7.1 実験結果

図 5 は $N = 50$, $M = 10$ における留保価格の変

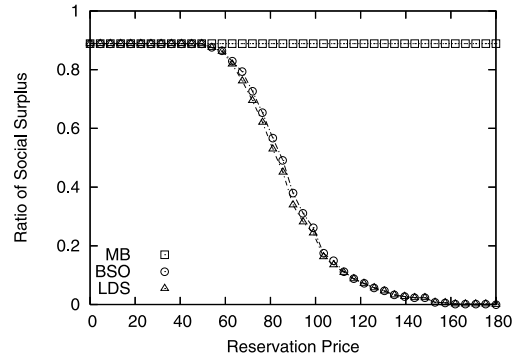


図 5 留保価格に対する社会的余剰の変化
(regions, 財数 10, 入札数 50)

Fig. 5 Ratio of social surplus for reservation price
(regions, 10 goods, 50 bids).

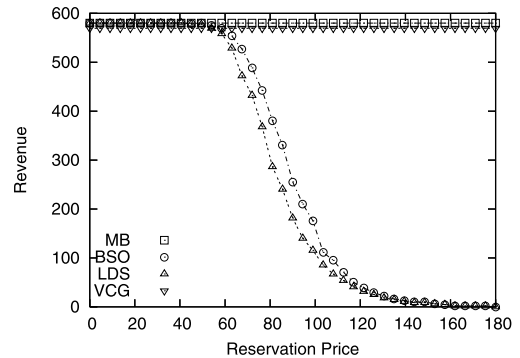


図 6 留保価格に対する売上げの変化
(regions, 財数 10, 入札数 50)

Fig. 6 Revenue for reservation price
(regions, 10 goods, 50 bids).

動に対する各プロトコルの社会的余剰の変化を表しており、図 6 はそのときに主催者が獲得する売上げの変化を表している。ただし、入札の生成プログラムを *paths* から *regions* に変更したため、留保価格の幅を変更している。

留保価格が 50 よりも小さい区間では、すべてのプロトコルの社会的余剰・売上げは等しく、留保価格が 50 よりも大きい区間では、留保価格の上昇により BSO プロトコルと LDS プロトコルの社会的余剰・売上げは減少する。

次に、入札が大きくなった場合の結果を示す。図 7 は $N = 200$, $M = 10$ における留保価格の変動に対する各プロトコルの社会的余剰の変化を表しており、図 8 はそのときに主催者が獲得する売上げの変化を表している。

図 7, 図 8 と図 5, 図 6 を比較すると、留保価格が小さい区間では、すべてのプロトコルの社会的余剰と売上げはやや低下することが分かる。一方、留保価格

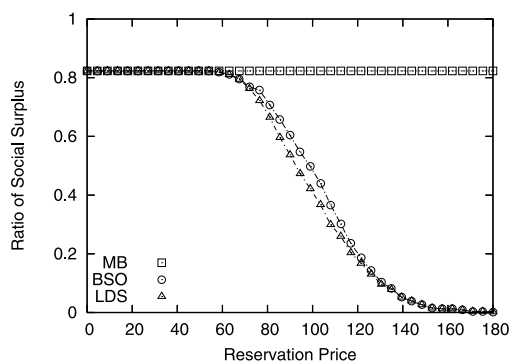


図 7 留保価格に対する社会的余剰の変化
(regions, 財数 10, 入札数 200)

Fig. 7 Ratio of social surplus for reservation price
(regions, 10 goods, 200 bids).

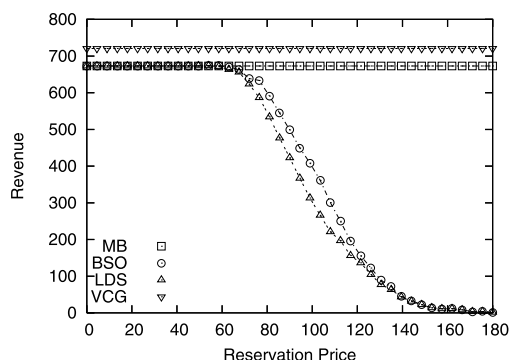


図 8 留保価格に対する売上げの変化
(regions, 財数 10, 入札数 200)

Fig. 8 Revenue for reservation price
(regions, 10 goods, 200 bids).

がある程度大きい区間では、BSO・LDS 両プロトコルの性能は上昇している．たとえば留保価格が 100 の BSO プロトコルの社会的余剰を比較すると、図 5 では 3 割を下回っているのに対し、図 7 では 5 割を上回っている．

7.2 考 察

経路オークションとの違いは、各入札に含まれる財の個数である．経路オークションでは、財の数が 1, 2 個の小さなバンドルに対して多くの入札がなされているが、領域オークションでは、財の数が 7 個から 10 個の大きなバンドルに対して多くの入札がなされている．そのため最初から財の重複が多く、最適に割り当てた場合でも財を獲得する入札者が経路オークションの場合と比べて少なくなる．結果として、留保価格が小さく、1 人の入札者しか財を獲得できない場合でも、BSO プロトコルや LDS プロトコルは経路オークションより大きな社会的余剰を達成する．

また、留保価格が一定以上の区間において、入札数

の増加によって BSO プロトコルと LDS プロトコルの性能が増加するのは、6.2 節と同様、留保価格が評価値の小さな入札を排除し、財の重複の増加を小さくするためである．

8. おわりに

本論文では、新しい架空名義入札に頑健な組合せオークションプロトコルとして BSO プロトコルを提案し、シミュレーション実験を用いて既存の LDS および MB プロトコルと比較した．

LDS プロトコルは、BSO プロトコルとほぼ同等の社会的余剰・売上げを達成するが、LDS プロトコルでは留保価格に加えて、レベル付き分割セットも設定する必要があり、主催者の労力が大きい．さらに LDS プロトコルはその一部で VCG プロトコルを使用するため、大規模なオークションでは複雑な最適化問題が発生し、計算に必要な時間が大きくなる．

一方で、BSO プロトコルは、入札数が比較的大きく、入札に対応するバンドルサイズが比較的小さいオークションにおいて、MB プロトコルより優れた社会的余剰・売上げを達成する．また、適切な留保価格を設定されなければ、BSO プロトコルの性能は低下する．このため、BSO プロトコルの実際の運用では留保価格の設定が課題になることを示した．しかし、財が一般的に取引されているならば、過去の市場調査等から適切な留保価格を予測できると考えられるが、予測の正確性等は今後の課題としたい．

加えて、留保価格を用いた MB プロトコルや、価格を調整した VCG プロトコル等から、より効率的な割当てを実現するプロトコルを提案していきたい．

謝辞 本研究を進めるにあたり、日本学術振興会科学研究費補助金基盤研究 (B) (課題番号 17300049) および電気通信普及財団の助成を受けました．ここに深く感謝いたします．

参 考 文 献

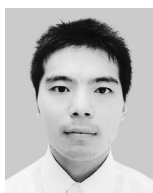
- 1) de Vries, S. and Vohra, R.V.: Combinatorial auctions: A survey, *INFORMS Journal on Computing*, Vol.15, No.3, pp.284-309 (2003).
- 2) Iwasaki, A., Yokoo, M. and Terada, K.: A robust open ascending-price multi-unit auction protocol against false-name bids, *4th ACM conference on Electronic commerce*, New York, NY, USA, pp.85-92, ACM Press (2003).
- 3) Leyton-Brown, K., Pearson, M. and Shoham, Y.: Towards a universal test suite for combinatorial auction algorithms, *2nd ACM conference*

- on *Electronic Commerce*, New York, NY, USA, pp.66–76, ACM Press (2000).
- 4) Mas-Colell, A., Whinston, M. and Green, J.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press (1999).
 - 5) Parkes, D.C. and Ungar, L.H.: Iterative Combinatorial Auctions: Theory and Practice, *AAAI*, pp.74–81 (2000).
 - 6) Sandholm, T.: Algorithm for optimal winner determination in combinatorial auctions, *Artificial Intelligence*, Vol.135, No.1-2, pp.1–54 (2002).
 - 7) Varian, H.R.: Economic Mechanism Design for computerized agents, *1st Usenix Workshop on Electronic Commerce*, New York (1995). <http://www.sims.berkeley.edu/~hal/Papers/mechanism-design.pdf>
 - 8) Varian, H.R.: Economic Mechanism Design for Computerized Agents, *1st Usenix Workshop on Electronic Commerce* (1995).
 - 9) 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).
 - 10) Yokoo, M.: Characterization of Strategy/False-name Proof Combinatorial Auction Protocols: Price-oriented, Rationing-free Protocol, *18th International Joint Conference on Artificial Intelligence*, pp.733–739 (2003).
 - 11) Yokoo, M., Sakurai, Y. and Matsubara, S.: The Effect of False-name Declarations in Mechanism Design: Towards Collective Decision Making on the Internet, *International Conference on Distributed Computing Systems*, pp.146–153 (2000).
 - 12) 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).
 - 13) 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).
 - 14) 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.37–46 (2000).
 - 15) 横尾 真，櫻井裕子，松原茂雄：架空名義入札に頑健な組合せオークションプロトコルにおけ

るバンドルの設計方法，コンピュータソフトウェア（ソフトウェア科学会論文誌），Vol.20, No.4, pp.25–34 (2003).

(平成 17 年 10 月 3 日受付)

(平成 17 年 12 月 2 日採録)



松谷 俊宏

平成 17 年九州大学工学部電気情報工学科卒業．現在，同大学院システム情報科学府所属．メカニズムデザイン，オークションに関する研究に興味を持つ．



横尾 真（正会員）

昭和 59 年東京大学工学部電子工学科卒業．昭和 61 年同大学院修士課程修了．同年日本電信電話（株）入社．平成 16 年より九州大学大学院システム情報科学研究院教授．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）．平成 4 年，平成 14 年人工知能学会論文賞，平成 7 年情報処理学会坂井記念特別賞，平成 16 年 Association for Computing Machinery（ACM）Special Interest Group on Artificial Intelligence（SIGART）Autonomous Agent Research Award，平成 17 年ソフトウェア科学会論文賞受賞．日本ソフトウェア科学会，電子情報通信学会，AAAI 各会員．



岩崎 敦

平成 14 年神戸大学大学院自然科学研究科博士後期課程修了．同年より平成 16 年まで NTT コミュニケーション科学基礎研究所に勤務．平成 16 年より九州大学大学院システム情報科学研究院助手．ゲーム理論，学習，オークション，実験経済学に関する研究に興味を持つ．博士（学術）．平成 16 年第 3 回合同エージェントワークショップ（JAWS2004）論文賞受賞．Economic Science Association 会員．