

# 2019 年 度 修 士 論 文

クラウドソースドラマニュファクチャリングに対する  
組合せダブルオークションに基づく  
リソース配分手法の一提案

神戸大学大学院システム情報学研究科  
システム科学専攻

原田佳明

指導教員 貝原俊也教授

審査教員 主査 貝原俊也 教授

副査 藤井信忠 准教授

副査 副羅志偉 教授

2019年2月5日



**Title in Engliish**

**Harada Yoshiaki**

**Abstract**

abstract...

# クラウドソースドマニュファクチャリングに対する 組合せダブルオークションに基づく リソース配分手法の一提案

原田佳明

## 要旨

従来のモノづくり企業は垂直型経営が主流であった。しかしそれでは近年の製品ライフサイクルの短縮化や需要変動に対応できないという課題点が浮かび上がってきた。その課題を解決する為に日本においてはシェアリング・エコノミーの考え方に基づいたモノづくりの分散化、製造リソースの共有に関する議論が盛んに行われている。そのような中で、共生型モノづくりのコンセプトであるクラウドソースドマニュファクチャリングが提案され、注目を集めている。クラウドソースドマニュファクチャリングとは個々の企業が持つリソース情報を共有しその相互活用を行う生産形態である。この生産携帯の実現には独立した企業が参加する状況下においても成り立つ企業間のリソース配分の仕組みが必要であるとされている。

そこで本研究では、特に買い手・売り手の双方が入札を行える組合せダブルオークションに基づくに着目し、オークションにおいて重要とされるパレート効率性を満たす手法と耐戦略性を満たす手法の2つの手法を提案した。そして計算機実験を行うことでそれぞれの手法の特性解析を行うとともに、現実を想定したケーススタディを行うことで以下の結論を得た。

- 手法 I:パレート効率性を満たす手法においては、各企業の総利益が高いパレート効率な配分を実現することができたが、参加者企業が評価値を偽って申告することを防ぐ耐戦略性を満たせないことが確認できた。
- 手法 II:耐戦略性を満たす手法においては、定式化、実験両方において耐戦略性を満たすことが確認できた。また手法 I より総利益は低くなってしまったが企業数が増加することほどパレート効率な状態に近づくことが確認できた。
- 手法 I は虚偽申告により、正しくパレート効率な配分を実現できない可能性がある。しかし虚偽申告が行わなければパレート効率な状態を導くことができる。従って元々中長期的に信頼関係が築けている企業群によるクラウドソースドマニュファクチャリングに有効である。手法 II は耐戦略性を満たせるが、参加企業が少ないと総利益が小さくなってしまう。従つてより独立した企業が数多く集まる企業群によるクラウドソースドマニュファクチャリングに有効である。

# 目 次

<b>第1章 諸論</b>	<b>1</b>
1.1 従来の製造業 . . . . .	1
1.2 シェアリング・エコノミーの発展 . . . . .	2
1.3 共生型モノづくり . . . . .	3
1.3.1 Cloud Based Design and Manufacturing . . . . .	3
1.3.2 クラウドソースドマニュファクチャリング . . . . .	4
1.4 研究目的 . . . . .	5
1.5 本論文の構成 . . . . .	5
<b>第2章 クラウドソースドマニュファクチャリングに対するオークションの適用</b>	<b>6</b>
2.1 諸言 . . . . .	6
2.2 対象モデル . . . . .	6
2.3 オークション . . . . .	7
2.3.1 オークションとは . . . . .	7
2.3.2 オークションの財に関する分類 . . . . .	8
2.3.3 オークションの入札に関する分類 . . . . .	8
2.3.4 オークションの評価指標 . . . . .	8
2.3.5 代表的なオークションの例 . . . . .	9
2.4 組合せダブルオークション . . . . .	14
2.5 共通の流れ . . . . .	15
2.5.1 入札作成 . . . . .	15
2.5.2 評価指標 . . . . .	16
<b>第3章 手法 I:パレート効率性を満たす手法</b>	<b>17</b>
3.1 アルゴリズム . . . . .	17
3.1.1 概要 . . . . .	17
3.1.2 リソース配分の決定 . . . . .	18
3.1.3 取引価格決定 . . . . .	18
3.1.4 特徴 . . . . .	19
3.2 特性評価 . . . . .	19

3.2.1 1 提供企業の虚偽申告率の変更	19
3.2.2 1 要求企業の虚偽申告率の変更	21
3.2.3 提供側が申告するコストの幅の変更	22
3.2.4 要求企業が申告する予算の幅の変更	24
<b>第4章 手法II:耐戦略性を満たす手法</b>	<b>26</b>
4.1 アルゴリズム	26
4.1.1 概要	26
4.1.2 要求側の勝者と支払いの決定	28
4.1.3 提供側の勝者と報酬の決定	30
4.1.4 特徴	32
4.2 特性評価	32
4.2.1 提供企業数の変更	32
4.2.2 1 提供企業の虚偽申告率の変更	33
4.2.3 1 要求企業の虚偽申告率の変更	35
4.2.4 提供側が申告するコストの幅の変更	36
4.2.5 要求企業が申告する予算の幅の変更	38
<b>第5章 現実を想定したケーススタディ</b>	<b>40</b>
5.1 概要	40
5.2 評価指標	40
5.3 結果	40
5.4 考察	40
<b>第6章 結論</b>	<b>41</b>
6.1 まとめ	41
6.2 今後の展望	41

# 第1章 諸論

## 1.1 従来の製造業

従来のモノづくり企業は垂直型経営が主流であった[1]。垂直型経営とは設計、材料・部品の調達、製造、組立の一連のプロセスを自社でまかなう経営形態である。垂直型経営はノウハウを蓄積することが可能である、機密性を保てるなどのメリットがある。

---

- 垂直型経営についてもう少し述べる…
- 

しかし、近年の製造業の顧客ニーズは多様化し、それにより製品品種の増加、製品ライフサイクルが短期化している。それによって、従来の垂直型経営における以下の課題点が浮き彫りになってきた。

---

- 顧客ニースの多様化の背景を書く…
- 

- 環境変化への対応
  - 垂直型経営では自社で全ての固定ラインの生産システムを持っている。この生産システムでは近年の顧客ニーズの変化や需要変動に追従することができない。

- 設備稼働率の低下
  - 従来の生産システムは自社で全ての作業を行うことが多く、ピーク需要に合わせて生産能力を決定している。その結果として、設備稼働率が低下してしまう。そうすると固定費である生産設備費用が高くなり、高コスト・高アセットな製品となってしまう。

上記の課題を解決する為に、クラウド技術の活用やIoT技術の活用に注目が集まっている。その中でも日本においてはシェアリング・エコノミーの考え方に基づいたモノづくりの分散化、製造リソースの共有に関する議論が盛んに行われている[2]。

## 1.2 シェアリング・エコノミーの発展

IoT 技術の発展を背景に、近年シェアリング・エコノミーが普及している。本節ではまず IoT について説明を行い、その後、シェアリング・エコノミーについて述べる。

### IoT の発展

近年、電子デバイスの低価格化、インターネットの発展により IoT(Internet of Things) の活用に注目が集まっている。IoT とは、ありとあらゆるものインターネット上に繋いでいく技術や概念である [3]。IoT が普及すると、従来インターネットに接続されていなかったモノ（センサー機器、駆動装置（アクチュエータ）建物、車、電子機器などが）がインターネットを通じてサーバやクラウドサービスに接続され、相互に情報をやり取りすることができるようになる [4]。

製造業においても IoT を活用することで、製造業の効率化を狙う動きが活発化している。以下にその政策例を示す。

- Industrie 4.0[5]
  - *Industrie 4.0*について…
- Industrial Internet[6]
  - *IIC*について…
- 中国製造 2025
  - *中国製造 2025*について書く…

IoT 技術を活用することで人やモノの位置、稼働状況などの情報を取得することができるようになる。さらにクラウドコンピューティング技術を活用することで、クラウド上にその情報を集約することが可能となる。そうするとことで、様々な人が情報にアクセスことが可能となり、実際の資源を共有し再利用をするシェアリング・エコノミーが促進されると考えられている [7]。

### シェアリングエコノミーとは

シェアリング・エコノミーとは、典型的には個人が保有する遊休資産（スキルのような無形のものも含む）の貸出しを仲介、再利用するサービスであり、貸主は遊休資産の活用による収入、借主は所有することなく利用ができるというメリットがある [7]。前節の IoT 技術の発展、情報の集約により、誰もが簡単に情報にアクセスすることが可能となることでシェアリング・サービスが急速に普及している。そのサービス例を以下に示す。

- メルカリ

- メルカリについて...
- Airbnb
  - *Airbnb*について...

## 製造業への応用

製造業においてもシェアリング・エコノミーの考え方を取り入れることで、製造リソースをシェアリングすることで、従来の垂直統合の課題を克服し、企生産効率を高めることができる共生型モノづくりの実現を目指す動きが活発化している [2][8].

---

- *IVI*についてここで詳しく述べる...
- 

## 1.3 共生型モノづくり

共生型モノづくりのコンセプトは、2013年に発表された Wu らの提言がした CBDM(Cloud Based Design and Manufacturing) が始まると考えられる [9].

### 1.3.1 Cloud Based Design and Manufacturing

クラウド技術を活用することで、製造業の活性化を図るのが CBDM の狙いである。具体的には以下のメリットが挙げられる。

- インターネットやクラウドサービスを活用することで、複数の人が製品を協調設計できる。
- クラウド上で製造リソースを管理することで、必要に応じて分散された製造リソースを利用することができるようになる。

また CBDM の実現においては以下のシステム要件が必要とされている [10].

- システム要件を 8 個箇条書きで書く...

上記の要件はいずれも現在の IoT 技術で実現が可能であり、共生型モノづくりに実現は現実味を帯びてきている。

以上の背景から Factory Of the Future においてリソースの相互融通に着目した生産形態であるクラウドソースドマニュファクチャリングの概念が提案された [11].

### 1.3.2 クラウドソースドマニュファクチャリング

Factory Of the Futureにおいてクラウドソースドマニュファクチャリングとは、企業間で設備・材料・労働力・工法を融通し合う、共生に着目した生産形態であると記されている[11]。以下にその概念図を示す。

- *Factory Of the Future*に載っている図を引用する…

クラウドソースドマニュファクチャリングを形成することで、従来のモノづくりの形態にはなかった以下のメリットがあると考える[12]。

- ある工場でリソースが不足した際に、他の工場に処理を委託することができるようになる。



Fig. 1.1: 図 1

こうすることで、委託する側は、過剰なリソースを持たずとも急な需要変動に対応することができ、また委託される側としては稼働率を向上させることができる。

- 自社にはない機器や能力を扱えるようになり、顧客ニーズに合わせたカスタム生産の対応を個社で行うときより、低コストで生産することが可能となる

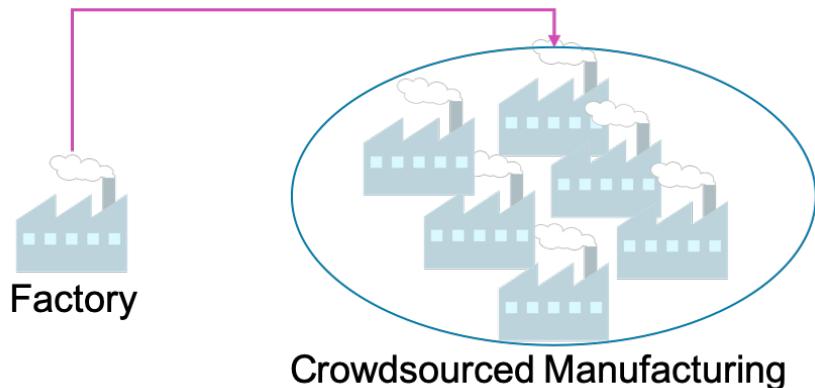


Fig. 1.2: use-csmfg

前述の通り近年の顧客ニーズは多様化している。その対応を1企業で行おうとすると、様々な機器等を揃える必要があり高コストな生産になってしまふ。そこで必要なときに必要な分だけリ

ソースをクラウドソースドマニュファクチャリング上から借りることで低コストな生産が可能となる。

このようにクラウドソースドマニュファクチャリングにおいては様々な独立した企業が参加し、リソースを相互に融通することで、従来より効率的な生産システムが実現する。

---

- リソース融通方法に他にどんなものがあるかを述べる...
- 

## 1.4 研究目的

前節で述べたクラウドソースドマニュファクチャリングの共生の実現には、独立した企業が参加する状況下でも成り立つ企業間のリソース配分の仕組みが必要であるとされている[13]。この問題に対して、目的の資源配分を自律的に実現する仕組みの設計を目標としたメカニズムデザインの観点、特に金銭取引を伴った資源配分を扱うオークションの知見が役立つと考える。実際に、メカニズムデザインの観点を考慮したリソース配分に関する研究は行われつつある[14][15]。しかし数は少なく、特に取引価格まで同時に決めることができるオークションに基づく研究は見当たらない。

そこで本研究では、クラウドソースドマニュファクチャリング実現に向けたリソース配分手法を提案する。特に買い手・売り手の双方が入札を行える組合せダブルオークションに基づくに着目し、オークションにおいて重要とされるパレート効率性を満たす手法、耐戦略性を満たす手法の2つ手法を提案する。そして計算機実験を行うことでそれぞれの手法の特性を解析を行うとともに、現実を想定したケーススタディを行い、両手法の位置付けを明らかにする。

## 1.5 本論文の構成

- 構成を書く...

# 第2章 クラウドソースドマニュファクチャリングに対するオークションの適用

## 2.1 諸言

本章ではオークションを適用したクラウドソースドマニュファクチャリングモデルについて説明を行う。そしてオークションについての説明を行い、本研究で用いる組合せダブルオークションについて詳細な説明を行う。

## 2.2 対象モデル

本研究の対象であるクラウドソースドマニュファクチャリングに、オークションを適用したモデル図を Fig. 2.1 に示す。

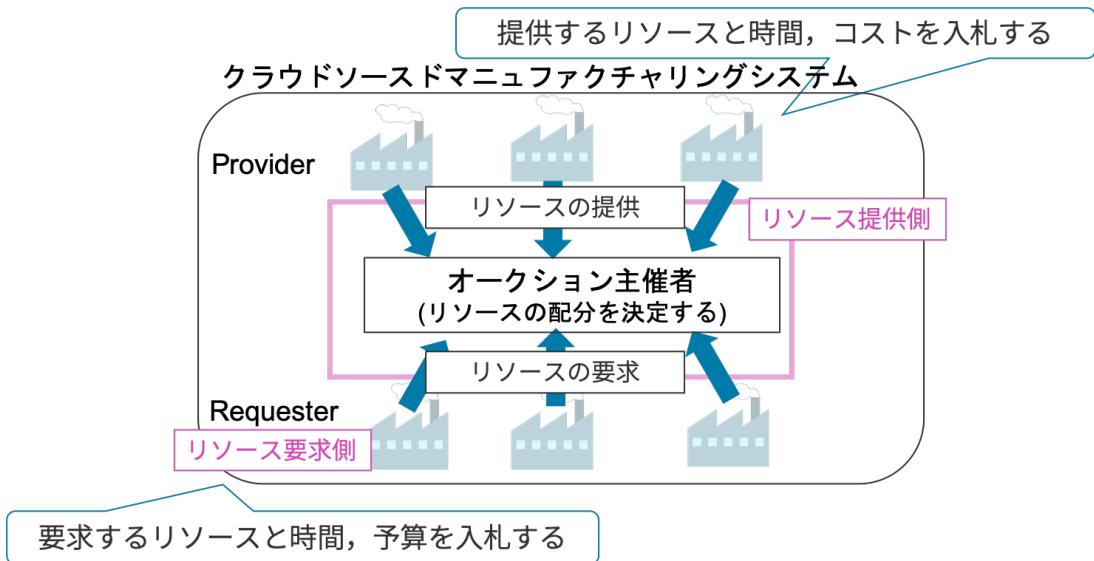


Fig. 2.1: Crowdsourced Manufacturing

リソースの提供側とリソースの要求側、そしてオークション主催者が存在する。それぞれの主体について説明する。

- リソース要求企業:要求するリソースの時間、予算を入札する。
  - 予算はこの価格でリソースを使用すると利益が出ない価格とする。

- リソース提供企業: 提供するリソースの時間、コストを入札する。
  - コストはこの価格でリソースの提供をしてしまうと利益が出ない値とする。
- オークション主催者: リソース提供・要求企業の入札を元にリソースの配分と、取引価格を決定する。
  - 本研究においてはオークション主催者の利益は考慮しないものとする。

## 2.3 オークション

本節ではオークションに関する一般的な説明を行った上で、本研究で行う組合せダブルオークションについて説明する。

### 2.3.1 オークションとは

オークションは、分散化された意思決定下において、財の配分と取引価格を決めるルールのことと指す [16]。近年周波数帯オークション、ネット廣告オークションでの成功から更に注目が集まっている [17]。

オークションの説明に使用される用語を以下に示す [16]。

- 財: オークションにおいて取引される資源のこと。
- 入札: 財に対する評価値を表明すること。
  - この値を入札値と呼ぶ。
- 準線形環境: 金銭と効用(利益)が交換可能な環境のこと。
  - オークションではほとんどの場合で準線形環境を仮定する。
- 買い手: 金銭を払って財を入手することで利益を得たい主体のこと。
  - 買い手の利益は財を入手するのに必要だった価格と評価値の差である。
    - \* 例. 評価値 1000 円の財を 500 円で買った買い手の利益は 500 円となる。
- 売り手: 財を売って金銭を得ることで利益を得たい主体のこと。
  - 売り手の利益は実際に受け取った報酬と評価値の差である。
    - \* 例. 評価値 500 円の財を 1000 円で売った売り手の利益は 500 円となる。
- 真の評価値: その値で財の取引を行うと、利益が 0 となる値のこと。
- オークション主催者: ある目的を達成するために入札を元に財の配分と価格を決める主体のこと。
  - オークションの目的は参加者の効用の合計(社会的余剰)の最大、つまり総利益の最大となることが多い。

### 2.3.2 オークションの財に関する分類

まずオークションに掛けられる財の種類による分類を説明する。

#### 単一財オークション

オークションにかけられる財が1つであるオークションのことを单一財オークションと言う。

#### 複数財オークション

オークションにかけられる財が複数財であるオークションのことを複数財オークションと言う。その中でもさらに複数ユニットオークションと組合せオークションの2つに分類される。

**複数ユニットオークション** 同じ種類の財が複数単位かけられるオークションを複数ユニットオークションと言う。

**組合せオークション** 複数種類の財が複数単位オークションにかけられ、入手できる組合せによって財の価値が変わるオークションを組合せオークションと言う。組合せオークションでは財の組合せに対して入札が可能である。組合せオークションでは、財同士の価値の間に依存関係がある場合が存在する。例えば、メモリとパソコンのように、メモリだけでは無価値で、またメモリが少ないPCが使い勝手が悪いと言うように、同時に所有できると価値が高まるなどの関係である。

### 2.3.3 オークションの入札に関する分類

次にオークションの入札を誰が行うかに着目した分類の説明を行う [17].

#### シングルオークション（シングルサイドオークション）

入札を行う主体が買い手または売り手の片方である場合をシングルサイドオークションと言う。シングルサイドオークションの場合、入札者がオークション主催者の役割を担うことが多い。また売り手のみが入札を行うオークションを特にリバースオークションと呼ぶ場合もある。

#### ダブルオークション（ダブルサイドオークション）

入札を行う主体が買い手、売り手の双方である場合をダブルサイドオークションと言う。

### 2.3.4 オークションの評価指標

本節ではオークションが満たすべきとされる性質を説明する。

## 個人合理性

オークションに参加することで損をする者がいない性質を個人合理性と言う。個人合理性を満たさないオークションはオークションに参加することで損をしてしまう可能性があるので、参加者を集めることが極めて困難になる。

## パレート効率性

誰かの効用を下げるに、他の誰かの効用を高めることができない状態をパレート効率的であると言う。そのような状態を導くオークションのことをパレート効率性を満たすオークションと言う。例えば、総利益が最大化されている状態はパレート効率な状態であり、ある誰かの利益を下げない限り他の誰かの利益を上げることはできない。

## 耐戦略性

正直に真の評価値を申告することが支配戦略であるオークションを耐戦略性を満たすオークションと言う。つまり耐戦略性を満たすオークションでは、財に対する真の評価値をそのまま申告することが自分の利益を最大化する為の支配戦略となる。この性質を満たさないオークションは以下の2点の欠点がある。

- オークション主催者が目指したい結果を正しく導くことができない
  - オークション主催者は入札者の評価値を元に財の配分を決める。しかし耐戦略性を満たさないオークションはその評価値が真の値とは限らず、導いた結果が本来の目的を達成できているかがわからない。
- 入札者にとって使いづらいオークションになる
  - 耐戦略性を満たさないオークションの場合正直な評価値の申告が支配戦略でないので、どのような評価値で入札すべきかを考える必要がある。

### 2.3.5 代表的なオークションの例

本節では代表的なオークションについて説明する。

#### ファーストプライスオークション

ファーストプライスオークションは、勝者となった入札者の入札値で取引を行うオークションである。オークション主催者に対して利益を考慮した値を入札値として提出する。ファーストプライスオークションを以下に示す。

- ルール
  - 財に対する入札を一度だけ行う.
    - \* 入札値はオークション主催者にしか公開されない
  - 一番入札値が高い入札者がその入札値でその財を得ることができる (リバースオークションの場合は一番低い入札値の入札者が売ることができる)
- 分類
  - 単一財オークション
  - シングルサイドオークション
- 性質
  - 個人合理性○
  - パレート効率性×
  - 耐戦略性×

ファーストプライスオークションはオークションはルールがシンプルであり、また自分の入札値で取引が行われることから透明性が求められるネット広告オークションに使用される [18]. しかし耐戦略性を満たせず、支配戦略が存在しないので、入札戦略が複雑になるなどのデメリットが存在する。

### セカンドプライスオークション

セカンドプライスオークションは、単一財オークションであり、耐戦略性を満たすオークションである。勝者の取引価格は、このオークションで勝者として留まれる最小(最大)の価格となっている。またこの価格を critical price と呼ばれる。セカンドプライスオークションは以下の特徴を持つ。

- ルール
  - 財に対する入札を一度だけ行う
    - \* 入札値はオークション主催者にしか公開されない
  - 一番入札値が高い入札者が勝者となり、その次に高い入札者の入札値(二位の価格)での財を得ることができる (リバースオークションの場合は一番低い入札値の入札者が、その次に低い入札値で売ることができる)
- 分類
  - 単一財オークション

- シングルサイドオークション
- 性質

- 個人合理性○
- パレート効率性○
- 耐戦略性○

セカンドプライスオークションは、二位の価格と財に対する真の評価値との差がオークションの勝者となった入札者の利益となる。このオークションは個人合理性・パレート効率性・耐戦略性を満たすことができる。現実の適用例としては、Yahoo オークションなどが挙げられる [19].

### VCG オークション (Vickrey–Clarke–Groves Auction)

シングルサイド組合せオークションの代表的なオークションである VCG (Vickrey–Clarke–Groves Auction) オークション [20] について説明をする。VCG オークションはセカンドプライスオークションを一般化し、財の組合せに対する入札に対応したものである。理論的に優れた性質 (個人合理性・パレート効率性・耐戦略性) を持つことから King of Mechanisms とも呼ばれる。VCG オークションは以下の特徴を持つ。

- ルール
  - 財に対する入札を一度だけ行う。
    - \* 入札値はオークション主催者にしか公開されない。
  - 財の配分 (オークションの勝者) は目的が総利益最大である組合せ最適化問題を解くことで決定される。
    - \* この問題を勝者決定問題と呼ぶ。
  - オークションの勝者は勝者として留まれる最小の価格を支払う。
    - \* 価格を決める式は後述する。
- 分類
  - 組合せオークション
  - シングルサイドオークション
- 性質
  - 個人合理性○
  - パレート効率性○
  - 耐戦略性○

以下 VCG オークション勝者決定問題、価格の決定方法について詳しく説明し、その後で性質について詳しく説明する。ただし、買い手が入札の場合について説明する。

**勝者決定問題の定式化** VCG オークションの勝者を決める勝者決定問題は、組合せ最適化問題として定式化される。

定式化に用いる記号の定義は以下の通りである。

- $j$ : 買い手  $j \in \mathbf{J}$
- $n$ : 買い手  $j$  の入札  $n \in \mathbf{N}$
- $f_{j,n}$ : 買い手  $j$  の  $n$  番目の入札の評価値
- $a_{j,n,r}$ : 買い手  $j$  の入札  $n$  に財  $r$  が含まれるとき 1, 含まれないとき 0 となる定数
- $r$ : オークションにかけられる財  $r \in \mathbf{R}$
- $V(\mathbf{J})$ : 提供企業の集合が  $\mathbf{J}$  であるときの勝者決定問題の目的関数値

上記の記号を用いて勝者決定問題を定式化する。

$$\max \quad V(\mathbf{J}) = \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in \mathbf{N}} f_{j,n} \times x_{j,n} \quad (2.1)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in \mathbf{N}} a_{j,n,r} \times x_{j,n} \leq 1 \quad (\forall r) \quad (2.2)$$

$$\sum_{n \in \mathbf{N}} x_{j,n} \leq 1 \quad (\forall j) \quad (2.3)$$

$$x_{j,n} \in \{0, 1\} \quad (\forall j, \forall n) \quad (2.4)$$

決定変数は  $x_{j,n}$  であり、この値が 1 のとき入札者  $j$  の入札  $n$  が勝者となり入札に含れる財が落札され、この値が 0 のときに入札者  $j$  の入札  $n$  の敗者となる。式 (2.1) は目的関数であり、入札値の合計の最大化を表す。式 (2.2) は財を落札できるのは高々 1 入札者であることを表す制約である。これは財の容量制約を表す。この最大化問題を解くことで、評価値が最大化される割当が実現し、総利益が最大化され、パレート効率性を満たす。

**価格の式** VCG オークションにおいて勝者となった  $j$  の入札  $n$  の支払い  $pay_j$  は以下のように定まる。

$$pay_j = -\{-f_{j,n} + V(\mathbf{J})\} + V(\mathbf{J} \setminus j) \quad (2.5)$$

$V(\mathbf{J} \setminus j)$  は  $j$  を除いたオークションの勝者決定問題の目的関数値を表す。また、 $\{-f_{j,n} + V(\mathbf{J})\}$  は目的関数値から、支払いを決めようとする入札の入札値を除いた値である。よって  $pay_j$  は  $j$  の評価値に関わらず決定されている。式 (2.5) で決定される支払いが耐戦略性、個人合理性を示すことを Fig. 2.2 を用いて説明する。

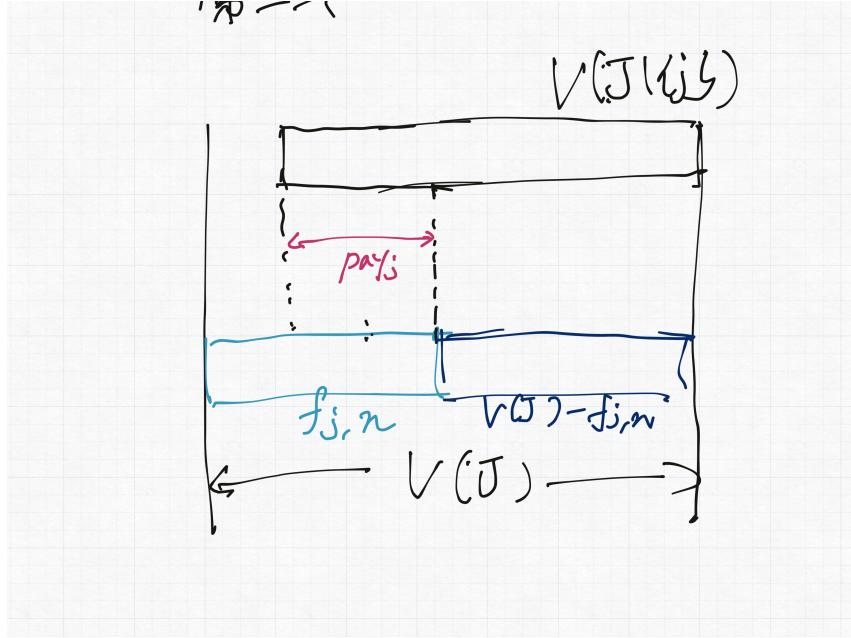


Fig. 2.2: VCG Payment

まず耐戦略性を満たすことを証明する。ここで買い手  $j$  の入札  $n$  の真の評価値を  $t_{j,n}$  とする。

まず過少申告を行う場合を考える

虚偽申告を行なって、 $f_{j,n}(pay_j < f_{j,n} < t_{j,n})$  と申告した場合を考える。Fig. 2.2 より  $pay_j$  は変わらず、利益は変わらない。

虚偽申告を行って、 $f_{j,n}(f_{j,n} < pay_j < t_{j,n})$  と申告した場合を考える。Fig. 2.2 より  $f_{j,n}$  が小さくなると  $P(J \setminus j)$  の割当が  $P(J)$  でも選ばれるようになり、買い手  $j$  は勝者となることができなくなってしまう。

次に過大申告を行う場合を考える。

もし買い手  $j$  の評価値  $t_{j,n}$  の入札が勝者となれる場合に、虚偽申告を行って、 $f_{j,n}(f_{j,n} > t_{j,n})$  としても、Fig. 2.2 より  $pay_j$  は変わらず、利益は変わらない。

買い手  $j$  が勝者となれない場合に、虚偽申告を行うときを考える。もしある入札を  $w_{j,n} > t_{j,n}$  とするとオークションの勝者になれるとする。そのときの勝者決定問題の目的関数値を  $V_w(\mathbf{J})$  とする。その様子を Fig. 2.3 に示す。

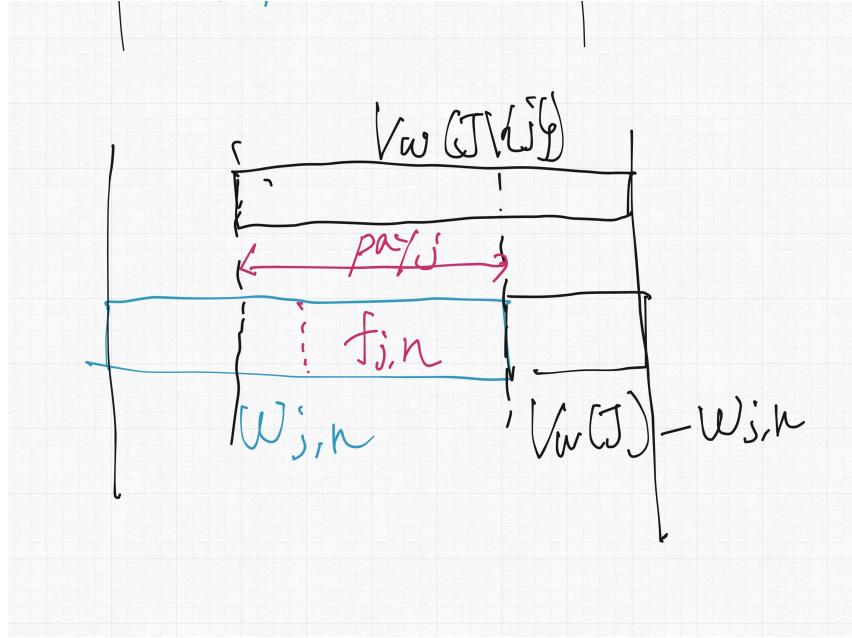


Fig. 2.3: vcg-pay-2

$pay_j$  は Fig. 2.3 のように決定されるが、その値がどの  $j$  の入札の真の評価値  $t_{j,n}(\forall N)$  よりも高くなっている。つまり利益が負になり、損をする結果となる。もし  $pay_j$  より評価値が高い入札の評価値  $t_{j,n}$  があれば、 $V_w(J) - w_{j,n} + t_{j,n}$  が  $V_w(J \setminus \{j\})$  より大きくなり、勝者となっていたはずである。

以上により正直に評価値を申告するときが一番利益が高くなる。つまり耐戦略性を満たす。そして、虚偽の申告をしない限り利益が負になることがないので個人合理性を満たす。また  $pay_j$  は買い手  $j$  がオークションの勝者となれる最小の価格となっている。耐戦略性を満たすオークションは自身がオークションの勝者に留まれる最小の価格を支払う。そしてこの価格をクリティカルプライスとも呼ぶ。

### ザラバ方式

- ダブルオークションの例として証券取引のザラバ方式を取り上げる…

## 2.4 組合せダブルオークション

従来の製造業における組合せオークションを応用した研究では、シングルサイドオークションが多く扱われてきた [21]。しかし本研究のクラウドソースドマニュファクチャリングにおいては、リソース提供企業・リソース要求企業の双方の意思を反映させる為に、ダブルオークションを適用する。そうすることで、提供企業と要求企業の総利益が最大化される配分を求めることを可能とした。本研究で行う組合せダブルオークションは以下の特徴を持つ。

- 入札者
  - 提供側
    - \* 複数ユニットオークション
      - . リソース複数単位(複数時間)提供することが可能である.
  - 要求側
    - \* 組合せオークション
      - . 全てのリソースが揃わないと製品を作るが出来ず、利益を得ることが出来ないからである.
- オークションの目的
  - 提供企業、要求企業の総利益の最大化とする.

## 2.5 共通の流れ

提案するリソース配分手法は、大きく分けて入札作成部分と、オークション主催者のリソース配分と取引価格決定部分の2つからなる。

### 1. 入札作成

- リソース提供企業はオークション主催者に入札を行う。
  - 提供するリソース  $r \in \mathbf{R}$  のコスト  $c_{i,r}$  と提供時間からなる入札を  $|\mathbf{R}|$  個作成する.
- リソース提供企業はオークション主催者に入札を行う。
  - 予算  $v_{j,n}$  と要求するリソース  $r \in \mathbf{R}$  の要求時間  $TR_{j,n,r}$  からなる入札  $n$  を  $N$  個提示する.
  - ただし勝者となる入札は1つとする.
  - 必要なリソースの組合せに対してリソースの入札を作成する.

### 2. オークション主催者はリソースの配分と、取引価格の決定する。

2については手法I、手法IIで異なるので次章以降で説明する。ここでは両手法で共通な1.入札作成について説明する。

#### 2.5.1 入札作成

作成された入札の例を [[@fig];example-bid] に示す。

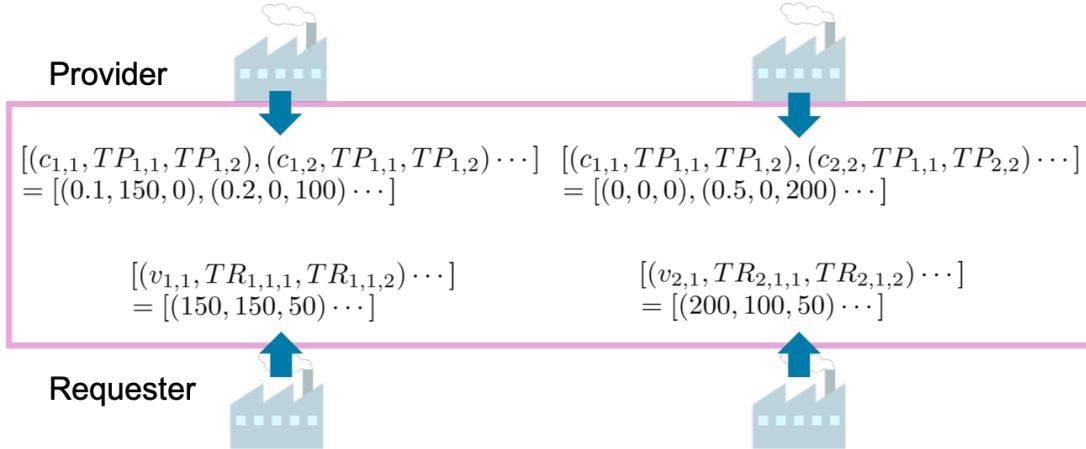


Fig. 2.4: bid

提供企業 1 はリソース 1 をコスト 0.1[円] で 150[Ts] 提供し, リソース 2 をコスト 0.2 円で 100[Ts] 提供していることを表す. 同様に, 提供企業 2 はリソース 2 をコスト 0.5[円] で 200[Ts] 提供する. 要求企業 1 は入札 1において予算 150 円で, リソース 2 とリソースを 50[Ts] 要求している. 同様に要求企業 2 は入札 1において予算 200 で, リソース 1 を 100[Ts], リソース 2 を 50[Ts] 要求する入札を作成している.

### 2.5.2 評価指標

ダブルオークション環境下において, オークション主催者を含めた個人合理性, パレート効率性, 耐戦略性の全てを満たすオークションは存在しないことが示されている. そこで本研究ではパレート効率性を満たすが, 耐戦略性を満たさない手法 I と, 耐戦略性を満たす手法 II の提案を行う.

よって第 3 章, 4 章においてはそれぞれの手法についてパレート効率性, 耐戦略性を中心評価を行う. また, 状況による提供企業の利益, 要求企業の利益がどのように変化するかについても評価する.

次章以降では, 以上の評価指標を用いて手法 I:パレート効率性を満たす手法・手法 II:耐戦略性を満たす手法の特性を評価する.

# 第3章 手法I:パレート効率性を満たす手法

## 3.1 アルゴリズム

手法I:パレート効率性を満たす手法のアルゴリズムについて説明する。

### 3.1.1 概要

以下に本手法のアルゴリズムの流れを示す。

#### 1. 入札作成

- リソース提供企業はオークション主催者に対して、入札を作成する。
- リソース要求企業はオークション主催者に対して、入札を作成する。

#### 2. オークション主催者は、入札を元に勝者決定問題を解くことでリソース配分を決定する。

#### 3. オークション主催者は、リソースの取引価格を決定する。

1に関しては、前節の入札を作成をし、2, 3について次節以降で説明する。説明に使用する記号の定義を以下に示す。

- $i$ :リソース提供企業 ( $i \in \mathbf{I}$ )
- $j$ : リソース要求企業 ( $j \in \mathbf{J}$ )
- $r$ :オークションにかけられるリソース ( $r \in \mathbf{R}$ )
- $c_{i,r}$ :提供企業  $i$  が提供するリソース  $r$  のコスト
- $TP_{i,r}$ :提供企業  $i$  がリソース  $r$  を提供する時間
- $n$ : 要求企業  $j$  の入札 ( $n \in \mathbf{N}$ )
- $v_{j,n}$ :要求企業  $j$  の  $n$  番目の入札の評価値
- $TR_{j,n,r}$ :要求企業  $j$  の  $n$  番目の入札においてリソース  $r$  を要求する時間
- $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$ :提供企業の集合が  $\mathbf{J}$ 、要求企業の集合  $\mathbf{J}$  であるときの勝者決定問題
- $V(\mathbf{I}, \mathbf{J})$ :問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の目的関数値
- $trade_{i,r,j,n}$ :提供企業  $i$  が要求企業  $j$  の勝者となった入札  $n$  に対してリソース  $r$  を  $x_{i,r,j,n}$ [Ts] 提供するときの取引価格
- $sumTR_{j,n,r}$ :要求企業  $j$  が入札  $n$  におけるリソース要求時間の合計

### 3.1.2 リソース配分の決定

リソースの配分を決める勝者決定問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  は組合せ最適化問題として定式化される。以下にその定式化を示す。

$$\max V(\mathbf{I}, \mathbf{J}) = \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in R} \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} \quad (3.1)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} \leq TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \quad (3.2)$$

$$\begin{cases} x_{i,r,j,n} = 0 & (\forall i, \forall r) \\ \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} TR_{j,n,r} \times x_{i,r,j,n} = TR_{j,n,r} & (\forall i, \forall r) \end{cases} \quad \begin{array}{ll} (\text{if } y_{j,n} = 0) & \\ (\text{if } y_{j,n} = 1) & \end{array} \quad (3.3)$$

$$\sum_{n \in N} y_{j,n} \leq 1 \quad (\forall j) \quad (3.4)$$

$$x_{i,r,j,n} \in \mathbf{Z} \quad (3.5)$$

$$y_{j,n} \in 0, 1 \quad (3.6)$$

決定変数は  $x_{i,r,j,n}$  と  $y_{j,n}$  である。 $x_{i,r,j,n}$  は企業  $i$  と企業  $j$  がリソース  $r$  を取引する量を表す整数変数であり、 $y_{j,n}$  は企業  $j$  の入札  $n$  が選ばれるとき 1、選ばれない時 0 となる変数である。式 (3.1) は目的関数であり、総利益最大化を表す。式 (3.2) は提供企業のリソースの容量制約を表す。式 (3.3) は組合せ入札に関する制約であり、要求企業  $j$  の入札  $n$  が選ばれないときは、どのリソース要求も満たさないための制約、要求企業  $j$  の入札  $n$  が選ばれるときは、その入札のリソース要求を全て満たすための制約である。式 (3.4) は勝者となる要求企業の入札は高々 1 つとする制約である。この組合せ最適化問題を解くことで勝者となる要求企業の入札と、それに対する提供リソースの配分を決定する。また、問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の最適解は総利益が最大化されているので、パレート効率な状態となっている。

### 3.1.3 取引価格決定

前節のリソース配分を元に取引価格  $trade_{i,r,j,n}$  を決定する。手法 I の取引価格は Samimi らの文献を参考にした [22]。この取引価格はお互いの評価値の平均の価格から決定され、以下の式で表される。

$$trade_{i,r,j,n} = \frac{c_{i,r} + \{v_{j,n} \times \frac{TR_{j,n,r}}{\sum TR_{j,n,r}} / TR_{j,n,r}\}}{2} \times x_{i,r,j,n} \quad (3.7)$$

$$\sum TR_{j,n,r} = \sum_{r \in R} TR_{j,n,r} \quad (3.8)$$

$\sum TR_{j,n,r}$  は要求企業  $j$  が入札  $n$  におけるリソース要求時間の合計である。よって式 (3.7) の  $v_{j,n} \times \frac{TR_{j,n,r}}{\sum TR_{j,n,r}} / TR_{j,n,r}$  はリソース  $r$  の 1[Ts] 分の予算を表す。従って式 (3.7) はお互いの評価値の平均で取引を行っていることとなる。

### 3.1.4 特徴

手法 I は問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の最適解に従いリソースの配分を決めるので、パレート効率な配分が実現される。しかし取引価格は、お互いの評価値の平均をとるので、この価格は提供企業、要求企業ともに critical price となっておらず耐戦略性を満たすことはできない。ただし同じような評価値を持つ企業が増加した場合、虚偽申告を行うと、オークションの敗者になる可能性が高くなる。従って同じような評価値を持つ企業が増加するほど正直な申告が支配戦略になっていく。

## 3.2 特性評価

本節では計算機実験により手法 I の特性を評価する。問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の求解には数理計画ソルバー CPLEX を用いる。共通の実験条件を以下に示す。ただし [min, max] は min から max の一様乱数とする。

- 提供企業  $|\mathbf{J}| = 25$ 
  - 各企業 2 種類のリソースを遊休時間に提供する
  - 遊休時間  $TP_{i,r}$  [Ts] を [100, 200] で決定する
  - コスト  $c_{i,r}$  は [2.0, 4.0] [円] とする
- 要求企業  $|\mathbf{I}| = 10$ 
  - 各企業  $|\mathbf{N}|=3$  個の入札を作成
  - R 種類のリソースを各 [0, 200] [Ts] 要求する
  - 予算  $v_{j,n}$  は合計要求時間と重み [3.0, 5.0] の積 [円] とする

### 3.2.1 1 提供企業の虚偽申告率の変更

本節では 1 提供企業の虚偽申告率を変更する実験を行う。手法 I は耐戦略性を満たせず、虚偽申告により利益を高められることを確認する。ここでの虚偽申告率とは、コストにある割合分上乗して入札値として申告するとした際の、その割合のことを指す。例えば、コストが 10 円、虚偽申告率が 10% の場合は 11 円と入札する。コストをふっかけることで利益を上げようとする企業を想定している。

以下に本実験における実験条件を示す。

- 1 提供企業の虚偽申告率:0%, 10%, 20%, 30%
  - 虚偽申告が 0% のときは正直にコストを申告する。
- 試行回数:1 回

## 実験結果

Table 3.1-Table 3.4 は、それぞれ総利益、総提供企業利益、総要求企業利益、虚偽申告を行った1提供企業の利益を示す。

Table 3.1: Total Profit in Method 1: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Profit	9175.28	9175.22	9175.22	9049.41

Table 3.2: Providers Total Profit: in Method 1: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Providers Total Profit	4587.64	4613.49	4639.38	4524.70

Table 3.3: Requesters Total Profit in Method 1:A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Requesters Total Profit	4587.64	4561.72	4535.84	4524.70

Table 3.4: False reporting Requester Profit in Method 1: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Requester Profit	112.47	139.30	227.77	0

## 考察

Table 3.4において、虚偽申告率が20%まで利益が増加している。20%から30%にかけて利益が下がったのは、申告したコストが高くなり、リソースの配分が変わり、オークションにおいて勝者となることができなくなってしまったからだと考える。よってオークションの敗者になるまで、虚偽申告を行うことで利益を上げることが可能なことがわかり、耐戦略性を満たすことができることが確認できる。またTable 3.1の虚偽申告率0から20%総利益があまり変化がないにも関わらず、Table 3.2の総提供企業利益が増加し、Table 3.3の総要求企業利益が減少している。従って虚偽申告により、利益が提供企業に移転していることが確認できる。

### 3.2.2 1要求企業の虚偽申告率の変更

本節では1要求企業の虚偽申告率を変更する実験を行う。手法Iは耐戦略性を満たせず、虚偽申告により利益を高められることを確認する。また虚偽申告による影響も確認する。ここでの虚偽申告率は、入札の予算に対して減額する割合とする。例えば、虚偽申告率が10%のときは、予算が1000円の入札を900円と申告する。予算を過少申告することで、より安い価格でリソースを入手しようとする企業を想定する。

以下に本実験における実験条件を示す。

- 1要求企業の虚偽申告率:0%, 10%, 20%, 30%
  - 虚偽申告が0%のときは正直に予算を申告する。
- 試行回数:1回

#### 結果

Table 3.5-Table 3.8 は、それぞれ総利益、総提供企業利益、総要求企業利益、虚偽申告を行った1要求企業の利益を示す。

Table 3.5: Total Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Profit	9175.28	9175.28	9175.28	9175.28

Table 3.6: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Providers Total Profit	4587.64	4492.88	4398.11	4303.35

Table 3.7: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Requesters Total Profit	4587.64	4682.41	4777.17	4871.93

Table 3.8: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Provider Profit	412.8505	457.5463	573.548	694.5275

## 考察

Table 3.8 より、申告率が増加するごとに利益が上がっていることが確認できる。よって手法 I が耐戦略性を満たせないことが確認できる。また Table 3.5において、総利益は変化がないが、Table 3.6 の提供企業利益は減少し、Table 3.7 の総要求企業利益は増加している、これより提供側に利益が移転していることがわかる。

### 3.2.3 提供側が申告するコストの幅の変更

本節では、提供側が申告するコストの幅を変更する実験を行う。幅を変更したそれぞれの場合において、ある提供企業が虚偽申告率を変更した場合に利益がどのように変化するかを確認する。各企業が申告するコストの幅が狭くなる、つまり同じようなコストの企業が集まると正直な申告が支配戦略になることを確認する。

- コストを発生させる乱数の幅: 2.5, 2.0, 1.5, 1.0
  - コストを [1.75, 4.25], [2.0, 4.0], [2.25, 3.75], [2.5, 3.5] で生成する。
- 試行回数: 10 回

## 実験結果

Table 3.9-Table 3.12 は、それぞれコストの幅が 2.5, 2.0, 1.5, 1.0 のときの虚偽申告提供企業の利益を表す。

Table 3.9: False reporting Provider Profit in Method 1: cost range=2.5

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	173.07	194.66	184.64	143.98
S.D.	97.60	104.51	124.04	124.09

Table 3.10: False reporting Provider Profit in Method 1:cost range=2.0

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	189.28	203.53	201.61	172.39
S.D.	105.08	103.87	79.45	88.61

Table 3.11: False reporting Provider Profit in Method 1:cost range=1.5

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	208.02	209.98	158.56	84.83
S.D.	89.21	116.48	125.35	88.38

Table 3.12: False reporting Provider Profit in Method 1:cost range=1.0

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	165.03	147.50	75.35	60.80
S.D.	89.19	90.53	94.68	69.13

Table 3.9-Table 3.12 の結果から、正直にコストを申告した場合に対する虚偽申告を行った際の利益の変化に直したものと Table 3.13 に示す。

Table 3.13: Ratio of increased profit to the Profits for reporting truthful cost

False reporting rate	10%	20%	30%
cost range=2.5	12.5%	6.7%	-16.8%
cost range=2.0	7.5%	6.5%	-6.1%
cost range=1.5	0.9%	-23.8%	-59.2%
cost range=1.0	-10.6%	-54.3%	-63.2%

例えばコストの幅が 2.5 のとき、虚偽申告 10%を行うと、正直な申告より利益が 12.5%と増加していることを表している。

## 考察

Table 3.13 より、コストの幅が 2.5 のときは虚偽申告率が 20%のときまで利益が増加しているが、コストの幅が 1.5 のときは利益が減少している。またコストの幅が 1.0 のときは、10%の虚偽

申告でも利益が減少しており、コストの幅が狭くなるごとに正直な申告が支配戦略に近づくことがわかる。

### 3.2.4 要求企業が申告する予算の幅の変更

本節では、提供側が申告する予算の幅を変更する実験を行う。幅を変更したそれぞれの場合において、ある要求企業が虚偽申告率を変更した場合に利益がどのように変化するかを確認する。前節と同様に、同じような予算の企業が集まると正直な申告が支配戦略になることを確認する。

- コストを発生させる乱数の幅:2.5, 2.0, 1.5, 1.0
  - コストを [2.75,5.25], [3.0,5.0], [3.25,4.75], [3.5,4.5] で生成する。
- 試行回数:10 回

#### 実験結果

Table 3.14-Table 3.17 は、それぞれ予算の幅が 2.5, 2.0, 1.5, 1.0 のときの虚偽申告要求企業の利益を表す。

Table 3.14: False reporting Requester Profit in Method 1:budget range=2.5

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	408.94	448.28	453.20	230.52
S.D.	293.34	376.17	477.45	466.90

Table 3.15: False reporting Requester Profit in Method 1:budget range=2.0

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	355.23	398.52	291.70	171.81
S.D.	244.25	354.22	366.58	351.41

Table 3.16: False reporting Requester Profit in Method 1:budget range=1.5

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	329.75	249.590	123.20	0
S.D.	231.12	256.35	246.64	0

Table 3.17: False reporting Requester Profit in Method 1:budget range=1.0

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
AVE.	433.00	306.62	220.93	0
S.D.	159.78	317.43	352.38	0

Table 3.14-Table 3.17 から、正直にコストを申告した場合に対する虚偽申告を行った際の利益の変化の割合に直したものと Table 3.13 に示す。

Table 3.18: Ratio of increased profit to the Profits for reporting truthful budget

False reporting rate	10.0%	20.0%	30.0%
range=2.5	9.6%	10.8%	-49.1%
range=2.0	12.2%	-17.9%	-41.1%
range=1.5	-24.3%	-62.6%	-100.0%
range=1.0	-29.2%	-49.0%	-100.0%

## 考察

Table 3.18 より、予算の幅が 2.5, 2.0 の時は虚偽申告により利益を高めることができていることがわかる。しかし予算の幅が 1.5 より狭くなると虚偽申告によって利益を高めることができなくなっている。これにより予算の幅狭くなるほど、正直な申告が支配戦略に近づくことが確認できる。

# 第4章 手法II:耐戦略性を満たす手法

## 4.1 アルゴリズム

手法I:パレート効率性を満たす手法のアルゴリズムについて説明する。

### 4.1.1 概要

2章で述べたように、ダブルオークション環境において、オークション主催者を含めた個人合理性、パレート効率性、耐戦略性の全ての性質を満たすオークションは存在しない。もし耐戦略性を満たすVCGオークションをダブルオークション環境下に適用すると、オークション主催者の個人合理性が満たせなくなってしまう。つまり、売り手の報酬の合計が買い手の支払いの合計を上回ってしまう。

このオークション主催者の個人合理性を満たせない欠点を克服する為に、提案されたのがPadding Methodと呼ばれる方法である[23]。Padding Methodとは、仮想的な買い手を用意し、均衡価格を引き上げることで買い手の支払い額を高めることでオークション主催者の個人合理性を満たすことを可能にした方法である。この考え方を適用したのが手法II:耐戦略性を満たす手法である。こうすることで、耐戦略性を満たすことはできるが、仮想的な買い手が勝者となった財は実際に取引が行われないので、その分パレート効率性を犠牲にしてしまう。

説明に用いる記号を以下に定義する。

- $i$ :リソース提供企業 ( $i \in \mathbf{I}$ )
- $j$ :リソース要求企業 ( $j \in \mathbf{J}$ )
- $r$ :オークションにかけられるリソース ( $r \in \mathbf{R}$ )
- $c_{i,r}$ :提供企業  $i$  が提供するリソース  $r$  のコスト
- $TP_{i,r}$ :提供企業  $i$  がリソース  $r$  を提供する時間
- $n$ :要求企業  $j$  の  $n$  番目の入札 ( $n \in \mathbf{N}$ )
- $v_{j,n}$ :要求企業  $j$  の  $n$  番目の入札の評価値
- $TR_{j,n,r}$ :要求企業  $j$  の  $n$  番目の入札においてリソース  $r$  を要求する時間
- $Q$ :仮想的な買い手
- $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$ :提供企業の集合が  $\mathbf{J}$ 、要求企業の集合  $\mathbf{J}$  であるときの勝者決定問題
- $V(\mathbf{I}, \mathbf{J})$ :問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の目的関数値

- $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$ : 提供企業の集合が  $\mathbf{J}$ , 要求企業の集合  $\mathbf{J}$ , 仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  を考慮した場合の勝者決定問題
- $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$ : 問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  の目的関数値
- $\tilde{\mathbf{J}}:P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  において勝者となった要求企業の集合
- $pay_j$ : 要求企業  $j$  が勝者となった入札に対する支払い
- $revenue_{i,r}$ : 提供企業  $i$  がリソース  $r$  を提供することによって得られる報酬
- $p_{i,r}(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$ : 問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  において売手  $i$  がリソース  $r$  を提供する為の最大のコスト

以下に本手法のアルゴリズムの流れを示す.

1. 入札作成
  - リソース提供企業はオークション主催者に対して, 入札を作成する.
  - リソース要求企業はオークション主催者に対して, 入札を作成する.
2. 提供側と要求側の入札を元にした勝者決定問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  に対し, 仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  を考慮した問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  を定義する.
3.  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  の最適解を求め, 勝者となる入札を決める
4.  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  において勝者となった要求企業に対して支払い  $pay_j$  を決定する
5.  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  において勝者となった要求企業の集合を  $\tilde{\mathbf{J}}$  とし, また敗者となった入札の決定変数を 0 とした問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  を定義する
6.  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  の最適解を求め, 提供リソースの取引量を決める
7.  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  において勝者となったリソース提供企業に対して収入  $revenue_{j,r}$  を決定する

1 が 2 章で説明をした入札を作成する部分, 2-4 が要求側の勝者と取引価格決定を決定する部分であり, 5-7 が提供企業の勝者と支払い価格を決める部分である.

#### 4.1.2 要求側の勝者と支払いの決定

2-4 の要求側の勝者と支払いの決定について説明する。まず勝者決定問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  を作成する。これは 3.1.2 節の定式化と同じである。以下に再掲する

$$\max_{\mathbf{J}} V(\mathbf{I}, \mathbf{J}) = \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in \mathbf{R}} \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} \quad (4.1)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} \leq TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \quad (4.2)$$

$$\begin{cases} x_{i,r,j,n} = 0 & (\text{if } y_{j,n} = 0) \\ \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} TR_{j,n,r} \times x_{i,r,j,n} = TR_{j,n,r} & (\forall i, \forall r) \quad (\text{if } y_{j,n} = 1) \end{cases} \quad (4.3)$$

$$\sum_{n \in N} y_{j,n} \leq 1 \quad (\forall j) \quad (4.4)$$

$$x_{i,r,j,n} \in \mathbf{Z} \quad (4.5)$$

$$y_{j,n} \in 0, 1 \quad (4.6)$$

問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  に対して、仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  を考慮した問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  を作成する(2)。その際に考慮する仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  について説明する。

#### 仮想的な買い手 $\mathbf{Q}$

提供企業仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  は  $Q = \{Q_1, Q_2, Q_r \cdots Q_{|\mathbf{R}|}\}$  で表現される。 $Q_r$  は  $\mathbf{Q}$  が要求するリソース  $r$  を要求する時間である。文献に従い以下のように定める。

$$Q_r^I = \max\{TP_{i,r} | i \in \mathbf{I}\} \quad (4.7)$$

$$Q_r^J = \max\{TR_{j,n,r} | j \in \mathbf{J}, n \in N\} \quad (4.8)$$

$$Q_r = \max\{Q_r^J, Q_r^I\} \quad (4.9)$$

式(4.7)は1提供企業が提供するリソース  $r$  の最大提供時間を表す。式(4.8)は1要求企業が要求するリソース  $r$  の最大要求時間を表す。よって式(4.9)はリソース  $r$  の1企業が提供または要求する最大の時間を表す。仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  はこのように定まり、予算が0であるが満たさなければならない1要求企業として扱う。そうすることで均衡価格を引き上げることができる。この  $\mathbf{Q}$  を考慮した問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  を定義する。

### 問題 $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$ の定式化

問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  の定式化を以下に示す.

$$\max V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}) = \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in \mathbf{R}} \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} - \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in \mathbf{R}} c_{i,r} \times q_{i,r} \quad (4.10)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} + \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in \mathbf{R}} q_{i,r} \leq TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \quad (4.11)$$

$$\begin{cases} x_{i,r,j,n} = 0 & (\forall i, \forall r) \\ \sum_{j \in \mathbf{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} = TR_{j,n,r} & (\forall i, \forall r) \end{cases} \quad \begin{matrix} (\text{if } y_{j,n} = 0) \\ (\text{if } y_{j,n} = 1) \end{matrix} \quad (4.12)$$

$$\sum_{i \in \mathbf{I}} q_{i,r} = Q_r \quad (\forall r) \quad (4.13)$$

$$\sum_{n \in N} y_{j,n} \leq 1 \quad (\forall j) \quad (4.14)$$

$$x_{i,r,j,n} \in \{0, 1\} \quad (\forall i, \forall r, \forall j, \forall n) \quad (4.15)$$

$$y_{j,n} \in \mathbf{Z} \quad (\forall j, \forall n) \quad (4.16)$$

$$q_{i,r} \in \mathbf{Z} \quad (\forall i, \forall r) \quad (4.17)$$

問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  と問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  の異なる部分について説明をする.

まずどの提供企業が  $\mathbf{Q}$  にリソース決定変数  $q_{i,r}$  を用意する. そして  $\mathbf{Q}$  の要求を満たすための制約式 (4.13) が追加される.

それによって  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の提供企業の容量制約が式 (4.2) から式 (4.11) になる. そして  $\mathbf{Q}$  を満たした分のコストが目的関数に考慮されることで,  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の式 (4.1) が式 (4.10) になる.

この問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  を解くことで, まず勝者となる要求企業の入札を決定する (3).

### 支払いの決定

4 の支払い価格の決定について説明する. 仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  を考慮した状態で, 2.3.5 において説明した VCG オークションと同様の方法で価格を決定する. 勝者となった提供企業  $j$  の入札  $n$  の支払いは以下の式で決定される.

$$pay_j = -\{V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}) - v_{j,n}\} + V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{j\}, \mathbf{Q}) \quad (4.18)$$

$V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}) - v_{j,n}$  は目的関数値から勝者となった要求企業  $j$  の入札  $n$  の予算を除いた値となっている. さらに,  $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{j\}, \mathbf{Q})$  は要求企業  $j$  を除いた問題の目的関数値となっている. よって式 (4.18) は, VCG オークションと同様に, この値は要求企業  $j$  の予算に依存しておらず, 問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  において勝者となる為の最小の価格となっている. したがって提供企業側の耐戦略性を満たす. また  $\mathbf{Q}$  によって支払いが引き上がる原因是,  $\mathbf{Q}$  が予算 0 であるが満たさなければならぬので, コストの安いリソースが  $\mathbf{Q}$  に消費されてしまい, 残りの要求企業は価格の高いリソースが割当てられてしまうからと捉えることができる.

### 4.1.3 提供側の勝者と報酬の決定

5-7 の提供企業の勝者と支払い価格を決める部分について説明する。

#### 問題 $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$ の定式化

勝者となった要求企業の集合  $\tilde{\mathbf{J}}$  を定義し、また敗者となった入札の決定変数を 0 とした新たな問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  を定義する (4).

$$\max V(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}}) = \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \mathbf{I}} \sum_{r \in R} \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} \quad (4.19)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} \leq TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \quad (4.20)$$

$$\begin{cases} x_{i,r,j,n} = 0 & (\forall i, \forall r) \\ \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} TR_{j,n,r} \times x_{i,r,j,n} = TR_{j,n,r} & (\forall i, \forall r) \end{cases} \quad \begin{array}{l} (\text{if } y_{j,n} = 0) \\ (\text{if } y_{j,n} = 1) \end{array} \quad (4.21)$$

$$\sum_{n \in N} y_{j,n} \leq 1 \quad (\forall j) \quad (4.22)$$

$$y_{j,n} = 0 \quad (\text{if } y_{j,n} = 0 \text{ in } P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})) \quad (4.23)$$

$$x_{i,r,j,n} \in \mathbf{Z} \quad (4.24)$$

$$y_{j,n} \in \{0, 1\} \quad (4.25)$$

問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  は問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の  $\mathbf{J}$  を  $\tilde{\mathbf{J}}$  で置き換えることで、制約式式 (4.23) を追加したものとなっている。問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  の最適解を求めることで、提供企業の勝者、つまり各提供企業が提供するリソースの時間を決定する。よって問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  で敗者となった入札は、 $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  で選ばれることはなくなり、仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  の分のリソースは取引は行われないが、利用されることもなくなる。また提供企業数が増加すると、この仮想的な買い手  $\mathbf{Q}$  によって利用されないリソースの割合が全体の提供リソースに対して減少するので、小さくなると考えられる。

#### 報酬の決定

問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  の解を元に、売り手  $i$  がリソース  $r$  を  $\sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n}$  [Ts] 提供することで得られる報酬  $revenue_{i,r}$  を式 (4.27) で決定する。

$$revenue_{i,r} = \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} + V(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}}) - V(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}}) \quad (4.26)$$

$$- \{V(\mathbf{I}|c_{i,r} = p_{i,r}(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}), \tilde{\mathbf{J}}) - V(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}})\} \quad (4.27)$$

式(4.27)の報酬決定方法が耐戦略性を示すことについて説明する。そこで式(4.27)の前半部分と後半部分をそれぞれ以下のようにおく。

$$revenue_{i,r}' = \sum_{j \in \tilde{\mathbf{J}}} \sum_{n \in N} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} + V(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}}) - V(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}}) \quad (4.28)$$

$$ex_{i,r} = V(\mathbf{I}|c_{i,r} = p_{i,r}(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}), \tilde{\mathbf{J}}) - V(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}}) \quad (4.29)$$

$revenue_{i,r}'$  は問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  において提供企業  $i$  がリソース  $r$  を提供できる最大の価格(コストと時間の積)である。 $revenue_{i,r}'$  は、問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  の売り手側において VCG メカニズムと同様の価格決定方法で求めている。 $revenue_{i,r}'$  について Fig. 4.1 を用いて説明する。

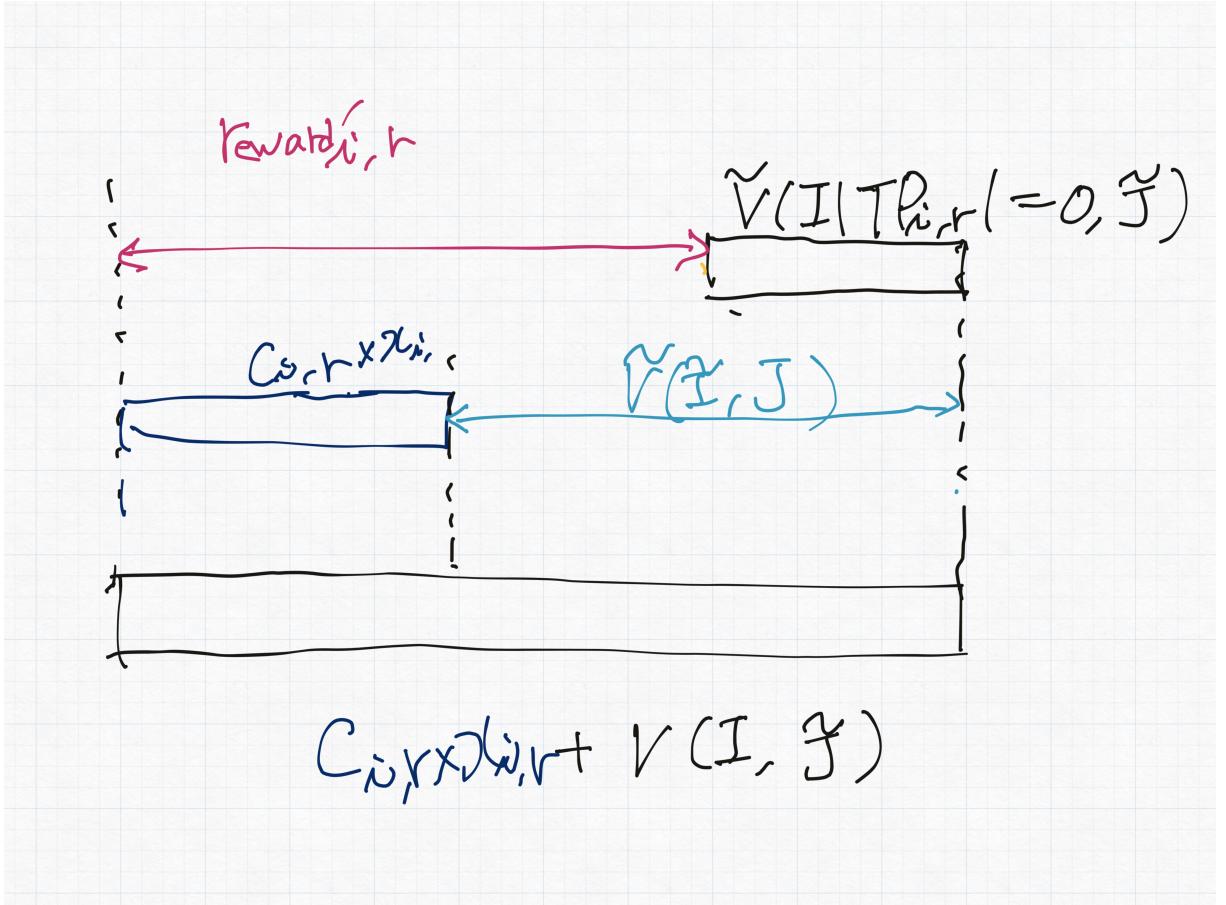


Fig. 4.1: revenue-1

Fig. 4.1 より、もし  $revenue_{i,r}'$  より大きくなるように、 $c_{i,r}$  を申告してしまうと、問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J})$  の解は、問題  $P(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}})$  の解に変わり、提供企業  $i$  はリソース  $r$  を提供できなくなってしまう。何故なら  $V(\mathbf{I}|TP_{i,r} = 0, \tilde{\mathbf{J}})$  の方が、 $revenue_{i,r}'$  より大きくなるように  $c_{i,r}$  を申告した  $V(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  より大きくなるからである。よって  $revenue_{i,r}'$  は問題  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  において、提供企業  $i$  がリソース  $r$  を提供できる最大の価格(コストと時間の積)である。 $revenue_{i,r}'$  において、提供企業  $i$  の評価値が使用されていないことも Fig. 4.1 より確認できる。また  $revenue_{i,r}'$  は、 $c_{i,r}$  よりコス

トが高い企業が、安い順に  $\sum_{j \in \tilde{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} [\text{Ts}]$  分リソースを提供したコストの和となってい。その提供企業の集合を  $I'$  とする。

次に  $ex_{i,r}$  について説明する。この  $p_{i,r}(I, J, Q)$  は問題  $P(I, J, Q)$  において売手  $i$  がリソース  $r$  を提供する為の最大のコストである。つまり、問題  $P(I, J, Q)$  において提供企業  $i$  が、リソース  $r$  を提供できる最大の価格を求め、それを提供時間 [Ts] で割ったものである。 $p_{i,r}(I, J, Q)$  は  $revenue_{i,r}'$  と同様の方法で求めることができる。ここで問題  $P(I|c_{i,r} = p_{i,r}(I, J, Q), J)$  と問題  $P(I|TP_{i,r} = 0, \tilde{J})$  に考えると、それぞれの解は先程定義した提供企業集合  $I'$  のうち  $p_{i,r}(I, J, Q)$  よりコストが低い企業が提供している部分の解が異なることになる。

よって  $u = \sum_{\{i \in I | c_{i,r} < p_{i,r}(I, J, Q)\}} \sum_{j \in \tilde{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n}$  とおくと、

$$ex_{i,r} = V(I|c_{i,r} = p_{i,r}(I, J, Q), \tilde{J}) - V(I|TP_{i,r} = 0, \tilde{J}) \quad (4.30)$$

$$= revenue_{i,r}' - p_{i,r} \times u \quad (4.31)$$

となる。式 (4.31) は、問題  $P(I, J, Q)$  において、 $revenue_{i,r}'$  から計算されたコストを申告すると、提供企業  $i$  の勝者となれない時間分のコストを引くことになる。

以上より式 (4.27) は、問題  $P(I, J, Q)$  と問題  $P(I, \tilde{J})$  の両方で  $\sum_{j \in \tilde{J}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n} [\text{Ts}]$  を提供できる最大の価格を求めている。よって提供企業側においても耐戦略性が成り立つ。

#### 4.1.4 特徴

手法 II: 耐戦略性を満たす手法は、以上で示したように耐戦略性を満たすことができる。しかし、仮想的な買い手  $Q$  の分のリソースはどの要求企業にも提供できなくなるので無駄になってしまい、パレート効率性を満たすことができない。しかし、提供企業数が増えると仮想的な買い手  $Q$  によって無駄になってしまうリソースの割合が減少し、パレート効率な状態に近づくと考えられる。また、手法 II は提供企業の支払いの合計と、提供側の報酬の合計が等しくなるとは限らず、提供企業の支払いの合計と提供側の報酬の合計余剰の差である余剰利益が発生する。この利益をクラウドソースドマニュファクチャリング内の利益ではあるので、総利益に加算するものとした。

## 4.2 特性評価

本節では手法 II において特性評価を行う。実験条件は 3.2 節と同様である。

### 4.2.1 提供企業数の変更

本節では提供企業数を変更する実験を行う。手法 II は企業数が増加するごとに、パレート効率な状態に近づくことを確認する。手法 I はパレート効率性を満たすので、手法 I の総利益を用いて比較を行う。

以下に本実験における実験条件を示す。

- 提供企業数  $I$ :15,20,25,30
- 試行回数:10 回

## 実験結果

Table 4.1 にパレート効率な状態の総利益, Table 4.2 に手法 II の総利益を示す.

Table 4.1: Pareto efficiency Total Profit

Provider Number	15	20	25	30
AVE.	8007.79	10857.46	13721.85	14706.66
S.D.	877.31	416.03	531.84	487.50

Table 4.2: Total Profit in Method2

Provider Number	15	20	25	30
AVE.	6600.43	9457.75	12586.24	13785.36
S.D.	650.81	340.77	559.70	723.15

Table 4.1 と Table 4.2 より, パレート効率な総利益に対する手法 II の総利益の減少割合を示す Table 4.3 を作成する.

Table 4.3: Ratio of decreased Total Profit to the Profits for Pareto efficiency

Provider Number	15	20	25	30
Decrease Rate	17.57%	12.89%	8.28%	6.26%

## 考察

Table 4.3 より提供企業数が 15 人のときは, パレート効率な状態の総利益より, 17.57% 減少してしまっているのに対して, 提供企業数が 30 人のときは, 6.25% の減少で留まっている. よって提供企業数が増加すると, 仮想的な買い手  $Q$  によって無駄になってしまうリソースの量が減少し, 総利益はパレート効率な状態に近づくことが確認できた.

### 4.2.2 1 提供企業の虚偽申告率の変更

手法 II が耐戦略性を満たすことを確認する為に, 1 提供企業の虚偽申告率を変更させる実験を行う. また虚偽申告による影響も確認する.

以下に本実験における実験条件を示す.

- 1 提供企業の虚偽申告率:0%, 10%, 20%, 30%
  - 虚偽申告が0%のときは正直にコストを申告する.
- 試行回数:1回

## 実験結果

Table 4.4-Table 4.7 は、それぞれ総利益、総提供企業利益、総要求企業利益、虚偽申告を行った1 提供企業の利益を示す。

Table 4.4: Total Profit in Method 2: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Profit	8654.35	8651.31	8651.31	8559.37

Table 4.5: Total Provider Profit in Method 2: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Provier Profit	3204.51	3257.36	3328.47	3353.17

Table 4.6: Total Provider Profit in Method 2: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Requester Profit	3126.378	3119.517	3105.653	2995.902

Table 4.7: False reporting Requester Profit in Method 2: A provider report false cost

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Provier Profit	94.98	91.94	91.94	0.00

## 考察

Table 4.7 より、正直な申告を行ったときの利益は 94.98 で、虚偽申告を行ったときの利益より高いことがわかる。よって耐戦略性を満たすことが確認できる。しかし、Table 4.5 より 1 提供企業の虚偽申告率が増加することで総提供企業利益が増加していることが確認できる。これは手法 II

の報酬決定方法が、他企業の提供企業利益から決定されるので、虚偽申告企業の影響で、他の提供企業の利益を高めてしまっているからである。また虚偽申告率が10%から20%のときに、総利益が変わらないのに、総要求企業利益が変わっている。その理由は、式(4.18)において、虚偽申告率が10%のときと虚偽申告率が20%の場合において、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$ は変化がないが、の $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{j\}, \mathbf{Q})$ が虚偽申告の影響で予算が足りない入札が発生することで、変わってしまう場合が発生したからだと考えられる。

#### 4.2.3 1要求企業の虚偽申告率の変更

手法IIが耐戦略性を満たすことを確認する為に、1要求企業の虚偽申告率を変更させる実験を行う。また虚偽申告による影響も確認する。

以下に本実験における実験条件を示す。

- 1要求企業の虚偽申告率:0%, 10%, 20%, 30%
  - 虚偽申告が0%のときは正直に予算を申告する。
- 試行回数:1回

#### 実験結果

Table 4.8-Table 4.10は、それぞれ総利益、総提供企業利益、総要求企業利益、虚偽申告を行った1要求企業の利益を示す。

Table 4.8: Total Profit in Method 2: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Profit	8654.35	8654.35	8654.35	8106.60

Table 4.9: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Providers Profit	3204.51	3204.51	3204.51	2883.22

Table 4.10: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Requesters Profit	3126.38	3126.38	2832.30	2180.29

Table 4.11: Total Providers Profit in Method 1: A requester report false budget

False reporting rate	0%	10%	20%	30%
Total Requesters Profit	468.09	468.09	468.09	0.00

## 考察

Table 4.10 より虚偽申告率が 0% から 20% までは同じ利益であり、30% のとき利益が 0 となっており、耐戦略性を満たしていることが確認できた。またこのことから、手法 II の支払いが自身の評価値に依存していないことも確認できる。総利益、総提供企業利益に関して虚偽申告率が 0% から 20% まで変化がないのは、虚偽申告による問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  と  $P(\mathbf{I}, \tilde{\mathbf{J}})$  の解に対しては影響がなかったからである。総要求企業利益が虚偽申告率が 10% から 20% のときに、減少している。この理由は (4.18)において、虚偽申告率が 10% から 20% になるときの  $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  の減少幅より、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus j, \mathbf{Q})$  の減少幅の方が小さく、支払い価格が増加してしまう要求企業が存在したからだと考える。

この部分について、要求企業 2 の支払い決定のときの結果を用いて説明する。虚偽申告を行った要求企業を要求企業 1 とする。このとき要求企業 2 の勝者となった入札の予算は 2449.17 であった。要求企業 1 の虚偽申告率が 10% のときは、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}) = 4571.30$ 、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{1\}, \mathbf{Q}) = 4128.26$  となり、問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{1\}, \mathbf{Q})$  の勝者に要求企業 1 の入札が選ばれていた。要求企業 0 の虚偽申告率が 20% のときは、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q}) = 4381.77$ 、 $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{1\}, \mathbf{Q}) = 4038.80$  となり、問題  $P(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{2\}, \mathbf{Q})$  において要求企業 1 の入札は敗者となっていた。その結果  $V(\mathbf{I}, \mathbf{J} \setminus \{2\}, \mathbf{Q})$  の減少分は  $V(\mathbf{I}, \mathbf{J}, \mathbf{Q})$  より小さくなり、支払いが要求企業 1 虚偽申告率が 10% のときより増加してしまった。 $pay_1 = 2006.13$  から  $pay_1 = 2106.21$  に増加していた。

### 4.2.4 提供側が申告するコストの幅の変更

本節では手法 II の価格決定方法の特性を確認する為に、提供側の申告するコストの幅を変更する実験を行う。式 (4.27) より手法 II のある提供企業の報酬は、他の提供企業のコストに依存した式になっているので、他企業のコストの幅が小さくなるごとに、報酬が減少し、1 提供企業あたりの利益は減少すると考えられる。またそれによって余剰利益が減少すると考えられるので、その変化についても確認をする。

- コストを発生させる乱数の幅:2.5, 2.0, 1.5, 1.0
  - コストを [1.75,4.25], [2.0,4.0], [2.25,3.75], [2.5,3.5] で生成する.
- 試行回数:10 回

## 実験結果

Table 4.12 に総提供企業利益を示し, Table 4.13 に 1 企業あたりの利益の平均値を示す. Table 4.14 に余剰利益を示す.

Table 4.12: Total Provider Profit in Method 2

Range	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	3101.13	2536.34	1463.70	1456.30
S.D.	1152.16	450.48	301.13	391.94

Table 4.13: Average Requester Profit in Method 2

	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	124.05	101.45	58.55	58.25
S.D.	46.09	18.02	12.05	15.68

Table 4.14: Surplus Profit in Method 2

	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	2695.97	2858.49	3018.05	3410.49
S.D.	1094.76	919.96	859.63	904.73

## 考察

Table 4.12, Table 4.13 より, コストの幅が狭くなるに連れ, 総提供企業利益も提供企業利益の平均値も減少していることが確認できた. 手法 II では, 同じようなコストの企業が集まると, 提供企業の報酬が低くなり, 利益が減少する傾向にある. また Table 4.14 より, コストの幅が狭くなると, 余剰利益が増加していることが確認できる. これは余剰利益が総支払い額と総報酬額の差であるからである.

#### 4.2.5 要求企業が申告する予算の幅の変更

本節では前節同様に、手法 II の価格決定方法の特性を確認する為に、要求側の申告するコストの幅を変更する実験を行う。式 (4.18) より手法 II の提供企業の報酬は、他企業のコストに依存した式になっているので、コストの幅が小さくなるごとに、要求企業の支払いが増加し、提供企業の利益は減少すると考えられる。その影響で余剰利益が変化すると考えらるので、余剰利益の確認をする。

- コストを発生させる乱数の幅: 2.5, 2.0, 1.5, 1.0
  - コストを [2.75, 5.25], [3.0, 5.0], [3.25, 4.75], [3.5, 4.5] で生成する。
- 試行回数: 10 回

#### 実験結果

Table 4.18-Table 4.17 に総提供企業利益、総要求企業利益、1 提供企業あたりの利益の平均値、余剰利益を示す。

Table 4.15: Total Requester Profit in Method 2

Range	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	3176.27	2793.80	2069.44	1950.83
S.D.	1163.93	902.33	687.54	629.26

Table 4.16: Requester Profit in Method 2

Range	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	317.627	279.380	206.944	195.083
S.D.	116.393	90.233	68.754	62.926

Table 4.17: Surplus Profit {#tbl:m2-4-surplus-profit}

Rate	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	2573.33	2858.49	2593.19	2188.87
S.D.	781.67	919.96	698.38	660.86

## 考察

Table 4.15, Table 4.16 より, 申告する予算をの幅を狭くするごとに, 総提供企業利益, 1 提供企業の利益が減少していることがわかる. それに伴い, 余剰利益が増加すると考えられたが, Table 4.17 より, 余剰利益は減少しなかった. この理由について詳しく考察をする.

Table 4.18 に総提供企業利益

Table 4.18: Total Provider Profit in Method2

Range	2.5	2.0	1.5	1.0
AVE.	2618.77	2536.34	2970.47	3271.82
S.D.	717.20	450.48	539.37	475.90

Table 4.18 予算の幅が増加すると, 総提供企業利益が増加していることがわかる. 総要求企業利益の増加の方が大きく余剰利益が増加しなかったと考える.

さらに, Table 4.19 にリソース提供前に対するリソース提供後の稼働率の増加率を示す.

Table 4.19: Increase Ratio of Availability in Method 2

Range	2.5	2	1.5	1
Incerase Ratio	42.06%	42.72%	44.70%	48.83%

Table 4.19 より, 稼働率の増加率も増加している. これより提供できているリソースの時間が増加していることがわかる. 申告する予算の幅が広いときであると, より要求時間よりも 1[Ts]あたりの予算が大きい入札が優先選ばれていたが, 申告する予算の幅が狭くなると, 1[Ts]あたりの予算の差が狭くなってしまいき, 狹い時と比べて要求時間が長い入札が選ばれるようになったからである. よって提供側の報酬は相手の予算よりも, 提供時間に依存すると考えられる. つまり, 予算が高いが要求時間が短い入札より, 予算が低くて要求時間が長い入札の方が提供企業側の利益としては高くなる. これは??節の式 (4.27) の  $\text{revenue}_{\{i,r\}}$  の部分からもわかる.

# 第5章 現実を想定したケーススタディ

本章では、より現実を想定したケーススタディを行い、手法I、手法IIの比較を行う。

## 5.1 概要

本章ではより現実を想定した状況を再現するため、2,3章より大規模な実験を行う。また様々な企業が存在することを想定し、手法Iには虚偽申告を行う企業を発生させる。手法IIにおいては耐戦略性を満たし、正直な申告が支配戦略となるので、虚偽申告を行う企業は発生しないものとする。

実験条件を以下に示す。

- 提供企業  $|J| = 25$ 
  - 各企業 2種類のリソースを遊休時間に提供する
  - 遊休時間  $TP_{i,r}$  [Ts] を  $[100, 200]$  で決定する
  - コスト  $c_{i,r}$  は  $[2.0, 4.0]$  [円] とする
- 要求企業  $|I| = 10$ 
  - 各企業  $|N|=3$  個の入札を作成
  - R種類のリソースを各  $[0, 200]$  [Ts] 要求する
  - 予算  $v_{j,n}$  は合計要求時間と重み  $[3.0, 5.0]$  の積 [円] とする

## 5.2 評価指標

本章で用いる評価指標を以下に示す。

- 

## 5.3 結果

## 5.4 考察

## 第6章 結論

6.1 まとめ

6.2 今後の展望

# 参考文献

- [1] 水平分業と垂直統合、どちらのビジネスモデル手法が優れているのか？ — クラウド ERP 実践ポータル. <https://www.clouderp.jp/blog/best-business-model.html>. (Accessed on 12/20/2019).
- [2] *Industrial Valuechain Initiative* – つながるものづくり. <https://iv-i.org/wp/ja/>. (Accessed on 12/20/2019).
- [3] K. Ashton. “That’Internet of Thing.,” in: *RFID Journal* 22 (2009).
- [4] *IoT とは? (Internet of Things) — AWS.* <https://aws.amazon.com/jp/iot/what-is-the-internet-of-things/>. (Accessed on 12/20/2019).
- [5] Kagermann, Wolfgang Wahlster, and Johannes Helbig. “Recommendations for implementing the strategic initiative INDUSTRIE 4.0”. In: *Final report of the Industrie 4.0 WG April* (2013).
- [6] Peter C Evans and Marco Annunziata. “Industrial Internet: Pushing the Boundaries of Minds and Machines”. In: *General Electric* January 2012 (2012), p. 37.
- [7] 総務省 | 平成 27年版 情報通信白書 | シェアリング・エコノミーとは. <https://www.soumu.go.jp/johotsusintokei/whitepaper/ja/h27/html/nc242110.html>. (Accessed on 12/20/2019).
- [8] ものづくり : *Factories on Demand* : 研究開発 : 日立. [https://www.hitachi.co.jp/rd/portal/highlight/vision\\_design/future/manufacturing/index.html](https://www.hitachi.co.jp/rd/portal/highlight/vision_design/future/manufacturing/index.html). (Accessed on 12/20/2019).
- [9] Dazhong Wu et al. “Cloud manufacturing: Strategic vision and state-of-the-art”. In: *Journal of Manufacturing Systems* 32.4 (2013), pp. 564–579. ISSN: 0278-6125. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.jmsy.2013.04.008>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0278612513000411>.
- [10] Dazhong Wu et al. “Cloud-based design and manufacturing: A new paradigm in digital manufacturing and design innovation”. In: *Computer-Aided Design* 59 (2015), pp. 1–14. ISSN: 0010-4485. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.cad.2014.07.006>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0010448514001560>.
- [11] IEC. *Factory of the future*. [Online]. Available: <http://www.iec.ch/whitepaper/pdf/iecWP-futurefactory-LR-en.pdf>. [Accessed 22 12 2017]. 2105.
- [12] Yoshiteru KATSUMURA, Yuuichi SUGINISHI, and Toshiya KAIHARA. “A study of manufacturing effectiveness on cloud-based manufacturing system”. In: *Transactions of the JSME (in Japanese)* 82.835 (2016), pp. 15–00430–15–00430. ISSN: 2187-9761. DOI: <10.1299/transjsme.15-00430>.

- [13] Einollah Jafarnejad Ghomi, Amir Masoud Rahmani, and Nooruldeen Nasih Qader. “Cloud manufacturing: challenges, recent advances, open research issues, and future trends”. In: *International Journal of Advanced Manufacturing Technology* 102.9-12 (2019), pp. 3613–3639. ISSN: 14333015. DOI: 10.1007/s00170-019-03398-7.
- [14] Joseph Thekinen and Jitesh H. Panchal. “Resource allocation in cloud-based design and manufacturing: A mechanism design approach”. In: *Journal of Manufacturing Systems* 43 (2017). High Performance Computing and Data Analytics for Cyber Manufacturing, pp. 327–338. ISSN: 0278-6125. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.jmsy.2016.08.005>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0278612516300528>.
- [15] Takafumi CHIDA et al. “Stability analysis on resource matching in crowdsourced manufacturing クラウドマニュファクチャリングにおけるリソースマッチングの安定性に関する考察”. In: *Transactions of the JSME (in Japanese)* 85.870 (2019), pp. 18-00293–18-00293. DOI: 10.1299/transjsme.18-00293.
- [16] ”川越 敏司”. ”マーケット・デザイン オークションとマッチングの経済学”. ”講談社”, 2015.
- [17] ”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”, 2006.
- [18] Google. ファーストプライス オークションへの移行スケジュール - Google アド マネージャー ヘルプ. <https://support.google.com/admanager/answer/9298211?hl=ja>. (Accessed on 12/26/2019).
- [19] Yahoo!JAPAN. ヤフオク!ヘルプ-入札のしくみ（自動入札と最高入札額）. [https://www.yahoo-help.jp/app/answers/detail/p/353/a\\_id/40662/](https://www.yahoo-help.jp/app/answers/detail/p/353/a_id/40662/). (Accessed on 12/26/2019).
- [20] William Vickrey. “Counterspeculation, auctions, and competitive sealed tenders”. In: *The Journal of finance* 16.1 (1961), pp. 8–37.
- [21] 杉之内将大 et al. “組合せオークションとフェロモンを用いた顧客と企業の交渉・協調による日程計画および部品選定の同時最適化手法に関する研究”. In: システム制御情報学会論文誌 31.2 (2018), pp. 49–57.
- [22] Parnia Samimi, Youness Teimouri, and Muriati Mukhtar. “A combinatorial double auction resource allocation model in cloud computing”. In: *Information Sciences* 357 (2016), pp. 201–216. ISSN: 00200255. DOI: 10.1016/j.ins.2014.02.008. URL: <http://dx.doi.org/10.1016/j.ins.2014.02.008>.
- [23] Leon Yang Chu. “Truthful bundle/multiunit double auctions”. In: *Management Science* 55.7 (2009), pp. 1184–1198. ISSN: 00251909. DOI: 10.1287/mnsc.1090.1015.