架空名義操作不可能な組合せオークションの割当規則の特性

Characterizing False-name-proof Allocation Rules in Combinatorial Auctions

東藤大樹[*1]，岩崎敦[*1]，横尾真[*1]，櫻井祐子[*1*2]
Taiki Todo, Atsushi Iwasaki, Makoto Yokoo, Yuko Sakurai

[*1]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

We identify a simple condition called subadditivity, which characterizes false-name-proof allocation rules in combinatorial auctions. An auction mechanism consists of an allocation rule that defines the allocation of goods for each agent, and a payment rule that defines the payment of a winner. An auction mechanism is false-name-proof if an agent has no incentive for submitting multiple bids from different identifiers. We prove that a deterministic allocation rule will be false-name-proof (when coupled with an appropriate payment rule) if and only if it satisfies subadditivity condition.

1. はじめに

メカニズムデザインとは，複数の人間／エージェントが何らかの社会決定をする場合に，社会的に望ましい結果をもたらす相互作用のルール／プロトコルを設計することである．この分野は電子商取引の拡大に伴い，経済学だけでなく，人工知能／エージェント分野でも活発に研究が行われている．特に，電子商取引のための基盤技術としてオークションメカニズムに関する研究が注目されている [Cramton 05].

インターネットの普及により，様々な商品を同時に扱う大規模なオークションの実現が可能となったことから，組合せオークションに関する研究が特に注目を集めている．従来のオークションでは一度に１つの財が販売されるが，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が同時に販売され，入札者は財の組合せ（バンドル）に対して入札する．入札者の補完的・代替的な選好を考慮することで，入札者の効用や主催者の利益を増加できる．

オークションメカニズムは一般的に，誰が商品を購入するかを決定する割当規則と，商品の販売価格を決定する支払規則という２つの関数によって構成される．オークションメカニズムに関する多くの研究では，これらの２つの関数を同時に考慮してオークションメカニズムを設計するため，メカニズムの振舞いの解析は容易ではない．

一方で，メカニズムの割当規則のみに着目する研究も存在し，割当規則の実装可能性 (implementability) に関する研究と呼ばれている．これは経済学における社会的選択理論の一分野として広く研究されており，割当規則の単調性 (monotonicity) が代表的な研究成果として知られている [Maskin 02]．特に組合せオークションに関しては，弱単調性 (weak-monotonicity) と呼ばれる性質が提案されており，割当規則が弱単調性を満たすことが，組合せオークションメカニズムが戦略的操作不可能（即ち，入札者にとって正直に入札することが最良）となるための必要十分条件であることが示されている [Bikhchandani 06].

また，横尾らは，インターネットの匿名性を利用した，架空名義入札（操作）と呼ばれる新しい不正行為の存在を指摘している [Yokoo 04]．架空名義入札とは，ある入札者が複数の名義を利用してオークションに参加し，自分の利益を増加させる不正行為である．インターネット上での真の名義の特定はほとんど不可能なため，架空名義入札の発見は困難である．更に，パレート効率性と架空名義操作不可能性とを同時に満たす組合せオークションメカニズムが存在しないことが証明されており [Yokoo 04]，理論的に最も優れているとされる Vickrey-Clarke-Groves (VCG) メカニズム [Mas-Colell 99] でさえ，架空名義入札の影響を受ける．

著者らの知る限り，本研究は架空名義操作不可能なメカニズムを特徴づける初の試みである．具体的には，割当規則に関して劣加法性を定義し，割当規則が弱単調性と劣加法性を満たすならば，メカニズムが架空名義操作不可能となる適切な支払規則の存在が保証できることを示した[*3].

更に，割当規則の局所的な挙動の観察のみでメカニズムの性質を検証できるため，劣加法性を用いることで，メカニズムの架空名義操作不可能性の検証が容易になる．本研究では，架空名義操作不可能であると信じられてきた GM-SMA [Yokoo 06], Matsuo メカニズム [Matsuo 06] の 2 つのメカニズムが，実は架空名義操作可能であることを発見した[*3].

2. 準備

入札者の集合を $N = \{1 \dots, n\}$，財の集合を G ($|G| = m$) と定義する．入札者 $i \in N$ は，G の各部分集合（バンドル）に対して評価値を持つ．この評価値の組を θ_i と表し，入札者 i のタイプと呼ぶ．このとき，入札者 i の，あるバンドル B に対する評価値を $v(\theta_i, B)$ と表す．また，入札者 i がバンドル $B \subseteq G$ を得て金銭 p を支払う場合の，入札者 i の効用を $v(\theta_i, B) - p$ と定義する．

各入札者のタイプはその入札者にしかわからない個人情報であり，タイプの集合であるタイプ空間 Θ から選ばれるとする．組合せオークションにおけるタイプ空間を，次の三つの仮定を満たす任意のタイプを含む集合であると定義する．

正規化 (normalization) 財を得られない場合の評価値はゼロである．

自由可処分性 (free disposal) 得た財を処分する際の費用はゼロである．

連絡先: 東藤大樹，九州大学大学院システム情報科学府，todo@agent.is.kyushu-u.ac.jp

*2 現在の所属はヤフー株式会社
*3 紙幅の都合上，定理・補題等の証明は省略する．詳細は著者らの文献 [Todo 09] を参照されたい．

非外部性 (no externalities) 自分の評価値は，自分が得る商品のみで決まる．

組合せオークションメカニズム $\mathcal{M}$ は，$X : \Theta^n \rightarrow P_G^n$ で定義される割当規則 X と，$p : \Theta^n \rightarrow \mathcal{R}_+^n$ で定義される支払規則 p によって構成される．ただし，P_G は，財の集合 G の冪集合である．本論文では簡単化のため，次の四つの仮定を満たす組合せオークションメカニズムに限定して議論する．

決定性 (deterministic mechanism) 同じ申告の組に対し，常に同じ割当・支払となる．

準匿名性 (almost anonymous mechanism) 割当・支払は，入札者の申告するタイプにのみ依存し，入札者の名前には依存しない．

消費者主権 (player decisiveness) あるバンドル B に対して十分高い評価をすれば，B を獲得できる．

個人合理性 (individual rationality) オークションに参加することで損をしない．

本論文では，メカニズムに関する記法について，ある入札者 i に着目し，i 以外の入札者の申告したタイプの組 Θ_{-i} を固定して議論するシングルエージェントモデルを導入する．このモデルの導入により，一般に $X(\theta_i, \Theta_{-i}), p(\theta_i, \Theta_{-i})$ と記述される割当規則，支払規則を，$X(\theta_i), p(\theta_i)$ と簡単に表記できる．

メカニズムデザインにおいて，メカニズム設計者は，社会的に望ましい性質を満たすようにメカニズムを設計する．この社会的に望ましい性質は様々な観点から定義できるが，本研究では，戦略的操作不可能性と架空名義操作不可能性を満たす組合せオークションメカニズムを対象とする．

定義 1 (戦略的操作不可能性)**.**
$\forall \theta_i, \theta'_i \in \Theta$ に対して

$$v(\theta_i, X(\theta_i)) - p(\theta_i) \geq v(\theta_i, X(\theta'_i)) - p(\theta'_i) \quad (1)$$

が成立するとき，メカニズム $\mathcal{M}(X, p)$ は戦略的操作不可能性を満たすという．

この定義は，入札者 i にとって，自分の真のタイプ θ_i を申告したとき自分の効用が最大となることを示している．即ち，全ての入札者にとって真のタイプを申告することが支配戦略であるとき，メカニズムは戦略的操作不可能である．

ここで，メカニズムの割当規則 X について実装可能性を定義する．実装可能性は，メカニズムが戦略的操作不可能となるような支払規則の存在を保証する割当規則の性質である．

定義 2 (実装可能性)**.**
ある支払規則 p が存在し，任意の $\theta_i, \theta'_i \in \Theta$ に対して式 1 が成立するとき，X は実装可能であるという．

もし割当規則 X が実装可能ならば，メカニズム $\mathcal{M}(X, p)$ が戦略的操作不可能となる適当な支払規則 p が必ず存在する．また，実装可能な割当規則の特性を表す性質として，弱単調性が提案されている．

定義 3 (弱単調性 [Bikhchandani 06])**.**
任意の 2 タイプ θ_i, $\theta'_i \in \Theta$ に対して，

$$\begin{aligned} & v(\theta_i, X(\theta_i)) - v(\theta_i, X(\theta'_i)) \\ & \geq v(\theta'_i, X(\theta_i)) - v(\theta'_i, X(\theta'_i)) \end{aligned} \quad (2)$$

が成立するとき，割当規則 X は弱単調性を満たすという．

弱単調性は割当規則に関するシンプルな性質であるが，組合せオークションメカニズムを対象とする限り，弱単調性は実装可能性を特徴付ける性質となることが示されている．

定理 1 (Bikhchandani *et al.* [Bikhchandani 06])**.** 組合せオークションメカニズムの割当規則 X が実装可能であるための必要十分条件は，X が弱単調性を満たすことである．

この定理の直観的な説明を以下で述べる．式 2 の左辺は，タイプ θ_i を持つ入札者が，自分のタイプを θ'_i と偽って申告した時の効用の減少量を表す．一方右辺は，タイプ θ'_i を持つ入札者が，自分のタイプを θ_i と偽って申告した場合の効用の増加量を表す．もし右辺が正ならば，θ'_i を真のタイプとして持つ入札者が θ_i を申告する誘因が生じる．θ'_i にとって真実申告が最良となるためには，支払額 $p(\theta_i)$ を $v(\theta'_i, X(\theta_i)) - p(\theta_i) - v(\theta'_i, X(\theta'_i)) < 0$ を満たすように定める必要がある．しかしこの支払規則によって，θ_i を持つ入札者が正直に申告した場合の効用も減少する．このとき，式 2 が成立していれば，$v(\theta_i, X(\theta_i)) - p(\theta_i) - v(\theta_i, X(\theta'_i)) \geq 0$ 及び，$v(\theta'_i, X(\theta_i)) - p(\theta_i) - v(\theta'_i, X(\theta'_i)) < 0$ を満たす支払規則 p を定められる．

つまり，割当規則 X が弱単調ならば，X を用いたメカニズムが戦略的操作不可能となる支払規則 p が必ず存在する．よって，メカニズムの設計の際，割当規則の性質のみに着目できる．

次に，組合せオークションメカニズムの架空名義操作不可能性を定義する．まず，架空名義操作に関する記法を導入する．入札者 i が k 個の名義 $id_1, \ldots, id_l, \ldots, id_k$ を利用できるとする．名義 id_l がタイプ θ_{id_l} を申告したとき，id_l への割当を $X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})$ で表す．このとき，$X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l}) = X(\theta_{id_l}, \Theta_{-i} \cup I^k_{-l})$ 及び $I^k_{-l} = \bigcup_{j \neq l}^k \{\theta_{id_j}\}$ を意味するものとする．支払規則についても同様に，$p_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l}) = p(\theta_{id_l}, \Theta_{-i} \cup I^k_{-l})$ とする．

定義 4 (架空名義操作不可能性)**.**
任意の $k+1$ タイプ $\theta_i, \theta_{id_1}, \ldots, \theta_{id_l}, \ldots, \theta_{id_k}$ に対して

$$\begin{aligned} & v(\theta_i, X(\theta_i)) - p(\theta_i) \\ & \geq v(\theta_i, \textstyle\bigcup_{l=1}^k X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})) - \sum_{l=1}^k p_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l}) \end{aligned} \quad (3)$$

が成立するとき，メカニズム $\mathcal{M}(X, p)$ は架空名義操作不可能性を満たすという．

式 3 の左辺は，入札者 i が真のタイプ θ_i を申告した場合の効用を，右辺は，入札者 i が k 個の架空名義 $id_1, \ldots, id_k$ を用いて，$\theta_{id_1}, \ldots, \theta_{id_k}$ を申告した場合の効用をそれぞれ表す．即ち，複数の架空名義を利用できる場合でも，ただ一つの名義のみを用いて自分の真のタイプを申告することが（弱）支配戦略であるとき，このメカニズムは架空名義操作不可能である．

3. 劣加法性

本章ではまず，架空名義操作不可能性を弱めた性質として弱架空名義操作不可能性を定義し，メカニズムが戦略的操作不可能性と弱架空名義操作不可能性を同時に満たすことが，架空名義操作不可能性を満たすことと等価であることを示す．

定義 5 (弱架空名義操作不可能性)**.**
式 $X(\theta_i) = \bigcup_{l=1}^k X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})$ を満たすような任意の $k+1$ タイプ $\theta_i, \theta_{id_1}, \ldots, \theta_{id_k}$ に対して式 3 が成立するとき，メカニズム $\mathcal{M}(X, p)$ は弱架空名義操作不可能性を満たすという．

架空名義を利用して入札したとき，真のタイプを申告した場合と同じバンドルを得る，という仮定を置いているため，弱架空名義操作不可能性は架空名義操作不可能性よりも弱い性質である．しかし，次の定理より，メカニズムが戦略的操作不可能性と弱架空名義操作不可能性を同時に満たすことが，架空名義操作不可能であることと等価であることが示される．

定理 2. 組合せオークションメカニズムが戦略的操作不可能かつ弱架空名義操作不可能であることは，架空名義操作不可能であることと等価である．

定理 2 より，戦略的操作不可能なメカニズムに限定すれば，弱架空名義操作不可能性と架空名義操作不可能性は等価である．以降では議論を弱架空名義操作不可能性に限定する．

次に，メカニズムの割当規則に関して，架空名義操作を含めた実装可能性を定義する．これは，先に定義した実装可能性を包含した性質である．

定義 6 (架空名義操作を含めた実装可能性)**.**
ある支払規則 p が存在し，任意の 2 タイプ $\theta_i, \theta'_i \in \Theta$ に対して式 1 が成立し，$X(\theta_i) = \bigcup_{l=1}^{k} X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})$ を満たす任意の $k+1$ タイプ $\theta_i, \theta_{id_1}, \ldots, \theta_{id_k}$ に対して式 3 が成立するとき，割当規則 X は架空名義操作を含めて実装可能であるという．

もし割当規則 X が架空名義操作を含めて実装可能であるならば，メカニズム $\mathcal{M}(X,p)$ が弱架空名義操作不可能となる適当な支払規則 p を定められる．更に，架空名義操作を含めた実装可能性の定義は，実装可能性の定義を含むので，メカニズムが架空名義操作不可能となる支払規則 p の存在が保証される．ここで，著者らの提案した劣加法性の定義を述べる．

定義 7 (劣加法性)**.**
$X(\theta_i) = \bigcup_{l=1}^{k} X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})$ を満たす任意の $k+1$ タイプ $\theta_i, \theta_{id_1}, \ldots, \theta_{id_k}$ に対して，

$$
\begin{aligned}
&\forall \theta'_i \quad \text{where} \quad v(\theta'_i, X(\theta'_i)) = 0, \\
&\forall \theta'_{id_l} \quad \text{where} \quad \left\{
\begin{aligned}
&X_{+I^k_{-l}}(\theta'_{id_l}) \supseteq X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l}), \\
&v(\theta'_{id_l}, X_{+I^k_{-l}}(\theta'_{id_l})) \\
&\quad = v(\theta'_{id_l}, X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})),
\end{aligned}
\right. \\
&\qquad\qquad\qquad (l = 1, 2, \ldots, k)
\end{aligned}
$$

$$
v(\theta'_i, X(\theta_i)) \le \sum_{l=1}^{k} v(\theta'_{id_l}, X_{+I^k_{-l}}(\theta_{id_l})) \tag{4}
$$

が成立するとき，割当規則 X は劣加法性を満たすという．

補題 1. 割当規則 X が架空名義操作を含めて実装可能ならば，X は弱単調性と劣加法性を同時に満たす．

割当規則が架空名義操作を含めた実装可能性を満たす場合に，劣加法性が成立することの直観的な説明を述べる．ここでは簡単化のため， $k=2$ の場合，即ち 2 つの架空名義を利用する場合に限定して述べる．

割当規則 X が架空名義操作を含めて実装可能なとき，$p(\theta_i) \le p_{+\{\theta_{id_2}\}}(\theta_{id_1}) + p_{+\{\theta_{id_1}\}}(\theta_{id_2})$. を満たすような支払規則 p が存在する．これを表しているのが図 1 の中央部分である．

式 4 の左辺は，自分の真のタイプを申告した場合に効用がゼロとなるようなタイプ θ'_i の評価値を表している．この評価値は，θ_i を申告した場合の支払額 $p(\theta_i)$ より小さくなる必要

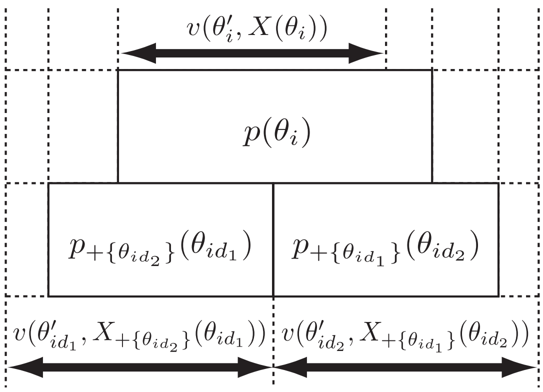

図 1: 劣加法性

がある．でなければ，θ'_i を真のタイプとして持つ入札者は，自分のタイプを θ_i と偽って申告し，効用を増加させようという誘因を持つ．これを表しているのが図 1 上部である．

２つの架空名義を利用する場合に限定すると，式 4 の右辺は $v(\theta'_{id_1}, X_{+\{\theta_{id_2}\}}(\theta_{id_1})) + v(\theta'_{id_2}, X_{+\{\theta_{id_1}\}}(\theta_{id_2}))$ と表せる．ここで，θ'_{id_1} は $X_{+\{\theta_{id_2}\}}(\theta_{id_1})$ を含むバンドルを獲得できるタイプ，同様に θ'_{id_2} は $X_{+\{\theta_{id_1}\}}(\theta_{id_2})$ を含むバンドルを獲得できるタイプである．このとき $v(\theta'_{id_1}, X_{+\{id_2\}}(\theta_{id_1}))$ は，$p_{+\{\theta_{id_2}\}}(\theta_{id_1})$ より必ず大きくなる．でなければ，真のタイプとして θ_{id_1} を持つ入札者が，嘘のタイプ θ'_{id_1} を申告する誘因が生じる．同様に $v(\theta'_{id_2}, X_{+\{\theta_{id_1}\}}(\theta_{id_2}))$ も，$p_{+\{id_1\}}(\theta_{id_2})$ より大きくなる．これを表したのが図 1 の下部である．以上より，劣加法性が成立する．

補題 2. 割当規則 X が弱単調性と劣加法性を同時に満たすならば，X は架空名義操作を含めて実装可能である．

また，劣加法性と弱単調性が成立する場合には，$p(\theta_i) \le p_{+\{\theta_{id_2}\}}(\theta_{id_1}) + p_{+\{\theta_{id_1}\}}(\theta_{id_2})$ を満たす適当な支払規則を定められる．即ち，X が架空名義操作を含めて実装可能となる．

以上より，次の定理が得られる．

定理 3. 組合せオークションメカニズムの割当規則 X が架空名義操作を含めて実装可能となるための必要十分条件は， X が弱単調性と劣加法性を同時に満たすことである．

4. 既存メカニズムの検証

本研究では，これまでに提案されてきた架空名義操作不可能なメカニズムについて，劣加法性を満たすか否かを検証した．その結果，架空名義操作不可能であると信じられてきた GM-SMA[Yokoo 06] と Matsuo メカニズム [Matsuo 06] が，劣加法性を満たさないことを示した．以下に，Matsuo メカニズムが劣加法性を満たさないことを説明する．

まず，Matsuo メカニズムの割当規則を概説する．

(i) Matsuo メカニズムはまず，パレート効率的な割当を考える．その際，架空名義である可能性のある入札者の集合を，shill group とする．より詳細には，入札者 i を除くと他の入札者 j がパレート効率的な割当に含まれなくなる場合に，i, j を一つの shill group とみなす．

(ii) パレート効率的な割当によって shill group 内の入札者に割り当てられる財の集合を一つのバンドルとみなし，再びパレート効率的な割当を行う．

$\{A\}, \{B\}$ を一つのバンドルとする場合に，ある入札者が $\{A\}$ を獲得できるのは，他の入札者の $\{A, B\}$，$\{A\}$，$\{B\}$ のどれよりも大きい評価値を持っている場合のみである．

3 人の入札者 $1, 2, 3$ と，2 財 A, B が存在する組合せオークションを考える．入札者 2, 3 のタイプを次のように仮定する．

$$\begin{array}{lcl} \text{入札者 } 2 & : & (0,0,10) \\ \text{入札者 } 3 & : & (0,9,9) \end{array}$$

このとき，入札者 1 が $\{A\}$ のみに興味がある場合，$\{A\}$ に対して 10 未満の評価をすると，入札者 1 は $\{A\}$ を獲得できない．例えば，入札者 1 の $\{A\}$ に対する評価値が 9 である場合，入札者 1 はパレート効率的な割当に含まれる．しかし，入札者 3 を除いた場合には入札者 1 が，入札者 1 を除いた場合には入札者 3 が，それぞれパレート効率的な割当に含まれなくなるため，入札者 1 と 3 は shill group と見なされる．よって，入札者 1 が $\{A\}$ を得るためには，入札者 2 の $\{A, B\}$ に対する評価値 10 以上の評価値を $\{A\}$ に対して持つ必要がある．このとき，式 4 の左辺は $10 - \epsilon$ となる．

次に，入札者 1 が 3 つの架空名義 1', 4, 5 を使い，次のように申告した場合を考える．

$$\begin{array}{lcl} \text{入札者 } 1' & : & (9,0,9) \\ \text{入札者 } 2 & : & (0,0,10) \\ \text{入札者 } 3 & : & (0,9,9) \\ \text{入札者 } 4 & : & (2,0,2) \\ \text{入札者 } 5 & : & (0,8,8) \end{array}$$

このとき，入札者 1', 3 がパレート効率的な割当に含まれる．また，入札者 1' を除いても入札者 3 はパレート効率的な割当に含まれ，同様に入札者 3 を除いても入札者 1 はパレート効率的な割当に含まれる．よって，この場合には shill group は存在せず，入札者 1', 3 がそれぞれ $\{A\}, \{B\}$ を獲得する．

実際に上のような 5 人の入札者が存在する状況を考えると，入札者 1' が $v(\theta_{1'}, \{A\}) = 2 + \epsilon$ を満たすタイプ $\theta_{1'}$ を申告すると，Matsuo メカニズムの割当規則は入札者 $1'$ に $\{A\}$ を割り当てる．また，入札者 4, 5 について，正規化の仮定より，$\emptyset$ に対する評価値は常にゼロである．よって，式 4 の右辺は $\{2 + \epsilon\} + \{0\} + \{0\}$ となる．

以上より，

$$\begin{array}{rcl} v(\theta_1, \{A\}) & = & 10 - \epsilon \\ & > & v(\theta_{1'}, \{A\}) + v(\theta_4, \emptyset) + v(\theta_5, \emptyset) \\ & = & 2 + \epsilon + 0 + 0. \end{array}$$

となり，式 4 が成立しない．よってこの割当規則は劣加法性を満たさない．

この例を用いて，Matsuo メカニズムにおいて架空名義操作により利益を増加できることを説明する．最初の例では，入札者 1 の $\{A\}$ に対する評価値が 9 のとき，入札者 1 は財を獲得できない．一方，入札者 1 が 3 つの架空名義を利用した例では，入札者 1' が $\{A\}$ を，入札者 4, 5 が $\emptyset$ を割り当てられる．Matsuo メカニズムの支払規則は VCG メカニズムの支払規則と同じであるため，それぞれの支払額は $2, 0, 0$ となる．その結果，入札者 1 は，架空名義を利用して効用を増加できる．

架空名義操作不可能性に関する従来の証明手法では，ここで挙げたようなメカニズムの微妙な不具合の発見は困難である．しかし，劣加法性を用いることで，このような微妙な不正行為の影響も容易に検知できる．

5. おわりに

本論文では，組合せオークションメカニズムの割当規則が満たすべき性質として劣加法性を提案した．また，組合せオークションメカニズムの割当規則が弱単調性と劣加法性を満たすことが，組合せオークションメカニズムが架空名義操作不可能となるための必要十分条件であることを示した．

著者らの知る限り，本研究は架空名義操作不可能なメカニズムを特徴づける初の試みである．本論文では，応用例として既存の組合せオークションメカニズムの架空名義操作不可能性を検証した．その結果，架空名義操作不可能であると信じられてきた 2 つのメカニズムが，実は架空名義操作可能であることを発見した．

今後の課題として，架空名義操作不可能な組合せオークションメカニズムが達成可能な効率の上界値などの理論的な性質を解明すること，組合せ調達や組合せ交換などのより一般のメカニズムに対して，架空名義操作不可能性を特徴付ける性質を提案することが挙げられる．更に，複数の入札者の共謀・談合などの不正に対して頑健なメカニズム性質の提案も考えている．

参考文献

[Bikhchandani 06] Bikhchandani, S., Chatterji, S., Lavi, R., Mu'alem, A., Nisan, N., and Sen, A.: Weak Monotonicity Characterizes Deterministic Dominant-Strategy Implementation, *Econometrica*, Vol. 74, No. 4, pp. 1109–1132 (2006)

[Cramton 05] Cramton, P., Shoham, Y., and Steinberg, R. eds.: *Combinatorial Auctions*, MIT Press (2005)

[Mas-Colell 99] Mas-Colell, A., Whinston, M. D., and Green, J. R. eds.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press (1999)

[Maskin 02] Maskin, E. and Sjostrom, T.: Implementation theory, in Arrow, K. J., Sen, A. K., and Suzumura, K. eds., *Handbook of Social Choice and Welfare*, Vol. 1, chapter 5, pp. 237–288, Elsevier (2002),（邦訳：鈴村興太郎, 須賀 晃一, 中村 慎助, 廣川 みどり監訳：社会的選択と厚生経済学ハンドブック, 丸善株式会社, 2006）

[Matsuo 06] Matsuo, T., Ito, T., Day, R. W., and Shintani, T.: A Robust Combinatorial Auction Mechanism against Shill Bidders, in *AAMAS*, (2006)

[Todo 09] Todo, T., Iwasaki, A., Yokoo, M., and Sakurai, Y.: Characterizing False-name-proof Allocation Rules in Combinatorial Auctions, in *AAMAS* (2009)

[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)

[Yokoo 06] Yokoo, M., Matsutani, T., and Iwasaki, A.: False-name-proof Combinatorial Auction Protocol: Groves Mechanism with SubModular Approximation, in *AAMAS*, (2006)