3A4-1

架空名義操作不可能な再配分メカニズムの特徴付け

Optimal False-name-proof Single-Item Redistribution Mechanisms

鶴田 俊佑 Shunsuke Tsuruta　岡 雅晃 Masaaki Oka　東藤 大樹 Taiki Todo　櫻井 祐子 Yuko Sakurai　横尾 真 Makoto Yokoo

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

Redistribution mechanisms try to redistribute the payment to participating agents as much as possible without violating strategy-proofness if there exists no outside party (i.e., a seller or an auctioneer). However, when a losing agent can obtain part of the payment, she may have an incentive to participate under multiple identities and receive a greater share of the redistribution. Our goal is to develop *false-name-proof* redistribution mechanisms that are robust against such manipulations. First, we prove that no mechanism simultaneously satisfies false-name-proofness and allocative efficiency, except for the Vickrey auction. Next, we propose a class of false-name-proof redistribution mechanisms.We show that each mechanism in the class is not dominated by any other false-name-proof mechanism in terms of social welfare. Furthermore, we formalize an optimization problem that determines appropriate parameter values based on prior information about participating agents.

1. 序論

メカニズムデザイン（制度設計）とはミクロ経済学とゲーム理論の一分野であり，複数の人間／エージェントが行う集団意思決定のルール／プロトコルを設計することである．利己的なエージェントが存在する場合，各エージェントが常にルールを守るとは限らない．したがって，ルールを守ることが各エージェントの利益となり，社会的に望ましい結果が得られるようにルールを設計することが必要である．近年，インターネットの発展に伴い，メカニズムデザインの研究は人工知能／マルチエージェントシステムの分野で活発に行われている．

有名なオークションメカニズムとしてビックレー入札が挙げられる [Vickrey 61]．これは，支払いが可能な金額の上限を正直に申告することが最適戦略（戦略的操作不可能性）であり，最も高い入札者に財が割り当てられる（割当効率性）．ただし，支払額を受け取る第三者（オークション主催者）が存在しない場合，その支払額は誰にも渡らず社会的な損失となる．この問題を解決するために，支払額を参加者らに分配する再配分メカニズムが提案されている [Cavallo 06, Faltings 05]．再配分メカニズムは各エージェントに対する財の割当，支払額とともに支払額の再配分額を決定する．したがって，再配分メカニズムを適用することで，支払額に関する損失を軽減することが可能である．しかしながら，割当効率性，個人合理性（参加することで負の効用を得ない），強予算制約（支払額を全額再配分する）を同時に満たす戦略的操作不可能な再配分メカニズムは存在しないことが知られている [Green 77, Hurwicz 75, Myerson 83].

再配分メカニズムの適用先として，大学のテニスコートや近隣住民らでのカーシェアリングなど，コミュニティで何らかの資源が共有されている場合が挙げられる．しかしながら，再配分メカニズムは，誰でも参加可能な状況を対象にすることはできない．たとえば，共有財の割当には興味がないエージェントであっても，コミュニティに参加するだけで利益（支払額の再配分）を得ることが可能であれば，誰もが共有資源の割当に参加する誘因が生じる．すなわち，再配分メカニズムを適用する場合，コミュニティ参加者に何らかの制限（大学のテニスコートであれば学生や教員）を課す必要がある．

ただし参加者を制限したとしても配分するものが金銭であれば，共有資源に興味を持っていない人物が参加する誘因は生じる．例えばテニスに興味のない学生が支払額の再配分を得るために，虚偽のテニスチームをつくってテニスのコミュニティに参加する可能性がある．解決策として再配分するものをテニス用品（テニスボール，グリップテープ）などの，共有資源に興味を持たない人には価値が見出せないものにすることが挙げられる．それにより虚偽の参加を回避することができる．

しかしながら，再配分メカニズムを脅かす操作はこれだけではない．コミュニティメンバが 1 つのテニスチームを 2 つに分割して異なる 2 つのチームとして参加し，より多くのボールを手にしようとする可能性がある．このような操作は架空名義操作と呼ばれ，インターネットオークションを含む様々な場面で考慮されてきた [Conitzer 10, Todo 09, Yokoo 01].

本論文ではメカニズムにとって望ましい 3 性質（架空名義操作不可能性，割当効率性，非零再配分性）を同時に満たすメカニズムが存在しないことを示す．次に架空名義操作不可能な再配分メカニズムのクラスを提案し，社会的余剰（入札者の効用の和）の点で最適であることを述べる．最後に提案メカニズムのクラスにおいて，メカニズム設計者が事前情報を持たない場合に社会的余剰の点で望ましいメカニズムのクラスを検討する．

2. 準備

潜在的に存在するエージェント／名義の集合を $\mathcal{N}$，実際にオークションに参加するエージェント／名義の集合を $N \subseteq \mathcal{N}$ と定義する．架空名義の操作によって参加する名義数が変動するので N は可変である．エージェント／名義の集合 $N \subseteq \mathcal{N}$ が与えられたとき，N の要素数を k とする．

オークションに参加しているエージェントの集合 N に売却される財が存在する．参加しているエージェント $i \in N$ は財に対して評価値 $v_i \in V = [0, \bar{V}]$ をもっており，V をすべてのエージェントが入札可能な評価値の範囲とする．参加しているエージェントが持つ評価値の組を $v = (v_i)_{i \in N} \in V^k$ とおき，

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

参加しているエージェントからエージェント i を除いた集合が持つ評価値の組を $v_{-i} = (v_j)_{j \in N \setminus \{i\}} \in V^{k-1}$ とおく．

任意の $N \subseteq \mathcal{N}$ に対して，すべての可能な割当 $A_k \subseteq \{0,1\}^k$ があり，$\sum_{i \in N} a_i \leq 1$ を満たす，$a = (a_i)_{i \in N} \in \{0,1\}^k$ を定義する．ここで $a_i = 1$ ならばエージェント i は財が割り当てられ，$a_i = 0$ ならばエージェント i には財が割り当てられない．メカニズム $M = (f, p)$ は割当規則 f と支払規則 p で構成される．割当規則 f は $f^l : V^l \to A_l$ の組であり，それぞれの $l \in \{1, \ldots, |\mathcal{N}|\}$ と評価値の組 $v \in V^l$ から $a \in A_l$ を導く関数である．$v \in V^k$ と $i \in N$ が与えられたとき，エージェント i の割当を $f_i(v) := f_i^k(v)$ と表現する．支払規則 p は p^l の組である．$p^l : V^l \to \mathbb{R}^l$ はそれぞれのエージェントに対する支払額と定義される．正確にいうと，$v \in V^k$ と $i \in N$ が与えられたとき，$p_i(v) := p_i^k(v)$ をエージェント i の支払額とする．負の値はエージェント i が，その値の絶対値の効用を受け取ることを意味する．本論文では以下に示す 6 つの性質を満たすメカニズムに着目する．

性質 1 (決定性) 任意の入札に対してメカニズムが一意の割当を返すとき，決定性を満たすという．

性質 2 (非損失性) 任意の入札に対してメカニズムが損失（赤字）を発生させないとき，非損失性を満たすという．

性質 3 (匿名性) 同じ入札額を持つエージェントが同じ効用を得るとき，メカニズムは匿名性を満たすという．

性質 4 (個人合理性) 自身の評価値を正直に申告する任意のエージェントが負の効用を得ないとき，メカニズムは個人合理性を満たすという．

性質 5 (割当単調性) あるエージェント $i \in N$ に財が割り当てられているとする．任意のエージェント $j \in N \setminus \{i\}$ が評価値を上げたとき，任意のエージェント $k \in N$ に財がに割り当てられるとする．このとき，メカニズムは割当単調性を満たすという．

性質 6 (相互単調性) あるエージェント $i \in N$ に財が割り当てられているとする．任意のエージェント $j \in N \setminus \{i\}$ が評価値を下げたとしても，財を割り当てられるエージェントが変わらないとする．このとき，メカニズムは相互単調性を満たすという．

次にメカニズムにとって望ましい性質を定義する．

定義 1 (戦略的操作不可能性) メカニズム $M = (f, p)$ が $\forall N \subseteq \mathcal{N}$，$\forall i \in N$，$\forall v_{-i} \in V^{k-1}$，$\forall v_i \in V$，$\forall v_i' \in V$ に対して $v_i \cdot f_i(v_i, v_{-i}) - p_i(v_i, v_{-i}) \geq v_i \cdot f_i(v_i', v_{-i}) - p_i(v_i', v_{-i})$ を満たすとき，M は戦略的操作不可能 *(Strategy-Proof, SP)* であるという．

定義 2 (架空名義操作不可能性) メカニズム $M = (f, p)$ が $\forall N \subseteq \mathcal{N}$，$\forall i \in N$，$v_{-i} \in V^{k-1}$，$v_i \in V$，$v_i' \in V$，$S \subseteq \mathcal{N} \setminus N$，$v_S \in V^{|S|}$ に対して $v_i \cdot f_i(v_i, v_{-i}) - p_i(v_i, v_{-i}) \geq v_i \cdot \sum_{l \in S \cup \{i\}} f_l(v_i', v_{-i}, v_S) - \sum_{l \in S \cup \{i\}} p_l(v_i', v_{-i}, v_S)$ を満たすとき．架空名義操作不可能 *(False-Name-Proof, FNP)* であるという．$v_S \in V^{|S|}$ は名義集合 S から申告された評価値の組である．

定義 3 (割当効率性) メカニズム $M = (f, p)$ が $\forall N \subseteq \mathcal{N}$，$\forall v \in V^k$ に対して $f(v) \in \arg\max_{a \in A_k} \sum_{i \in N} v_i \cdot a_i$ を満たすとき，割当効率性 *(Allocative Efficiency, AE)* を満たすという．

定義 4 (非零再配分性) メカニズム $M = (f, p)$ が $\exists N \subseteq \mathcal{N}$，$\exists v \in V^k$ に対して $\exists i \in N$ *s.t.*, $f_i(v) = 0 \land p_i(v) < 0$ を満たすとき，非零再配分性 *(Non-Zero Redistribution, NZR)* を満たすという．

戦略的操作不可能とは，任意のエージェントにとって真の評価値を申告することが最適戦略になる性質である．架空名義操作不可能性は戦略的操作不可能性よりも厳しい性質といえる．架空名義操作不可能なもとでは，1 つの名義で真の評価値を申告することが最適戦略である．もし $S = \emptyset$ ならば，定義式は戦略的操作不可能性の定義式と一致する．割当効率性は，財が入札額の最も高いエージェントに割り当てられることを意味する．非零再配分性は再配分メカニズムとしての最低必要条件である．ある入札額の組において，財が割り当てられていないエージェントに対して 0 より大きい配分を行う．

3. 不可能性定理の証明

本章ではメカニズムにとって望ましい 3 性質（架空名義操作不可能性，割当効率性，非零再配分性）を同時に満たすことは不可能であることを示す．

定理 1 (不可能性定理) 架空名義操作不可能性，割当効率性，非零再配分性を同時に満たすメカニズムは存在しない．

証明. 全ての性質を同時に満たすメカニズムが存在すると仮定する．戦略的操作不可能性と割当効率性より，$k = 2$ のときに敗者に再配分を行うことは不可能である．よって非零再配分性を満たすためには，ある k (≥ 3) 人の，ある評価値の組 $v \in V^k$ において，ある敗者に対して再配分を行う必要がある．

評価値の組 v を考える．割当効率性より評価値の組 v の中で最も高い評価値 v_{win} を持つ入札者に財が割り当てられるとする．また，v_{lose} $(\leq v_{\mathrm{win}})$ を持つ入札者が再配分を受け取るとする．2 つの評価値を除いた評価値の組を v_S とする．

評価値の組 $v' = (v_{\mathrm{win}}, v_{\mathrm{lose}}) \in V^2$ を考える．割当効率性より v_{win} を持つ入札者に財が割り当てられる．ここで，敗者である v_{lose} を持つ入札者に再配分を行う必要がある．なぜならば再配分が行われないと，v_{lose} を持つ入札者が v_S で架空名義入札を行う誘因が生じるからである．しかしながら，$k = 2$ のときに再配分を行うことは不可能であるため矛盾が生じる．□

本研究では架空名義操作不可能な再配分メカニズムを見つけることが目的なので，不可能性定理より割当効率性を満たすことを諦めなければならない．次章では架空名義操作不可能な再配分メカニズムを提案する．

4. 架空名義操作不可能な再配分メカニズムの提案

本章では架空名義操作不可能な再配分メカニズムを提案し，これを指数減少再配分 (Exponentially-Decreasing Redistribution, EDR) メカニズムと名付ける．

定義 5 (EDR メカニズム) 以下の条件を満たすメカニズム $M = (f, p)$ を EDR メカニズムと呼ぶ．まず，2 つのシー

クエンス $(c_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|}$ と $(r_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|}$ が次の 4 つの条件: (i) $c_1 = r_1 = 0$, (ii) $c_2 \ge 0$, (iii) $\forall k \ge 3, 0 \le c_k \le \frac{1}{2}c_{k-1}$, (iv) $\forall k \ge 2, r_k = r_{k-1} + 2c_k$ を満たす．また，$\forall N \subseteq \mathcal{N}$，$v \in V^k$，$\forall i \in N$ に対して

$$
\begin{aligned}
f_i(v) &= \begin{cases} 1 & \text{if } v_i \ge \max\{\max_{j\ne i} v_j, r_k\} \\ 0 & \text{otherwise,} \end{cases} \\
p_i(v) &= \begin{cases} r_k & \text{if } v_i \ge r_k > \max_{j\ne i} v_j \\ \max_{j\ne i} v_j - c_k & \text{if } v_i \ge \max_{j\ne i} v_j \ge r_k \\ -c_k & \text{if } \max_{j\ne i} v_j \ge \max\{v_i, r_k\} \\ 0 & \text{otherwise,} \end{cases}
\end{aligned}
$$

とする．

パラメータ r_k はオークション理論では留保価格と呼ばれる．任意のエージェントが留保価格より小さい評価値で入札を行ったとき，財は誰にも割り当てられず，すべてのエージェントの効用は 0 となる．メカニズムは基本的にビックレー入札として動き，エージェント数が k 人のときは留保価格 r_k を用いる．パラメータ c_k は再配分額である．留保価格を超えるエージェントが 1 人のとき，敗者にのみ再配分が行われる．また，留保価格を超えるエージェントが 2 人以上いるとき，勝者を含む任意のエージェントに再配分が行われる．

留保価格を超える最高の評価値を持つ入札者が複数名存在するとき，任意のタイブレーキングルールを用いる．例としては，より小さいインデックスを持つエージェントが財を獲得する．このルールは匿名性を満たしている，なぜならば，勝者と任意の敗者が同額の評価値を持っているとき，任意のエージェントは同じ効用を得るからである．

EDR メカニズムは架空名義操作操作不可能である．任意のエージェントが評価値を虚偽申告や架空名義操作を行っても，自身の効用を上昇できないことを保証する．証明は紙面の都合上，省略する．

定理 2 EDR メカニズムは架空名義操作不可能である．

EDR メカニズムは特例としてビックレー入札を含んでおり，任意の k において $c_k = r_k = 0$ とすることで一致する．しかしながら，ビックレー入札では明らかに非零再配分性を満たしていない．そこで EDR メカニズムが非零再配分性を満たすための，必要十分条件を示す．

定理 3 EDR メカニズムが非零再配分性を満たすための必要十分条件は，$c_2 > 0$ である．

定理 3 を直感的に示す．2 人のときに再配分を行わなければ，非零再配分性を満たすために 3 人以上のときに再配分を行う必要がある．しかし架空名義を用いる誘因が生じるため，2 人のときに再配分を行う必要がある．系として次が得られる．

系 1 EDR メカニズムが割当効率性を満たすための必要十分条件は，$c_2 = 0$ である．

5. 提案メカニズムの割当最適性

本章では架空名義操作不可能なメカニズムの中で，提案メカニズムが最適であることを示す．余剰支配の関係性という概念を導入し，EDR メカニズムが他の架空名義操作不可能なメカニズムに余剰支配されないことを示す．ここで社会的余剰の概念を導入する．また，社会的余剰の支配関係を定義する．

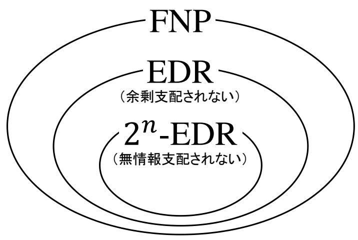

図 1: FNP, EDR, 2^n-EDR の関係性

Algorithm 1 Obtaining an EDR Mechanism $((c_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|}, (r_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|})$ which Welfare Dominates a Given FNP Mechanism $M' = (f', p')$.

```
Init: c_1 = r_1 = 0.
for k = 2, ..., |N| do
    c_k ← (1/2) max_{{i,j}∈N, v∈V^k} Σ_{l∈{i,j}} (−p'_l(v) + f'_l(v) · max_{l'∈N\l} {r'_k, v_{l'}})
    r_k ← r_{k−1} + 2c_k
end for
return ((c_k)_{1≤k≤|N|}, (r_k)_{1≤k≤|N|})
```

定義 6 (社会的余剰) メカニズム M，エージェントの集合 $N \subseteq \mathcal{N}$，評価値の組 $v \in V^k$ に対して $SW(M, v) := \sum_{i\in N}\left[v_i \cdot f_i(v) - p_i(v)\right]$ を評価値の組 v を与えられたときのメカニズム M の社会的余剰 (Social Welfare, SW) と呼ぶ．

定義 7 (余剰支配) メカニズム $M, \tilde{M}$，$\forall N \subseteq \mathcal{N}$，$\forall v \in V^k$ に対して $SW(\tilde{M}, v) \ge SW(M, v)$. が成立するとき $\tilde{M}$ が M を余剰支配 (welfare dominate, WD) しているといい，$\tilde{M} \xrightarrow{WD} M$ と表す．

任意の入札者，評価値において，メカニズム $\tilde{M}$ が常にメカニズム M 以上の社会的余剰を持つとき，$\tilde{M}$ は M を余剰支配する．任意のメカニズム M, M', M'' に対して，$M \xrightarrow{\mathrm{WD}} M'$ かつ $M' \xrightarrow{\mathrm{WD}} M''$ のとき，$M \xrightarrow{\mathrm{WD}} M''$ が成り立つ (推移性)．また，任意のメカニズム M, M' に対して，$M \xrightarrow{\mathrm{WD}} M'$ かつ $M' \xrightarrow{\mathrm{WD}} M$ のとき，$M' = M$ が成り立つ (反対称性)．

架空名義操作不可能なメカニズム $M' = (f', p')$ が与えられたとき，Algorithm 1 は EDR メカニズムの条件を満たす 2 つのシークエンス $(c_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|}$ と $(r_k)_{1\le k\le|\mathcal{N}|}$ を持つ EDR メカニズム M を返す．そのとき M は M' を余剰支配している．このアルゴリズムを利用して，EDR メカニズムが他の架空名義操作不可能なメカニズムに余剰支配されない，唯一の架空名義操作不可能なメカニズムである．証明は紙面の都合上，省略する．内部安定性と外部安定性より証明可能である．

定理 4 EDR メカニズムは他の架空名義操作不可能なメカニズムに余剰支配されない，唯一の架空名義操作不可能なメカニズムである．

図 1 は架空名義操作不可能なメカニズムにおいて，余剰支配の関係性を示す．図 1 より社会的余剰を最大化する架空名義操作不可能なメカニズムに制限すると，EDR メカニズムのみに着目すればよいことが分かる．しかしながら EDR メカニズムのクラスは非常に大きいため，メカニズム設計者にとって適切な EDR メカニズムを選択することは難しい．次章ではメカニズム設計者が事前情報を持たないときに，適切な EDR メカニズムを選択する指針を示す．

Algorithm 2 Obtaining an 2^n-EDR Mechanism which Prior-Free Dominates a Given EDR Mechanism $M' = (f', p')$.

```
Init: c*_1 = r*_1 = 0.
c*_2 ← r'_{|N|}/4
r*_2 ← r'_{|N|}/2
for k = 3, ..., |N| do
    c*_k ← (1/2) c*_{k-1}
    r*_k ← r*_{k-1} + 2c*_k
end for
return ((c*_k)_{1≤k≤|N|}, (r*_k)_{1≤k≤|N|})
```

Init: $c_1^* = r_1^* = 0$.
$c_2^* \leftarrow r'_{|\mathcal{N}|}/4$
$r_2^* \leftarrow r'_{|\mathcal{N}|}/2$
for $k = 3, \ldots, |\mathcal{N}|$ **do**
  $c_k^* \leftarrow \frac{1}{2} c_{k-1}^*$
  $r_k^* \leftarrow r_{k-1}^* + 2c_k^*$
end for
return $((c_k^*)_{1 \le k \le |\mathcal{N}|}, (r_k^*)_{1 \le k \le |\mathcal{N}|})$

6. 事前情報を持たない場合の解析

前章では社会的余剰を最大にするだけならば，EDR メカニズムのみを考えても一般性が失われないことを議論した．本章では EDR メカニズムの中で，更に優れた性質を持つサブクラスを定義するため，新たな関係性を導入する．

メカニズム設計者は参加者に関する事前情報を持っていないとしても，任意の状況に適切に対応可能であることが理想的である．そのような状況を考えるため，無情報支配という新しい関係性を導入する．

定義 8 (無情報支配) メカニズム $M, \tilde{M}$，$\forall N \subseteq \mathcal{N}$ に対して $[\exists v \in V^k, SW(M, v) > SW(\tilde{M}, v)] \Rightarrow [\exists v' \in V^k, SW(\tilde{M}, v') > SW(M, v')]$ かつ $\exists N' \subseteq \mathcal{N}$ に対して $\forall v \in V^{k(N')}, SW(\tilde{M}, v) > SW(M, v)$ が成立するとき $\tilde{M}$ が M を無情報支配 (prior-free dominate) しているという．

直感的には，任意のエージェント集合において $\tilde{M}$ が常に M に負けない，かつ，あるエージェント集合において $\tilde{M}$ が常に M に勝つときに，$\tilde{M}$ が M を無情報支配する．もし $\tilde{M}$ が M を無情報支配するならば，メカニズム M が $\tilde{M}$ に無情報支配される．ここで EDR メカニズムの中でも c_k が 2^n で減少していく，EDR メカニズムのサブクラスを提案する．提案した EDR メカニズムのサブクラスに属するメカニズムは，任意の EDR メカニズムから無情報支配されない．証明は紙面の都合上，省略する．

定理 5 $\forall k \ge 3, c_k = \frac{1}{2} c_{k-1}$ を満たすシークエンスの組 $(c_k)_{1 \le k \le |\mathcal{N}|}$ と $(r_k)_{1 \le k \le |\mathcal{N}|}$ を持つ EDR メカニズムは，他の EDR メカニズムに無情報支配されない唯一の EDR メカニズムである．

このメカニズムを 2^n-EDR メカニズムとする．Algorithm 2 は EDR メカニズム M を与えたとき，2^n-EDR メカニズム M' を返す．もし Algorithm 2 に 2^n-EDR メカニズム M' が与えられたならば，同じ 2^n-EDR メカニズム M' を返す．図 1 に FNP, EDR, 2^n-EDR の関係性を示す．

7. 結論

本論文では，架空名義操作不可能性．割当効率性，非零再配分性の 3 つの望ましい性質を同時に満たすメカニズムは存在しないことを示した．次に架空名義操作不可能な再配分メカニズムのクラスを提案した．そのクラスに属するメカニズムは，他の架空名義操作不可能な再配分メカニズムに対して社会的余剰の点で優れていることを示した．更に，メカニズム設計者が入札者に対する事前情報を持たない場合において，提案クラスの中でも最適となるクラスを特徴付けた．

今後の課題としては，更に複雑なオークションモデルに対する架空名義操作不可能な再配分メカニズムの提案が挙げられる．たとえば，複数同一財のオークションや異なる財の組合せオークション，オンラインオークションなどの様々なモデルに対して，架空名義操作不可能な再配分メカニズムを検討することが課題である [Naroditskiy 13].

謝辞

本研究を進めるにあたり，川崎雄二郎氏，Mingyu Guo 先生，Vincent Conitzer 先生から有益なコメントをいただきました．ここに深く感謝いたします.

参考文献

[Cavallo 06] Cavallo, R.: Optimal decision-making with minimal waste: Strategyproof redistribution of VCG payments, in *AAMAS*, pp. 882–889 (2006)

[Conitzer 10] Conitzer, V. and Yokoo, M.: Using mechanism design to prevent false-name manipulations, *AI Magazine*, Vol. 31, No. 4, pp. 65–78 (2010)

[Faltings 05] Faltings, B.: A budget-balanced, incentive-compatible scheme for social choice, in *Agent-Mediated Electronic Commerce VI. Theories for and Engineering of Distributed Mechanisms and Systems*, pp. 30–43, Springer (2005)

[Green 77] Green, J. and Laffont, J.-J.: Characterization of satisfactory mechanisms for the revelation of preferences for public goods, *Econometrica: Journal of the Econometric Society*, pp. 427–438 (1977)

[Hurwicz 75] Hurwicz, L.: On the existence of allocation systems whose manipulative Nash equilibria are pareto-optimal, in *3rd World Congress of the Econometric Society* (1975)

[Myerson 83] Myerson, R. and Satterthwaite, M.: Efficient mechanisms for bilateral trading, *Journal of Economic Theory*, Vol. 29, No. 2, pp. 265–281 (1983)

[Naroditskiy 13] Naroditskiy, V., Ceppi, S., Robu, V., and Jennings, N.: Redistribution in online mechanisms, in *AAMAS*, pp. 651–658 (2013)

[Todo 09] Todo, T., Iwasaki, A., Yokoo, M., and Sakurai, Y.: Characterizing False-name-proof Allocation Rules in Combinatorial Auctions, in *AAMAS*, pp. 265–272 (2009)

[Vickrey 61] Vickrey, W.: Counterspeculation, auctions, and competitive sealed tenders, *The Journal of Finance*, Vol. 16, No. 1, pp. 8–37 (1961)

[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)