

クラウド時代のメカニズムデザイン

櫻井 祐子^{1,a)}

概要：本稿では、ネットワーク環境での取引やリソース配分において重要な基礎理論であるメカニズムデザインについて概説する。メカニズムデザインは、社会科学（ゲーム理論／ミクロ経済学）と計算機科学（人工知能／マルチエージェントシステム）の新たな学際領域として、近年活発に研究が行われている。本稿では、特に、オークションのメカニズムデザインに対して、ネットワーク環境での課題、数理計画法を利用した自動メカニズムデザイン (AMD) について紹介を行う。

キーワード：クラウドサービス、資源配分、メカニズムデザイン、オークション

Mechanism Design for Crowds

YUKO SAKURAI^{1,a)}

Abstract: This paper introduces mechanism design as an important basic theory for trading and resource allocation on the Internet. Mechanism design is an interdisciplinary field including computer science (AI, multi-agent systems) and social science (game theory, microeconomics theory) and has attracted considerable attention. We introduce the studies of mechanism design for sponsored search auction and combinatorial auctions. Furthermore, we explain automated mechanism design (AMD) which utilizes a mathematical programming techniques.

Keywords: crowd service, resource allocation, mechanism design, auction

1. はじめに

今日、ネットワーク上には様々なサービスが存在し、社会活動が活発に行われている。ネットワークを利用するメリットとして、安価で世界中の人々と取引や交流をすることが挙げられる。近年の特徴として、オンラインショッピングやインターネットオークションに代表される商品取引だけでなく、ネットワーク上の計算機リソースを活用するクラウドコンピューティングや、ネットワークを介して人間の能力や技術を提供／活用するクラウドソーシングが注目されている。今後、ネットワーク上の計算機リソースや人的リソースを効率的に活用する手段に関する研究がさらに活発になっていくと考える。

本稿では、クラウド時代に向けて、基礎理論の一つとし

て重要な概念であるメカニズムデザインについて紹介する。ある環境に存在する人間の集団に対して、集団としての意思決定のメカニズムを導入すると、何らかの社会的な結果が得られる。メカニズムデザインは、望ましい結果を得るためのメカニズムの設計方法に関する研究である。メカニズムデザインの研究は、ゲーム理論／ミクロ経済学の一分野として活発に行われている。たとえば、2007年のノーベル経済学賞は、この分野の研究者3名が受賞している。さらに、メカニズムデザインに関する著名な研究成果として、1996年に同じくノーベル経済学賞を受賞したW. Vickreyによる第二価格入札に関する研究がある。一方、計算機科学分野では、人工知能、特にマルチエージェントシステムの研究領域において、エージェント間の合意形成に対する手法としてメカニズムデザインの研究が盛んに行われている。また、メカニズムの設計や実装においては多大な計算量が必要であることより、メカニズムデザイン

¹ 九州大学大学院システム情報科学研究院, JST さきがけ
Kyushu University, JST PRESTO

^{a)} ysakurai@inf.kyushu-u.ac.jp

に関して、計算機科学者が寄与すべき領域は幅広い。これまでも、経済学者と計算機科学者が共同してメカニズムデザインを行い、実際のサービスとして運用されているものとして、アメリカの連邦通信委員会での周波数帯域オークションや、検索エンジンの検索結果の周囲に表記される検索連動型広告を対象にしたオークションなどがある。

クラウド上においても、エージェントと人間が混在する環境であり、集団として様々な意思決定が行われることが考えられる。また、クラウドサービスやクラウドソーシングでは、リソースや状況に応じた柔軟な価格が必要である。より具体的には、リソースをいくらかで販売／購入するのか、労力に対していくらか支払う／対価が必要かが重要な課題になると考える。オークションメカニズムは、このような状況を扱うのに有用である。そこで、本稿では、メカニズムデザインについて概観し、実サービスとして運用され、クラウドサービス提供企業の主な収入源にもなっている、検索連動型広告オークションについて紹介を行う。さらに、複数のリソースや商品を同時に扱うことが可能な組合せオークションについて紹介し、ネットワーク上での課題等を説明する。

以下、本稿では、第2章にてゲーム理論の基礎概念を述べ、第3章にてメカニズムデザインについて説明する。その後、第4章にて、検索連動型広告オークションを紹介し、第5章にて組合せオークションを説明する。最後に、第7章にて本稿をまとめる。

2. ゲーム理論の基礎概念

ゲーム理論は複数のエージェントらの意思決定に関する理論であり、非協力ゲームと協力ゲームの2つに大分される。非協力ゲームは、各エージェントがどのような行動(戦略)を選択するかを扱う理論であり、ゲームの結果を予測するために様々な均衡概念が提案されている。オークションに関する研究もこの枠組みに入る。

一般に、ゲームは、意思決定を行うエージェント $i \in N$ 、各エージェントの戦略 $s_i \in S_i$ 、エージェントの戦略の組合せ $s = (s_1, \dots, s_n) \in S$ に対して定義される利得(効用) $u_i(s)$ の3つの要素で構成される。また、各エージェントは合理的であるという仮定が広く用いられている。具体的には、各エージェントは自分の利得を最大化しようと最大限の努力をすると仮定する。その際に、エージェントは他のエージェントの利得には無関心であることと、エージェントは、自分の選べる行動の集合、相手の選べる行動の集合、それらの組における自分／相手の利得を曖昧性なく知っていることを仮定する。

ここでは、特に重要な基礎概念である、支配戦略均衡、ナッシュ均衡、パレート効率性を紹介する。

	エージェント 2	
	D	V
エージェント 1	D	(4, 4) (8, 2)
	V	(2, 8) (1, 1)

図1 利得行列(テレビ局の競争)

2.1 支配戦略均衡

エージェントが二人のときのゲームは、利得行列と呼ばれる行列で表現される(図1)。詳細には、エージェント1が横の行(row)、エージェント2が縦の列(column)に対応し、各行／列が各エージェントの行動を示す。行列中の各セルが行動の組に対応する。二つの数字の組のうち、左の数字がrow側の利得、右がcolumn側の利得を示す。

例1. 二つのテレビ局が、番組編成でドラマ(D)とバラエティ(V)のどちらを放送するかを決める必要があるとする。80%の人はドラマが放映されればドラマ番組を選び、20%の人はバラエティが放送されればバラエティ番組を選ぶとする。どちらかがドラマを選び、もう片方がバラエティを選んだ場合、各々80%、20%の視聴者を得るため、利得はそれぞれ8, 2となる。また、両方がDを選んだ場合は80%の視聴者を分け合い、各利得は4となり、両方がVを選んだ場合は20%の視聴者を分け合い、各利得は1となる。

エージェント1の行動選択について考える。最適な結果は自分がD、相手がVを選ぶことだが、相手も合理的なエージェントであり、自分の利益を最大化しようとしており、相手の行動をコントロールすることはできない。このような場合の行動選択の基準の一つとして、支配戦略という考え方がある。支配戦略とは、相手がどの行動を選ぼうとも、他の戦略よりも得られる利得が高いか少なくとも同じ戦略を意味する。支配戦略の定義は以下のように与えられる。

定義1. 戦略 s_i^* がエージェント i の支配戦略であるとは、任意の自分の取りうる戦略 $s'_i \neq s_i^*$ に対して、 $u_i(s_i^*, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i})$ が成立することを意味する。

エージェント1には、エージェント2がどちらを選択しようとも、Dが支配戦略となっている。一方、エージェント2にとっても、エージェント1がどちらを選択しようとも、Dが支配戦略となっている。明らかに、合理的なエージェントであれば、支配戦略があればそれを選ぶと予想することができる。また、支配戦略を選ぶにあたっては、相手も合理的かどうかは気にしなくても良い。どんなに変わった非合理的な相手であっても、あるいは相手の利得が不明であっても、支配戦略を選ぶことを躊躇する必要はない。

各エージェントが支配戦略を持つとき、その組を支配戦略均衡と呼ぶ。合理的なエージェント同士が対戦した場合、もしゲームに支配戦略均衡が存在するならば、結果は支配戦略均衡になると予想することができる。テレビ局の競争

		女性	
		サッカー	コンサート
男性	サッカー	(2, 1)	(0, 0)
	コンサート	(0, 0)	(1, 2)

図 2 利得行列 (男女の争い)

の例では, (D, D) が支配戦略均衡となる. しかしながら, 支配戦略は一般には存在するとは限らない. 例えば, じゃんけんでは, 相手がパーを出すなら自分はチョキを出した方が良いが, 相手がグーを出すなら自分はパーを出した方が良い. したがって, 支配戦略は存在しない.

2.2 ナッシュ均衡

ナッシュ均衡は支配戦略均衡を弱めた均衡概念として知られている. 互いに相手の行動に対する最適な反応となっているときにナッシュ均衡であるという.

まず, 最適反応は以下のように定義される.

定義 2 (最適反応). プレイヤ i にとって, 他のプレイヤの戦略の組 $s_{-i} = (s_1, \dots, s_{i-1}, s_{i+1}, \dots, s_n)$ に対する最適反応は, 全ての戦略 $s'_i \in S_i$ に対して,

$$u_i(s_i^*, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i}) \quad (1)$$

を満たす戦略 s_i^* である.

定義 3 (ナッシュ均衡). 戦略の組 $s^* = (s_1^*, \dots, s_n^*)$ に関して, 任意のプレイヤ i の戦略 s_i^* が他のプレイヤの戦略の組 s_{-i}^* への最適反応であるとき, s^* はナッシュ均衡である.

直観的に言うと, ナッシュ均衡は安定な戦略の組を意味する. すなわち, 他のプレイヤが戦略を変更しない限り, どのプレイヤも戦略を変更することで利得を増加できない戦略の組のことである. また, 最適反応となっているだけでなく, 他の戦略よりも厳密に大きな利得を与える場合, 狭義ナッシュ均衡という.

ゲームによっては, ナッシュ均衡が複数存在することがある. 具体例として, 男女の争いの例について考えてみる. **例 2 (男女の争い).** 男女のカップルがデートの行き先を決める状況を表す. たとえば, デートでサッカー観戦かコンサートを見に行くかを決定する状況を考える. 男性はサッカー観戦を望み, 女性はコンサートへ行きたいと思っている. しかし, 男女とも, 別々に行動することは嫌であり, 一緒に行動することを望む. このときのゲームの利得行列は図 2 のようになる.

男女の争いのゲームでは, 純粹戦略によるナッシュ均衡は (サッカー, サッカー) と (コンサート, コンサート) の 2 つである. すなわち, ここでは, どのナッシュ均衡戦略をとるかについて, 男性と女性の間で対立が生じることとなる.

2.3 パレート効率性

次に, 社会的に望ましい状況を示す用語である, パレート効率性について説明する.

定義 4. 2 つの戦略の組 s と s' において, s が s' をパレート支配するとは, 任意のエージェント $i \in N$ に対して $u_i(s) \geq u_i(s')$ であり, 少なくとも 1 人のエージェント $j \in N$ にとり, $u_j(s) > u_j(s')$ を満たすことである.

戦略の組 s が他のどの戦略の組 s' からでもパレート支配されなければ, s はパレート効率的であるという.

例えば, 2,000 円を二人のエージェントで分けるとする. ここで, 2,000 円の一部あるいは全部を捨てても構わないとする. 可能な状態を, (エージェント 1 の得る金額, エージェント 2 の得る金額) という組合せで記述すると, エージェント 1 が全部取る (2,000, 0), エージェント 2 が全部取る (0, 2,000), 半分ずつ分ける (1,000, 1,000) のいずれもパレート効率的であり, これらのうち, どれが望ましいかに関しては, パレート効率的という概念からは判断できない. 一方, 1,000 円捨てて残りを 500 円ずつ分けるという (500, 500) よりも (1,000, 1,000) の方が良いということは明らかである. そもそも, 異なるエージェントの効用が本当に比較可能なのか, 例えば金銭等の共通の尺度が存在するかに関しては議論のあるところだが, パレート効率性の定義は, 異なるエージェント間の効用が比較できない場合でも適用可能であり, パレート効率性は, 社会的な望ましい状態に関する最低限の要求条件と考えることができる.

3. メカニズムデザイン

3.1 メカニズムデザインとは

オークションのメカニズムデザインの雰囲気を知ってもらうために, 公共事業の入札などに適用される, 通常の入札方式 (第一価格秘密入札) を考える. たとえば, ある商品に対して, 3 人の入札者 A, B, C がそれぞれ, 6,000 円, 5,000 円, 4,000 円を入札するとする. このとき, 入札者 A が 6,000 円を支払って商品を得ることとなる. ここで, 入札者 A が入札者 B の入札額が 5,000 円であると事前に分かっていたら, 入札者 A は 5,001 円を入札することで, 支払額を減らすことが可能となる.

では, 入札者が入札額を減らす誘因が生じないメカニズムはどのように設計すればよいのだろうか? この第一秘密価格入札に少し変更を加えて, 落札者は最も高い入札を行った入札者であることは変らないが, 落札額は自分の入札額ではなく, 2 番目に高い入札額を支払うものとする. 第二価格秘密入札と呼ばれる入札方式である. 第二価格秘密入札では他者の入札額を知ることには意味がない. 例えば, B が 5,000 円を入札している限り, A 社が 6,000 円を入札しても 5,001 円の入札しても, 支払額は 5,000 円のままで変らない. 支払額は他者の入札額で決まるため, 第二価格秘密入札では, 払ってもよいと考えるぎりぎりの値

(真の評価値)を申告することで利得が最大化されること、すなわち、正直は最良の策となることが保証される。

3.2 オークションメカニズムに望まれる性質

オークション理論における一般的な仮定と、オークションメカニズムに望まれる性質を説明する。

理論的な解析の簡単化のため、各入札者は、商品に対する評価値を曖昧なく知っており、この評価値は他者の評価値に影響されないことを仮定する。このような仮定が成立する商品を、個人価値の商品と呼ぶ。また、ある商品を落札した入札者の効用は、その商品の効用と支払額の差分で与えられると仮定する。このような効用を準線形の効用と呼ぶ。

さて、オークションメカニズムを設計する立場からすると、いったいどのような性質が満たされることが望ましいだろうか？まず、第一に要求されるのは、オークションを実行した場合の結果が安定であり、(少なくとも確率的には)結果の予測が可能なことである。入札結果が不安定であれば、安心してメカニズムを採用することができないし、そもそも得られた結果が良いのか悪いのかといった評価もできない。非常に強い安定性が保証できる場合として、前述の第二価格秘密入札のように、正直が最良の策となっていること、すなわち、他者の行動に関わらず、真の評価値を申告すること(真実申告)が支配戦略となることである。これは、戦略的操作不可能性と呼ばれる。

さらに、均衡においてパレート効率性が達成されることが望まれる。すなわち、オークション主催者も含めた、全ての参加者の効用の和(社会的余剰)が最大化される割当てが実現することを意味する。一般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、エージェントは金銭により効用を譲渡でき、効用を準線形であると仮定しているため、パレート効率な割当てでは社会的余剰は常に最大化される。

4. 検索連動型オークション

次に、検索連動型オークションの概説を行う。まず、代表的な用語である、クリック単価、CTR、最低入札額を説明する。

検索連動型オークションでは、課金方式としてクリック単価(Cost Per Click, CPC)制が主として適用されている。広告主は、自分の広告が一回クリックされることに対して、支払ってよいと考える額を入札し、自分の広告がクリックされる毎にクリック単価を支払う。クリック単価はユーザーに広告がクリックされた場合に課金され、検索キーワードの検索結果と共に広告が表示されただけでは生じない。

広告のクリック数を表示回数で割った値をCTR(Click-Through-Rate)と呼ぶ。CTRは広告が表示される掲載順位、広告の品質(検索キーワードと広告がどの程度マッチ

しているか等)に依存して決まり、 $[0, 1]$ の範囲で与えられる。広告の品質を示す値は、検索エンジンによって異なる表現が用いられ、Google AdWordsでは品質スコアと呼ばれる。

検索連動型オークションの理論的な解析を行う場合、CTRが分離可能であるという仮定をよく用いる。すなわち、広告 i が k 番目の掲載順位に表示された場合のCTRは、以下の式のように、場所のみに依存するパラメータ(k 番目の掲載順位に対して C_k と表現)と広告の品質のみに依存するパラメータ q_i (品質スコアに概ね対応するもの)の積で表現されることを仮定する：

$$CTR_k^i = C_k \times q_i.$$

通常、検索連動型オークションでは最低入札額が設定されている。当初、最低入札額は固定価格であったが、最近では品質インデックスによって異なる最低入札額が用いられ、広告の品質が高い広告主の方が、低い品質の広告主よりも、最低入札額が低くなるように調整が行われている。

クリック単価制以外にも他の課金方式が存在する。インプレッション単価(Cost Per Mill, CPM)制では、ユーザーが広告をクリックしたかどうかに関わらず、広告が1,000回表示される毎に課金される。Google AdWordsではCPM制も導入されている。また、コンバージョン単価(Cost Per Acquisition, CPA)制と呼ばれる課金方式もある。Webページへのアクセス数に対して、ユーザが資料請求、会員登録や商品の購入など、利益につながる何らかの行動を起こしたユーザ数の比率をコンバージョン率と呼ぶ。CPA制では、ユーザがコンバージョンを起こした場合にのみ、広告主に対して課金が発生する^{*1}。

また、より効果的に広告を表示させるためのサービスがある。例えば、1つの広告に対して複数のキーワードを選択できたり、割当てられた1つの広告枠に対して複数の広告を設定できる。広告を掲載する地域やスケジュールの指定も可能である。ヤフーでは、2008年より、検索キーワードや過去の行動履歴などからユーザーの興味や関心に合致した広告を表示するインタレストマッチの提供を行っている。一方、GoogleではAdSenseの提供を行っている。AdSenseはウェブサイトやブログにコンテンツと関連する広告を配信し、その広告がクリックされる毎にサイト所有者に報酬料が支払われる仕組みである。このように、広告配信サービスでは様々な機能の拡大が継続して行われている。

4.1 一般化第二価格入札(GSP)

本節では、検索連動型オークションの順位と課金額を決定するために適用されているオークションメカニズムの一般化第二価格入札(generalized second price auction,

^{*1} CPAはCost Per Actionとも表現される。

GSP) を紹介する。名前のとおり、このメカニズムは先に説明した第二価格入札の一般化である。以下、CPC 課金制に基づいて議論を行うが、他の課金制でも GSP が適用されている。

GSP では、掲載順位は各キーワードに対して各広告主 i に依存するパラメータである広告の品質 q_i と入札額 b_i の積の降順に決定される。以下、掲載数が K 個あるとして、 i 番目を割当てられた広告主の評価値を v_i 、入札額を b_i 、支払額を p_i と表記する。 i 番目の掲載順位を割り当てられた入札者のクリック単価は i 番目に掲載されるために最低限必要な金額である。具体的には、 i 番目を割当てられた広告主の品質を q_i 、 $i+1$ 番目を割当てられた広告の品質と入札額の積を $q_{i+1}b_{i+1}$ としたとき、支払額 p_i は

$$p_i = \frac{q_{i+1}b_{i+1}}{q_i}$$

となる。

例 3. あるキーワードに対して掲載数が 3 つあるとし、最低入札額は 0 とする。ここで、A 社、B 社、C 社、D 社の 4 社が入札したとする。 CTR_k^i は以下のように与えられるとする。 C_k について最高順位は $C_1 = 0.4$ 、2 番目は $C_2 = 0.2$ 、3 番目は $C_3 = 0.1$ とする。 q_i は全て同一の $q_i = 1$ であるとする。広告がクリックされることに対して支払ってもよいと考える金額は A 社が 60 円、B 社が 40 円、C 社が 30 円、D 社が 10 円であるとし、各社は正直にこの額を入札するとする。

結果、 $1 \times 60 > 1 \times 40 > 1 \times 30 > 1 \times 10$ より、A 社に最上位、B 社に 2 番目、C 社に最下位が割当てられる。各落札者のクリック単価は、A 社は 40 円、B 社は 30 円、C 社は 10 円を支払うこととなる。また、 i 番目を割当てられた広告主の期待効用は CTR_i と、評価値からクリック単価を引いた差分の積 ($CTR_i^i(v_i - p_i)$) で与えられ、A、B、C 社の順に、 $0.4 \times 1 \times (60 - 40) = 8$ 、 $0.2 \times 1 \times (40 - 30) = 2$ 、 $0.1 \times 1 \times (30 - 10) = 2$ となる。

残念ながら、この GSP では戦略的操作不可能性を保証しない。詳しくは次節で説明を行う。

4.2 GSP における入札戦略の解析

本節では GSP における入札戦略の解析を行う。

GSP では、過少申告によって期待効用が増加する可能性は存在する。例えば、例 3 において、B 社が 40 円を入札するのではなく、3 番目の掲載順位が得られる 29 円を入札したとする。B 社は 3 番目の掲載順位になったとき、クリック単価は 4 番目に高い入札額の 10 円となる。よって期待効用は $0.2 \times 1 \times (40 - 30) = 2$ から $0.1 \times 1 \times (40 - 10) = 3$ へ増加する。この場合、順位が下がることで CTR が減少しても、評価値と支払額の差分が大きくなることで期待効用は増加している。さらに、この状態は安定な状態ではない。B 社が 29 円を入札すると、C 社は 2 番目となり、期

待効用は $0.2 \times 1 \times (30 - 29) = 0.2$ となってしまう。C 社としては、入札額を B 社より小さくして 3 番目の掲載順位になった方がよい。

検索連動型オークションは何回も繰り返されるため、他の入札者のクリック単価は、それなりに推測できると考えられる。安定な状態 (ナッシュ均衡) が満たすべき条件は、各入札者にとって、他の入札者の入札額が変化しない場合に、自分の入札を変化させる誘因が存在しないことである。例えば、例 3 において、A 社が真実申告の 60 円、C 社が真実申告の 30 円、B 社は過少申告の 11 円、D 社は真実申告の 10 円を入札している状況は、一つのナッシュ均衡となっている。

しかし、GSP ではナッシュ均衡は無数に存在する。このため、もう少し厳しい条件を課して、均衡の数を減らすというアイデアの一つとして、局所 envy-free 均衡と呼ばれる概念が存在する [1]。envy-free とは、他者をうらやむことがないという意味であり、局所 envy-free 均衡では、通常のナッシュ均衡の条件に加えて、一つ上の掲載順位を得ている入札者と自分の入札額を入れ替えても利益が増加しない、すなわち、1 つ上の入札者が、自分の入札と同じレベルに下がっても、自分は入札を増やす誘因がないことを保証する。

上記のナッシュ均衡は、局所 envy-free 均衡ではない。B 社は、C 社をうらやましく思ってしまう。仮に C 社が 11 円を入札し、B 社が 30 円を入札するなら、B 社の期待効用は 3 から、 $0.2 \times 1 \times (40 - 11) = 5.8$ に増加する。

この状況で B 社は、自分の入札額を増加させることによって、C 社の期待効用を減少させ、その結果、C 社が 3 番目を望むように仕向けて、順位を入れ替えることが可能になる。局所 envy-free 均衡は、このような戦略を取っても効果がないことを保証する。

例えば、例 3 において、A 社が真実申告の 60、B 社が真実申告の 40、C 社は過少申告の 20、D 社は真実申告の 10 円を入札している状況は、一つの局所 envy-free 均衡となっている。

文献 [10] でも同様の議論が行われており、局所 envy-free 均衡に対応する、対称ナッシュ均衡 (symmetric Nash equilibrium) と呼ばれる概念が導入されている。

5. 組合せオークション

さて、クラウドサービスなどでは、複数のリソースを同時に扱いたい場合が考えられる。このような状況を対象にするメカニズムとして、組合せオークションがある。組合せオークションは複数の異なる商品を同時に販売するオークションである。商品の価値の間の依存関係を考慮することが可能なため、各商品ごとにオークションを行うよりも、入札者とオークション主催者の効用を増加させることができる。たとえば、米国では組合せオークションによって、

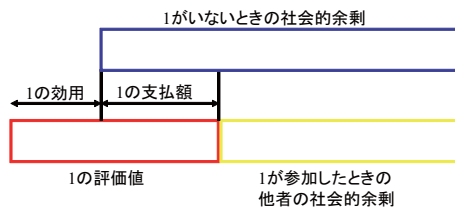


図3 VCGの支払額

無線周波数帯域の使用権を割り当てている。

5.1 Vickrey-Clarke-Groves メカニズム

Vickrey-Clarke-Groves (VCG) メカニズム [9] は第二価格秘密入札を組合せオークションに場合に拡張したものであり、各エージェントは商品の任意の組合せへ評価値を入札できる。

VCGの基本的なアイデアは以下の通りである。まず、商品は申告された評価値に基づいて、社会的余剰を最大化するように決定される。通常は、社会的余剰（社会全体の嬉しさの和）を最大化する状態と、各個人の効用を最大化する状態は一致しない。よって、各参加者にとっては、入札の主催者が社会的余剰を最大化しようとしたとしても、嘘をついた方が個人の効用が増える可能性がある。VCGでは、落札者にある種の迷惑料を支払わせることにより、社会的余剰が最大化される状態で、必ず個人の効用も最大化されることを保証している。

迷惑料は、その入札者が入札に参加することによって生じる、他の入札者の社会的余剰の減少分として計算される。例えば、入札者1について具体的に考える。入札者1の迷惑料は、入札者1がいない場合の社会的余剰の最大値（3の上の青色の棒の長さ）と、入札者1がいた場合の他者の社会的余剰の（3の下の方の棒の黄色の長さ）の差分で与えられる。この迷惑料を支払う場合の入札者の効用は、下の棒全体の長さと、上の棒の長さの差で与えられる。しかしながら、上の棒の長さは、入札者1がいない場合の社会的余剰の最大値であり、この入札者がコントロールできない定数である。よって、この入札者にとっては、下の棒の長さ（社会的余剰）が最大化されれば、自分の効用が最大化されることになり、嘘をつく誘因がない。

以下に、支払額を厳密に記述する。各エージェントは任意の割当て G に対する（必ずしも真とは限らない）評価値を $v_i(G)$ としたとき、エージェント i の支払額 p_i は

$$p_i = \sum_{j \neq i} v_j(G_{\sim i}^*) - \sum_{j \neq i} v_j(G^*)$$

となる。ここで、 G^* は、入札額の総和を最大化する最適な割当てであり、 $G_{\sim i}^*$ はエージェント i が入札しなかった場合での入札額の総和を最大化する割当てとする。

例4. 今、コーヒーとケーキの2種類の商品のオークションを考える。3人のエージェント1, 2, 3が存在しており、

その評価値を表1に示す。エージェント1はコーヒーのみ、エージェント2はコーヒーとケーキの両方、エージェント3はケーキのみを欲しいと思っている。

表1 3人のエージェントの評価値

	コーヒー	ケーキ	両方
エージェント1	600円	0円	600円
エージェント2	0円	0円	800円
エージェント3	0円	600円	600円

このとき、各エージェントは評価値を入札するとする。割当ては入札値の総和が最大になるよう決定されるため、エージェント1がコーヒー、エージェント3がケーキを落札する。エージェント1の支払額は、自分がオークションに参加しない場合の社会的余剰800円（その場合、エージェント2が両方を落札）、また、実際の割当てにおける他者の効用が600円（エージェント3がケーキ600円の効用を得る）より、 $800 - 600 = 200$ 円と計算される。同様に、エージェント3の支払額は $800 - 600 = 200$ 円となる。

5.2 架空名義入札

インターネット上のオークションの利点として、誰もが世界中のオークションに参加できるだけでなく、エージェントが入札を代行してくれる点など、多数存在する。しかしながら、その一方で、ネットワークの匿名性を利用した新しいタイプの不正行為の可能性が考えられる。架空名義入札とは、一人の人が複数の人に成りすまして、複数の名義で入札することである。ネットワーク環境ではこれを検出することは事実上不可能である。

VCGメカニズムは戦略的操作不可能性とパレート効率性を満たす、理論的に優れたメカニズムであると考えられてきたが、架空名義入札をすることで支払額を下げるのが可能など、架空名義入札の影響がある。

例5. 例4と同じ設定であるが、表2に示すように入札者はエージェント1, 2の二人とする。

表2 2人のエージェントの評価値

	コーヒー	ケーキ	両方
エージェント1	600円	600円	1,200円
エージェント2	0円	0円	800円

このとき、入札者が正直に申告すると、エージェント1は両方の商品を獲得し、その支払額は $800 - 0 = 800$ 円となる。ここで、エージェント1がエージェント3の名義を使って2つの名義で入札する場合を考える。このとき、表1と同じ状況になり、コーヒーとケーキの支払額の合計は400円となる。すなわち、架空名義を使うことで支払額を800円から400円に減らすことができる。

これまでの架空名義入札に関する研究成果として、

(1)VCG メカニズムが架空名義入札に対して頑健ではないことを指摘, (2) パレート効率性と架空名義入札への頑健性を同時に満たすメカニズムは存在しないことを証明 [6], (3) 架空名義入札に頑健なメカニズムの提案 [2], (4) 架空名義入札に頑健なメカニズムの特徴付け [8] などがある.

6. 自動メカニズムデザイン

従来, メカニズムデザインは人手によって行われてきたが, 多大な労力と膨大な時間を必要とされてきた. そこで, 近年では, メカニズムデザインを最適化問題として整数計画問題に定式化することで, メカニズムを自動設計するアイデア (自動メカニズムデザイン) が提案されている [7].

具体的には, メカニズムが入力 (参加者の選好の集合) と出力 (財の割当てと支払額) の関係を示す表であると考え. 表の各項目を整数計画法の変数とし, 制約条件 (真の評価値を申告することが最適, 単一の名義で入札することが最適など) の下で, 入札者の効用や収入の最大化を目的関数として最適解を求める問題となる.

しかしながら, 整数計画法を用いた自動メカニズム設計では表の項目数/変数の数は参加者数に関して指数的に増加し, 大規模な問題では最適解を得ることが不可能となる. このため, 本来は連続, もしくは多数の可能性のある参加者のタイプ, 例えばオークションなら商品の価値を, ごく少数の離散的な候補値に絞ることにより, 整数計画法の最適解を得ることを可能にしている. 例えば, 本来の評価値が 0 から 100 の間の任意の整数値である場合に, 非常に高い値である 100, 中間的な値である 50, 非常に低い評価値である 0 の三通りの可能性に限って最適化を行うといったことが必要になる.

入力	割当て結果	支払額
(100, 100)	(win, lose)	(100, 0)
(100, 50)	(win, lose)	(50, 0)
(100, 0)	(win, lose)	(0, 0)
(50, 50)	(win, lose)	(50, 0)
(50, 0)	(win, lose)	(0, 0)

図 4 自動メカニズム設計の実行例

図 4 に, 戦略的操作不可能性を制約条件とし, パレート効率性を目的関数としたときの自動メカニズム設計の実行例を示す. 参加者は 2 人で, 1 つの商品に対して入札を行っている. 可能な評価値は 100, 50, 0 のいずれかであり, 入力は 2 人の入札者の評価値の組, 例えば (100, 50) である. 図では, この場合の割当ては一番目の参加者が win, 二番目の参加者が lose で, 一番目の参加者の支払額は 50 である.

このような代表的な値に対する自動メカニズム設計の出力結果を, 人間が解析して一般的なルールを求めようとするとき, 表の項目が数 100 程度となった場合, 人手により結果を解析し一般的なルールを得ることは非常に困難とな

る. また, 自動メカニズム設計の結果は絞り込みを行った特定の入力に特化して最適化されており, 必ずしも一般的なルールが得られるとは限らない. 例外も考慮しながら一般的なルールの抽出を試みる必要があり, 適切なルールを抽出するためにはメカニズム設計に関する知識やスキルが必要となる. さらに, 得られたルールの候補を検証し, さらに異なる入力で自動メカニズム設計を実行するといった繰り返しが必要となる. そこで, 自動メカニズムデザインで得られた解から一般的なルールを自動的に抽出するアルゴリズムが開発されている [3].

7. おわりに

本稿では, メカニズムデザインに関する概説を行った. クラウド上において, メカニズムデザインは非常に重要な基盤技術である. 今後, クラウドソーシングなどに適用可能な情報や知識を対象にしたメカニズムや参加者の複雑な選好を考慮可能なメカニズムなど, 取り組むべき研究課題も多いと考える.

参考文献

- [1] B. Edelman, M. Ostrovsky, and M. Schwarz: Internet Advertising and the Generalized Second Price Auction: Selling Billions of Dollars Worth of Keywords, *American Economic Review*, Vol. 97, pp. 242–259 (2007)
- [2] A. Iwasaki, V. Conitzer, Y. Omori, Y. Sakurai, T. Todo, M. Guo, and M. Yokoo: Worst-case efficiency ratio in false-name-proof combinatorial auction mechanisms. In *AAMAS*, pp. 633–640, 2010.
- [3] 毛利貴之, 東藤大樹, 岩崎敦, 横尾真: 自動メカニズムデザインを利用した組合せオークションのルール抽出アルゴリズムの提案. 情報科学技術フォーラム講演論文集, Vol. 10, No. 2, pp. 47–54, 2011.
- [4] N. Nisan, T. Roughgarden, É. Tardos, and V. Vazirani, editors: *Algorithmic Game Theory*. Cambridge University Press, 2007.
- [5] Y. Sakurai, A. Iwasaki, and M. Yokoo: Keyword auction protocol for dynamically adjusting the number of advertisements. *Web Intelligence and Agent Systems*, Vol. 8, No. 4, pp. 331–341, 2010.
- [6] Y. Sakurai, M. Yokoo, and S. Matsubara: A limitation of the generalized Vickrey auction in electronic commerce: Robustness against false-name bids. In *AAAI*, pp. 86–92, 1999.
- [7] T. Sandholm: Automated Mechanism Design: A New Application Area for Search Algorithms, In *CP*, pp.19–36, 2003.
- [8] T. Todo, A. Iwasaki, M. Yokoo, and Y. Sakurai: Characterizing False-name-proof Allocation Rules in Combinatorial Auctions. In *AAMAS*, pp. 265–272, 2009.
- [9] H. Varian: Economic mechanism design for computerized agents. In *Proceedings of the 1st Usenix Workshop on Electronic Commerce*, New York, 1995.
- [10] H. Varian: Position Auctions, *International Journal of Industrial Organization*, Vol. 25, No. 6, pp. 1163–1178 (2007)
- [11] 横尾真: オークション理論の基礎 –ゲーム理論と情報科学の先端領域–. 東京電機大学出版局.