

新規参入を容易とする頑健な情報財取引メカニズムの提案

松原 繁夫 横尾 真

NTTコミュニケーション科学基礎研究所

京都府相楽郡精華町光台 2-4

E-mail: {matsubara,yokoo}@cslab.kecl.ntt.co.jp

あらまし インターネット上での取引の増加にともない、財と代金の交換過程での詐欺行為が問題となっている。ID取得が安価に行えるというネットワーク社会の性質は問題の解決を一層難しくしている。本論文では、新規参入者に参加費を支払わせることでこの問題の解決を目指す。参加費を高くすれば詐欺行為が起りにくくなるが、あまり高くすると新規参入者が減少する。安全性と利便性を両立させるため、我々は財と代金の交換メカニズムを2種提案する。一方は複数の取引を集めて財の配送と代金の支払いの順序を制御することで、もう一方は第3者エージェントを導入することで参加費を低くする。我々は参加費の下限について検討し、参加費の最小値を効率的に求める方法を示す。

キーワード 取引プロトコル, メカニズムデザイン, 情報財, 電子商取引

Robust Exchange Mechanisms for Information Goods with Low Entry Barriers

Shigeo Matsubara Makoto Yokoo

NTT Communication Science Laboratories,

2-4 Hikoridai, Seika-cho, Soraku-gun, Kyoto 619-0237, Japan

E-mail: {matsubara,yokoo}@cslab.kecl.ntt.co.jp

Abstract An increase of Internet trade has brought about fraud in exchange processes involving goods and money. A property of network societies that obtaining a new identifier is cheap makes more difficult to solve this problem. We impose an entry fee on newcomers to solve this problem. However, if an entry fee is expensive, it discourages newcomers from starting deals. To resolve the conflict between safety and convenience, we have developed two kinds of exchange mechanisms that guarantee against defection from a contract. One reduces the entry fee by integrating multiple deals and controlling goods and money flows. The other reduces the entry fee by incorporating a third party agent into the exchange process. We examine the lower bound of the entry fee for each mechanism and provide a calculation method that is able to obtain this value in linear time.

key words exchange protocol, mechanism design, information goods, electronic commerce

1 はじめに

インターネットやエージェント技術の発達により、ネットワークを利用した商取引が盛んになっている。計算機エージェントが商品の検索やオークションでの入札など様々なタスクを代行してくれるため、取引が簡易に行えるようになった。一方で、ネットワーク上での取引は詐欺行為が存在するなど危険性もあわせ持っている。例えば、インターネットオークションの勝者が代金を売手に送金したにもかかわらず、商品が送られてこなかったという事例が報告されている。同様の危険は計算機エージェントの間にも存在する。従って、安全な交換メカニズムの開発は緊急を要する課題である。

上述の問題は、マルチエージェント研究が交渉やプロトコル設計として扱ってきた問題である。ゲーム理論に基づいて、利己的なエージェントの振る舞いの解析が行われ、エージェントに望ましい行動を取らせるプロトコルが検討されてきた[4]。エージェント間での財の取引については、オークションプロトコルに関する研究[8]、情報財に関するプロトコルの研究[1]、財の配送と代金の支払いに関するプロトコルの研究[6]などがある。

ネットワーク上での詐欺行為の誘因の一つは、ネットワーク上でIDの取得が安価に行えることである。この特質は様々な問題を生じさせる。我々は先に、架空名義入札に対するオークションの頑健性を論じた[5]。本稿では、財と代金の交換過程に焦点を当てる。さて、不正行為を行った者を取引の場から閉め出す規則があったとしても、ID取得が安価に行えると、不正行為を行った者は新しいIDを取得して、一切罰を受けずに取引の場に戻ることが可能となる。この問題に対する一つの解は、運転免許証の写しを要求するなど実社会でのIDと対応づけることによって、個々の売手/買手のIDを検証することである。しかし、多くのIDを厳密に検証することは費用がかかる。また、優良な売手/買手を取引の場から遠ざけるかもしれない。仕事上の取引と、趣味に関する取引で異なるIDで用いたいという要求は妥当なものといえよう。本論文の目的は複数のID使用というネットワークの利便性を認めつつ、安全な取引を保証する交換メカニズムの開発である。

この問題を解決する既存の方法として、第3者の取引仲介機関(エスクローサービス)の利用と財を分割して少量ずつ代金と交換する方法がある。前者は財と代金の交換を以下の形態で行う。まず、売手が財を、買手が代金を第3者機関に送付する。つぎに、第3者機関は財を買手に送る。買手が財を確認

後、財に問題がなければ、第3者機関は代金を売手に送付する。このプロトコルを利用すると、売手/買手双方とも取引の途中で不正を働く動機を持たなくなる。しかし、財がソフトウェアなどの情報財である場合、このプロトコルはうまく機能しない。悪意を持った買手は、ソフトウェアのコピーを取った後で不良品であったと偽って代金を返金させることにより、代金を支払わずに財を入手することが可能である。実際、筆者の知る取引仲介サービスはソフトウェアの取引に対しては返品を禁じている。

既存の方法の後者は、売手/買手双方が取引の任意の時点で、残りの取引を完了するよりも大きな利益を獲得しないように財と代金を少量ずつ分割して交換する方法である[6]。この方法は第3者機関を必要とせず、有益な方法である。しかし、ソフトウェアのような非分割財に対しては、この方法の直接の適用は難しい。たとえソフトウェアがモジュール単位に分割できるとしても、売手と買手の間で分割方法について合意を取る必要があり、また、売手は各モジュールに対する買手の評価値を知る必要がある。これは交換過程におけるオーバーヘッドとなる。

本論文では、財と代金の交換過程における不正行為を排除するために、新規参加者に参加費を支払わせる。ここでは、各参加者は取引を繰り返し行うと仮定している。もし参加費が十分高ければ、ある時点で不正を働いても、つぎに取引を行うときに再び参加費を支払わねばならないため、不正行為によって利益を得ることが困難になる。しかし、参加費があまりに高ければ、新規参加者の参加意欲を削ぐことになる。従って、不正行為を排除しつつ新規参加を促すような参加費の設定が必要である。安全性と利便性を両立させるため、我々は2種の交換メカニズムを考案した。一つは、複数の取引を集めて、財の配送と代金の支払い順序を制御することで、参加費を低くする。複数の取引を集めることは、例えば、オークションサイトなどでは実現可能である。もう一方は、第3者エージェントを取引に組み入れることで参加費を低くする。我々は、各メカニズムに対する参加費の下限を検討し、その最小値を線形オーダーで計算できる計算方法を述べる。参加費の利用については、Friedmanらも議論しており、ID取得が安価である場合の繰り返し囚人のジレンマを対象に解析を行っている[2]。本論文の新規な点は、財と代金の交換という実的な状況を扱うことと、参加費の低減方法とその具体的な計算方法について提案している点である。

2 財と代金の交換モデル

本章では、財と代金の交換過程のモデルを提示する。エージェント（売手／買手）、財、センターが存在する。エージェントは自己の利益を最大化するように振る舞うとする。エージェントは他のエージェントと取引を行う。個々のエージェントは売手となる場合もあれば、買手となる場合もある。センターは各エージェントとの間で取引に関する情報を交換する。個々の取引は以下で定義される。取引価格は何らかの価格決定方法を用いて決められているとする。情報財の価格決定は重要な問題であるが[7]、取引価格の決定方法については、本論文では扱わない。

定義 1 取引 $deal_i$ は、3つ組 (p_i, c_i, v_i) で定義される。ここで、 p_i は取引価格、 c_i/v_i は、売手 $seller_i$ / 買手 $buyer_i$ の財 $good_i$ の評価値である。 c_i は、売手が財を作るための費用と見なしうる。

$c_i \leq p_i, p_i \leq v_i$ と仮定する。加えて、費用 c_i は財を受け渡す直前に発生するとする。すなわち、売手が財を買手に渡す前に取引を中止すれば、売手に費用 c_i は発生しない。取引が完了すれば、売手は利益 $p_i - c_i$ を得、買手は利益 $v_i - p_i$ を得る。

取引は繰り返し行われ、各ラウンド t には、 $n(t)$ 個の取引が発生する。以降、 $n(t)$ を n に固定して議論する。各ラウンドで、各エージェントは多くとも一つの取引を行う。すなわち、あるラウンドで1エージェントが、(1) 複数の財を購入する／販売する、(2) ある財を販売し、かつ、ある財を購入するといったことは起こらない。各ラウンドにおいて、新規参入するエージェントはいるかもしれないが、退出するエージェントはいないとする。すなわち、取引の場に存在するエージェントは将来のある時点で必ず取引を行うとする。取引を行うには、初回のみ参加費 p_e が徴収される。参加費はすべてのエージェントに対して同額である。

定義 2 ラウンド t における取引の場 M は、4つ組 $(\{agent_i\}, \{good_j\}, \{deal_k\}, p_e)$ で定義される。

3 エージェント間の交換

本章では、1つの取引、すなわち、1人の売手と1人の買手の間の財と代金の交換を対象として、取引完了に必要な参加費 p_e の値を考察する。ここでは以下の二つの戦略を比較する。

放棄: 現ラウンドでの取引を途中で放棄することにより大きな利益を獲得し、次のラウンドでは新たな ID を取得して参加費を支払う。

完了: 現ラウンドでの取引を完了することにより小さな利益を獲得し、次のラウンドでも同じ ID を継続使用して、新たに参加費を支払わない。

売手が代金を受け取った時点で、財を渡す前に取引を放棄する、あるいは、買手が財を受け取った時点で、代金を支払う前に取引を放棄することを防ぐための必要条件是放棄戦略の利益が完了戦略の利益より小さくなることである。なお、本稿では、放棄戦略の利益と完了戦略の利益が等しい場合、エージェントは完了戦略を選択するとする。

売手が先に財を買手に渡す場合、買手の取引放棄を防ぐには、 $v_i - p_e \leq v_i - p_i$ とする必要がある。参加費は初回の参加時しか徴収されないため、参加費 p_e は右辺には現れない。上式を整理すると、 $p_i \leq p_e$ となる。一方、買手が先に代金を売手に支払う場合、売手の取引放棄を防ぐには、 $p_i - p_e \leq p_i - c_i$ 、すなわち、 $c_i \leq p_e$ が必要である¹。この値を下げるのがここでの目的である。

我々は参加費を低くするため、以下のプロトコルを用いる。ここでは、財を非分割財と仮定する。取引の場において、センターはブラックリストを保持する。ブラックリストには、過去に不正を働いたエージェントの ID が掲載されており、そのリストを各エージェントはいつでも参照できるとする。

1 売手／1 買手交換プロトコル

1. 売手 $seller_i$ と買手 $buyer_i$ が ID を伝え合う。その ID がブラックリストに載っていれば、取引を中止する。
2. 買手は一時金 x_i を売手に支払う。
3. 売手は一時金 x_i を受け取れば、買手に財 $good_i$ を渡す。
4. 買手は財を受け取れば、残金 $p_i - x_i$ を売手に支払う。

もし、いずれか一方でも上記の過程から逸脱すれば、そのエージェントの ID はセンターに通知され、ブラックリストに掲載される。このプロトコルは Sandholm の分割交換プロトコルの特殊形であると見なせる。ただし、Sandholm は参加費を設計するという視点では述べていない。

以下、参加費の下限について検討する。売手が逸脱する、すなわち、取引を途中で放棄する可能性があるのは上記の段階3である。売手が逸脱しない、

¹参加費は初回の参加時のみ徴収される。従って、参加費が大きくても、取引を繰り返すことにより、参加者は正の利益を獲得できる。すなわち、取引への参加は個人合理性を満たす。

すなわち、一時金 x_i を受け取った後で、売手が財を買手に渡す動機を持つ条件は以下で与えられる。

$$x_i - p_e \leq p_i - c_i \quad (1)$$

左辺は取引を段階3で放棄した場合の売手の利益を、右辺は取引を完了した場合の売手の利益を表す。つまり、取引の放棄を防ぐには、 $p_i - c_i + p_e$ 以上の一時金を売手に支払ってはいけない。

一方、買手が逸脱する、すなわち、取引を途中で放棄する可能性があるのは上記の段階4である。買手が逸脱しない、すなわち、買手が残金 $p_i - x_i$ を売手に支払う動機を持つ条件は以下で与えられる。

$$v_i - x_i - p_e \leq v_i - p_i \quad (2)$$

左辺は段階4で放棄した場合の買手の利益を、右辺は取引を完了した場合の買手の利益を表す。つまり、取引の放棄を防ぐには、 $p_i - p_e$ 以上の一時金を買手に支払わせる必要がある。

上記の議論から、売手/買手双方が取引を途中で放棄することなく取引を完了するには、上の条件(1)、(2)が成り立てばよい。逆に、上の条件が成り立つように参加費が設定されていれば、売手/買手双方にとって、取引完了戦略がNash均衡となる。すなわち、取引相手が完了戦略をとっていれば、自ら取引を放棄してもより大きな利益を得ることはできないため、自己も完了戦略を取るよう動機づけられる。

命題 1 取引の放棄を防ぐ参加費 p_e の最小値は売手の財の評価値 c_i の半分の額である。また、一時金 x_i は、 $p_i - c_i/2$ となる。

証明 売手が受け取ってよい一時金と買手が支払うべき一時金の額が等しくなるところで、参加費 p_e は最小となる。一時金に関する収支一致条件 $p_i - c_i + p_e = p_i - p_e$ を解けば、 $p_e = c_i/2$ となる。このとき一時金は、 $x_i = p_i - p_e = p_i - c_i/2$ と求まる。□

例 1 あるラウンドで、取引(200, 100, 300)があるとす。このとき、最小の参加費 p_e は、 $100/2 = 50$ と算出される。参加費を49とすると、売手の取引放棄を防ぐには、売手には一時金を149までしか支払ってはいけない。一方、買手の取引放棄を防ぐためには、買手に151以上一時金を支払わせる必要がある。よって、双方の取引放棄を防ぐ50より小さな一時金の額は存在しない。

2者間取引において、パレート効率性と個人合理性を満たす条件のもとでエージェントに財の真の評

価値を述べさせることは均衡とはならない[3]。そこで、真値が不明な場合、推定値を使用することになる。正確な値の推定が困難な場合、売手の財の評価値 c_i を取引価格 p_i で代用することになる。ただし、これらの値の差が大きいと、参加費が必要以上に大きく設定されることになる。

4 複数取引の統合

4.1 複数取引の問題点と解決指針

各ラウンドにおいて取引の場 M には複数の取引が存在する。すべての取引においてエージェントの取引の放棄を防ぐためには、参加費を以下のように決める必要がある。(1) 3章で述べた方法で各取引における参加費の最小値を計算する。(2) これら最小値の中で最大となる値を選んで、すべての取引における参加費とする。すべての取引において参加費を同額とするのは、センターは各エージェントの初回の参加時には、以降どのような取引を行うか知ることができないためである。よって、参加費が最も高い水準に揃えられることになる。さて、参加費が最大の水準に揃えられると、少額の取引しか行う意図のないエージェントは取引の場への参加を思いとどまるであろう。このような状態を避けるために、複数取引が存在する場合の参加費を下げるのが、ここでの目的となる。

本論文では、複数の取引における財の配送と代金の支払いの順序をセンタが制御することで適切な参加費の実現を図る。ここでの基本的な考え方は、ある取引における一時金の収支の差額を他の売手に支払うというものである。 c_1 を売手の財の評価値の中の最大値とする ($c_1 > c_i, 2 \leq i \leq n$)。このとき、参加費 p_e を $c_1/2$ より小さく設定すると、売手が受け取ってよい一時金の上限は、 $p_1 - c_1 + p_e$ であり、買手が支払うべき一時金の下限は、 $p_1 - p_e$ である。

$$(p_1 - p_e) - (p_1 - c_1 + p_e) = c_1 - 2p_e > 0$$

よって、一時金の一部 $c_1 - 2p_e$ が行き場を失う。これを別の取引の売手に支払うことにする。

ここで、情報財は売手から買手に直接渡される必要があるが、代金はどの経路を通過しても、収支が合っていればよいことを注意しておく。すなわち、各買手は代金をどの売手に支払っても、自己の取引価格を越えなければよい。また、各売手は代金をどの買手から受け取っても、自己の取引価格を下回らなければよい。よって、一時金の一部 $c_1 - 2p_e$ を他の売手に受け取らせる方法が考えられる。ただし、

各ラウンドを完了するのに必要な時間は長くなる。ここで、取引時間の表現を与えておく。

定義 3 買手が売手に代金を支払う、あるいは、売手が買手に財を配送するのに要する時間を 1 ステップと呼ぶ。

複数の取引を個別に扱う場合、取引を並列に行えるため、1 ラウンドでの必要ステップ数は 3 ステップである。以下に述べる時間優先交換プロトコルは、各ラウンドを 6 ステップで完了する。ステップ数の増加を許して参加費の低減を優先する参加費優先交換プロトコルについては別の機会に述べることにする。

4.2 時間優先交換プロトコル

時間優先交換プロトコル

1. 取引集合 $\{deal_i\}$ を 2 グループ G_H と G_L に分割する。参加費低減に効果的な分割方法については後で述べる。
2. G_H に含まれる取引 $deal_i$ の買手 $buyer_i$ は、 $x_1 = p_i - c_i + p_e$ を売手 $seller_i$ に支払う。また、 $x_2 = \max\{c_i - 2p_e, 0\}$ を G_L に含まれる取引の売手に支払う。ここで、 $c_i - 2p_e = (p_i - p_e) - (p_i - c_i + p_e)$ であり、0 との間で最大値を取るのは、一時金の流れを単純にするためである。 G_L に含まれる取引の個々の売手 $seller_j$ に支払われる額 x_3 は、 $\min\{p_j - c_j + p_e, p_j\}$ を越えてはいけない。ここで一時金が余らないことは後で述べる。ただし、 $x_3 \leq \min\{p_j - c_j + p_e, p_j\}$ を実現するには、センターが各売手への一時金の割当を決める必要がある。
3. G_H に含まれる取引 $deal_i$ の売手 $seller_i$ は、買手 $buyer_i$ が一時金 $x_1 + x_2$ を支払ったことを知れば、財 $good_i$ を $buyer_i$ に渡す。
4. G_H に含まれる取引 $deal_i$ の買手 $buyer_i$ は、財 $good_i$ を受け取れば、売手 $seller_i$ に残金 $p_i - x_1 - x_2$ を支払う。
5. G_L に含まれる取引 $deal_j$ の買手 $buyer_j$ は、 x_3 を取引 $deal_i$ の売手 $seller_i$ に支払う。この x_3 と $deal_i$ は段階 2 における x_3 と $deal_i$ に対応する。また、 $x_4 = p_j - c_j/2 - x_3$ を取引 $deal_j$ の売手 $seller_j$ に支払う。
6. G_L に含まれる取引 $deal_j$ の売手 $seller_j$ は、一時金 x_4 を受け取れば、財 $good_j$ を買手 $buyer_j$ に渡す。

7. G_L に含まれる取引 $deal_j$ の買手 $buyer_j$ は、財 $good_j$ を受け取れば、売手 $seller_j$ に残金 $p_j - x_3 - x_4$ を支払う。

センターと各売手/買手の間での情報のやり取りに関する記述は省略している。上記の各段階において、もし売手/買手が逸脱すれば、それ以降その者への代金の支払い/財の配送は停止される。

上記プロトコルの段階 2 での G_H から G_L への一時金の支払いにおいて $x_3 \leq \min\{p_j - c_j + p_e, p_j\}$ が成り立つ条件と、段階 6, 7 において、 G_L に含まれる売手と買手が双方逸脱しようとしないう一時金の支払い額が存在する条件は以下で与えられる。

$$\sum_{deal_i \in G_H} \max\{c_i - 2p_e, 0\} \leq \sum_{deal_j \in G_L} \min\{p_j - c_j + p_e, p_j\} \quad (3)$$

$$p_e \geq \max_{deal_j \in G_L} c_j/2 \quad (4)$$

p_e を十分大きくすれば上の条件は成り立つので、 p_e が十分大きければ可能な支払いの割当は存在する。

例 2 あるラウンドで、2 つの取引 $deal_1: (200, 100, 300)$ 、 $deal_2: (400, 200, 600)$ があるとすると、2 つの取引を別々に扱うと、取引放棄を防ぐ参加費は、それぞれ、 $p_e = 100/2 = 50$ 、 $p_e = 200/2 = 100$ となる。よって、取引の場で一つの参加費の額を定めるとすれば、参加費は 100 となる。これは、取引 $deal_1$ を行うエージェントにとって、利益の増加分 (売手: $200 - 100 = 100$ 、買手: $300 - 200 = 100$) と同じ額を払うことになる。

ここで、2 つの取引を時間優先交換プロトコルを用いて行うとする。 $deal_2 \in G_H, deal_1 \in G_L$ とする。 $p_e = 50$ とすると、条件 (3) $\max\{200 - 2p_e, 0\} \leq \min\{200 - 100 + p_e, 200\}$ 、条件 (4) $p_e \geq 100/2$ が満たされるので、 $p_e = 50$ を使用できる。よって、取引を個別に行う場合に比べて、参加費を 100 から 50 に下げることができる。取引の過程を以下に見る。

1. $buyer_2$ が、 $400 - 200 + 50 = 250$ を $seller_2$ に支払い、 $200 - 2 \times 50 = 100$ を $seller_1$ に支払う。
2. $seller_2$ は、 $good_2$ を $buyer_2$ に渡す。
3. $buyer_2$ は $seller_2$ に、残金 $400 - 250 - 100 = 50$ を支払う。
4. $buyer_1$ は、 $seller_2$ に 100 を支払い、 $seller_1$ に $200 - 100/2 - 100 = 50$ を支払う。

5. $seller_1$ は, $good_1$ を $buyer_1$ に渡す.

6. $buyer_1$ は残金 $200 - 100 - 50 = 50$ を $seller_1$ に支払う.

上述のように参加費は安くできる. ただし, 1 ラウンドでの必要ステップ数は, 複数の取引を個別に扱う場合 3 ステップであるが, 時間優先交換プロトコルでは 6 ステップとなる.

命題 2 時間優先交換プロトコルの下では, 各エージェントにとって取引完了戦略が Nash 均衡となる.

証明 段階 6 の前で売手 $seller_j$ は財を渡す前に $x_3 + x_4 = p_j - c_j/2$ を受け取っている. また, 段階 6 の後で買手 $buyer_j$ は財を受け取ったときに, 既に $x_3 + x_4$ を支払っている. ここで, p_e は条件 (4) を満たすように決められるため, $p_j - p_e \leq p_j - c_j/2 \leq p_j - c_j + p_e$ が成り立つ. この関係は条件 (1), (2) を満たす. 他の段階でも, 条件 (1), (2) はつねに満たされている. これは, エージェントが取引を放棄しても, 取引を完了する場合より大きな利益を獲得できないことを意味する. よって, 他のエージェントが取引を放棄しないならば, 自己のみ取引を放棄してもより大きな利益を得ることはできない. \square

4.3 グループ分割と参加費計算方法

本節では, 時間優先交換プロトコルにおける取引集合のグループ分割と参加費の設定方法を示す. この方法では, $O(n)$ 時間で, 最小となる参加費とそれを与える分割を求めることができる. ラベルの付け方は任意であるので, $c_1 \geq c_2 \geq \dots \geq c_n$ とする. G_H には, $deal_1, \dots, deal_k$ が含まれ, G_L には, $deal_{k+1}, \dots, deal_n$ が含まれるとする. このとき, 条件 (3) で等号が成り立つ場合の p_e の値を p_e^1 , 条件 (4) で等号が成り立つ場合の p_e の値を p_e^2 と呼ぶ. k の値を 1 から $n-1$ まで動かしたときに, $\max\{p_e^1, p_e^2\}$ が最小となる $k = k^*$ を選ぶ. この k^* に対する $p_e^* = \max\{p_e^1, p_e^2\}$ が参加費の最小値である.

以下では, 上の計算方法で求まる p_e が取引放棄を防ぐための下限であることを示す. 議論を簡単にするため, $c_i = p_i$ と仮定する. これは, 同種の財を販売する売手が複数いて, 競争的な市場が形成されている場合, あるいは, c_i の値が不明で, 限界値として p_i で代用する場合に相当する.

命題 3 時間優先交換プロトコルにおいて, p_e^* はエージェントの取引放棄を防ぐ参加費の下限である.

この証明には, 以下の補題を用いる.

補題 4 取引価格 p_i を降順に並べ, 1 番目から k 番目までの取引を G_H , $k+1$ 番目から n 番目までを G_L とする. また, グループ G_L に含まれる取引価格の最大値を p_{Lmax} とする. G_L から, p_{Lmax} を除いて, 任意の要素を G_H に移した分割を, (G'_H, G'_L) とする. このとき, k を 1 から $n-1$ まで動かすと, $\{(G_H, G_L)\} \cup \{(G'_H, G'_L)\}$ はすべての可能な分割をつくす.

補題 5 補題 4 で述べた方法で G_H , G_L , p_{Lmax} を決める. このとき, G_L から, p_{Lmax} を除いて, 任意の取引を G_H に移しても, 取引放棄の防止に必要な参加費 p_e の額は減少しない.

証明 p_{Lmax} は変化しないので, 条件 (4) より求まる p_e^2 の値は変化しない. 条件 (3) より, p_e^1 は以下の等式を満たす p_e の値である.

$$\sum_{i=1}^k \max\{p_i - 2p_e, 0\} = \sum_{i=k+1}^n \min\{p_e, p_i\} \quad (5)$$

p_e^1 の値は $y = \sum_{i=1}^k \max\{p_i - 2p_e, 0\}$ と $y = \sum_{i=k+1}^n \min\{p_e, p_i\}$ の交点として求まる. ここで, p_e^1 をある取引 (取引価格 p_j) を G_L から G_H に移した分割に対する p_e^1 の値とする. もし $p_e^1 \leq p_e^2$ であれば, $p_e^* = \max\{p_e^1, p_e^2\}$ であるので, 参加費の最小値は変化しない. つぎに, $p_e^1 > p_e^2$ である場合を考える. $p_j < p_{Lmax} = 2p_e^2 \leq 2p_e^1$ であるので, $\max\{p_j - 2p_e^1, 0\} = 0$. 従って, p_e^1 は以下の等式を満たす p_e の値である.

$$\sum_{i=1}^k \max\{p_i - 2p_e, 0\} = \sum_{i=k+1}^n \min\{p_e, p_i\} - \min\{p_e, p_j\} \quad (6)$$

式 (5) の左辺と式 (6) の左辺は同じであり, p_e に対する減少関数となっている. 式 (5) の右辺と式 (6) の右辺は p_e に対する非減少関数であり, 前者はつねに後者より大きいか等しい. 従って, 交点の位置を考えれば, 不等式 $p_e^1 \leq p_e^2$ が成り立つ. 複数の取引を G_L から G_H に移した場合でも, 同様の議論が成り立つ. 従って, p_{Lmax} となる取引を除いた取引を G_L から G_H へ移した分割を考えても, 参加費の最小値は減少しない. \square

以下に命題 3 の証明を与える.

証明 補題より, 取引価格 p_i を降順に並べ, 1 から k 番目を G_H , 残りを G_L とした分割の上で計算した参加費は, p_{Lmax} を固定した分割での最小値となっている. よって, k を 1 から $n-1$ まで動かして参加費を求め, その中で最小となる値を選べば, それはすべての可能な分割での最小値となっている. \square

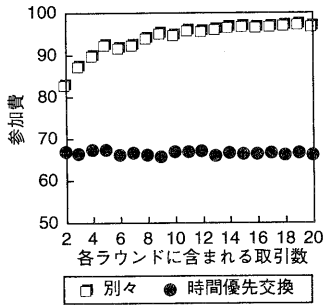


図 1: 参加費の比較

4.4 実験による参加費低減効果の検証

時間優先交換プロトコルにより、どの程度参加費を低く設定できるか見るために実験を行った。本実験では、売手の財の評価値は取引価格に等しいとし、取引価格の分布を 100 から 200 の間の一様分布とする。また、各ラウンドに含まれる取引価格は各々独立であるとする。この条件の下で計算機実験を行った結果を図 1 に示す。横軸は各ラウンドに含まれる取引数である。縦軸は参加費の最小値を示す。個々の取引を別々に扱う場合、参加費は $100/2 = 50$ から $200/2 = 100$ の間で変動する。図には取引を別々に扱う場合の参加費と時間優先交換プロトコルを用いる場合の参加費が示されている。図上の各点は、要素数 $n(2 \leq n \leq 20)$ の取引集合を 100 例、上記の分布に従うようランダムに生成し、それに対して計算した参加費の平均値である。

個々の取引を別々に扱う場合、すべての取引において途中放棄を防ぐには参加費を最大の水準に揃える必要があるため、取引数の増加にともない参加費は 100 に近づく。それに対し、提案方法では取引数にかかわらず参加費を低い水準に設定できている。

時間優先交換プロトコルの性質を取引を別々に扱う場合と比較して以下にまとめておく。

- 参加費を下げる事が可能である。
- センターの負荷が増える。ただし、支払いの割当の計算はそれほど深刻ではない。なぜなら、 c_i が最小の売手から順に、最大限の一時金 $\min\{p_i - c_i + p_e, p_i\}$ を割り当てていけばよいからである。
- 各取引において、2 者間以外に、誰が売手であるか、誰が買手であるかといった情報が漏れる。ただし、売手と買手の組は他者に知れるこ

とはない。

5 第 3 者エージェントの利用

あるラウンドで取引に参加していないエージェントがいる場合、そのエージェントを利用することで、参加費を下げる事が可能となる。

第 3 者交換プロトコル

1. 売手 $seller_i$ と買手 $buyer_i$ が ID を伝え合う。その ID がブラックリストに載っていれば、取引を中止する。
2. センターはブラックリストに掲載されておらず、かつ、現在のラウンドで取引を行わない第 3 者エージェントを売手/買手に伝える。
3. 買手 $buyer_i$ は、一時金 x_1 を売手 $seller_i$ に渡し、一時金 x_2 を第 3 者エージェントに渡す。
4. 第 3 者エージェントは、 x_2 を受け取ったことを売手 $seller_i$ に伝える。
5. 売手 $seller_i$ は、一時金 x_1 を受け取り、第 3 者エージェントが一時金 x_2 を受け取ったと聞けば、買手 $buyer_i$ に財 $good_i$ を渡す。
6. 買手 $buyer_i$ は、財 $good_i$ を受け取れば、残金 $p_i - x_1 - x_2$ を売手 $seller_i$ に支払う。また、第 3 者エージェントに x_2 を売手 $seller_i$ に渡すよう伝える。
7. 第 3 者エージェントは、買手 $buyer_i$ から要求を受ければ、一時金 x_2 を売手 $seller_i$ に渡す。

もし、売手/買手/第 3 者エージェントが上記の過程から逸脱すれば、そのエージェントの ID はセンターに通知され、ブラックリストに掲載される。

売手/買手/第 3 者エージェントが逸脱しない条件はそれぞれ以下の不等式で表される。

$$\begin{aligned} x_1 - p_e &\leq p_i - c_i && (seller_i) \\ v_i - x_1 - x_2 - p_e &\leq v_i - p_i && (buyer_i) \\ x_2 - p_e &\leq 0 && (第3者エージェント) \end{aligned}$$

命題 6 第 3 者交換プロトコルにおいて、参加費 p_e の最小値は売手 $seller_i$ の財の評価値 c_i の $3/4$ の額である。このとき、一時金 x_1 は、 $p_i - \frac{2}{3}c_i$ 、 x_2 は、 $c_i/3$ となる。

証明 参加費を $p_e (< c_i/2)$ としたとき、取引放棄を防ぐために買手が支払うべき一時金と売手が受け取った一時金との差額は $c_i - 2p_e$ である。これを、第 3 者エージェントに預けることになる。この額を第

3者エージェントが逸脱しない限度額一杯にしたとき、参加費は最小となる。よって、第3者エージェントに関する条件式から、 $p_e = c_i/3$ が求まる。このとき、一時金は、 $x_1 = p_i - c_i + p_e = p_i - c_i + c_i/3 = p_i - \frac{2}{3}c_i$ 、 $x_2 = p_e = c_i/3$ と求まる。□

上記の解析では、第3者エージェントの代金支払いの仲介に関する費用をモデルに含めていない。我々は、インターネット上での決裁技術を持つ計算機エージェントを実装することで、仲介に要する費用を低減させることができると考えている。

第3者交換プロトコルの性質を取引を別々に扱う場合と比較して以下にまとめておく。

- 第3者エージェントの導入により参加費を下げるができる。第3者エージェントの数を増やせば、さらに参加費を下げる事が可能となる。また、4章で述べた複数取引の統合と組み合わせることにより、さらに参加費を下げる事が可能である。
- 各取引において、第3者に、売手と買手の組が知られてしまう。ただし、第3者エージェントの数が個々の第3者エージェントに知られていなければ、取引価格の正確な情報は売手と買手の2者間以外に知られることはない。

6 むすび

本稿では安全性と利便性を両立する財と代金の交換メカニズムを2種類提案した。提案メカニズムは参加費を徴収することで、各エージェントが取引を途中で放棄することを防ぐ。これはインターネット上でのオンライン詐欺の問題解決に役立つ。我々は、提案メカニズムが(1)複数取引を集め、財の配送と代金の支払い順序を制御することで、また、(2)第3者エージェントを取引に組み入れることで、安全性を損なうことなく参加費を低く設定できることを示した。これらのメカニズムの間には、参加費をより低く設定しようとするれば、より多くの取引情報が他者に知られるというトレードオフの関係がある。

我々の取引放棄を防ぐメカニズムの限界は、エージェントは繰り返し取引を行うという仮定である。エージェントはある取引の場での取引に興味を失うこともあるため、この仮定がつねに成り立つとは限らない。しかし、取引の間で優良参加者の情報を交換して、優良参加者には参加費を割り引くなどの方法を取れば、この問題を緩和することができる。複数の取引が含まれる場で参加費を適切な水準

に設定する別の方法は、売手の財の評価値のばらつきが少ない取引の場を形成することである。適切な場を形成し、参加者の興味を保持するためには、メカニズム設計の研究とコミュニティの研究が補完し合う必要がある。

本稿では複数エージェント間の共謀について検討しなかった。これに関する検討は今後の課題である。

最後に、研究を支援頂いた、NTTコミュニケーション科学基礎研究所の下原勝憲社会情報研究部長、小暮潔グループリーダーと、議論頂いた櫻井祐子氏に感謝します。

参考文献

- [1] Durfee, E. H., Mullen, T., Park, S., Vidal, J. M. and Weinstein, P.: Strategic Reasoning and Adaptation in an Information Economy, in Klusch, M. ed., *Intelligent Information Agents*, chapter 8, pp. 176–203, Springer-Verlag (1998).
- [2] Friedman, E. and Resnick, P.: The Social Cost of Cheap Pseudonyms: Fostering Cooperation on the Internet, in *Proceedings of The 26th Annual Telecommunications Policy Research Conference* (1998).
- [3] Mas-Colell, A., Whinston, M. D. and Green, J. R.: *Microeconomic Theory*, Oxford University Press (1995).
- [4] Rosenschein, J. S. and Zlotkin, G.: *Rules of Encounter*, MIT Press (1994).
- [5] Sakurai, Y., Yokoo, M. and Matsubara, S.: A Limitation of the Generalized Vickrey Auction in Electronic Commerce: Robustness against False-name Bids, in *AAAI-99*, pp. 86–92 (1999).
- [6] Sandholm, T. W. and Lesser, V. R.: Equilibrium Analysis of the Possibilities of Unenforced Exchange in Multiagent Systems, in *IJCAI-95*, pp. 694–701 (1995).
- [7] Shapiro, C. and Varian, H. R.: *Information Rules: A Strategic Guide to the Network Economy*, Harvard Business School Press (1998).
- [8] Wurman, P. R., Walsh, W. E. and Wellman, M. P.: Flexible double auctions for electronic commerce: Theory and implementation, *Decision Support Systems*, Vol. 24, pp. 17–27 (1998).