



日本銀行ワーキングペーパーシリーズ

決済方式が参加者行動に及ぼす影響

今久保 圭*

kei.imakubo@boj.or.jp

No.05-J-14
2005年12月

日本銀行
〒103-8660 日本橋郵便局私書箱 30号

* 決済機構局

日本銀行ワーキングペーパーシリーズは、日本銀行員および外部研究者の研究成果をとりまとめたもので、内外の研究機関、研究者等の有識者から幅広くコメントを頂戴することを意図しています。ただし、論文の中で示された内容や意見は、日本銀行の公式見解を示すものではありません。

なお、ワーキングペーパーシリーズに対するご意見・ご質問や、掲載ファイルに関するお問い合わせは、執筆者までお寄せ下さい。

商用目的で転載・複製を行う場合は、予め日本銀行情報サービス局までご相談ください。転載・複製を行う場合は、出所を明記してください。

決済方式が参加者行動に及ぼす影響*

今久保 圭†

【要旨】

本稿では、決済方式のデザインが参加者の決済行動にどのような違いをもたらすのかという観点から、銀行間決済システムの決済方式が決済のシステムミック・リスクに及ぼす影響について考察を行った。

銀行間取引の決済が内包している信用リスクや流動性リスクといった決済リスクは、取引の当事者間だけの問題に留まらず、決済のシステムミック・リスクとして決済システムの他の参加者にも連鎖的に波及し、決済システムの頑健性を脅かすという性質をもっている。このような決済のシステムミック・リスクに対しては、決済ルールの整備といった対処方法のほか、決済方式を変更することによってもリスクの抑制効果が期待できる。結論を先取りすると、DNS（時点ネット決済）方式よりも単純RTGS方式、単純RTGS方式よりも修正RTGS方式（オフセット機能付きRTGS方式）の方が、決済システムの安定性の向上に資するものと考えられる。この点を確認するため、日本の決済データを用いた決済シミュレーションを行ったところ、日本においても、単純RTGS方式よりも修正RTGS方式の方がシステムミックな影響を緩和できる可能性があることが示された。

キーワード：システムミック・リスク、インセンティブ問題、オフセット決済、決済シミュレーション

* 本稿の作成に際しては、日本銀行スタッフ、とりわけ東善明氏から数多くの有益な示唆を受けた。記して感謝の意を表したい。ただし、あり得べき誤りは筆者に属する。なお、本稿で述べられている意見・見解は筆者個人のものであり、日本銀行および決済機構局の公式見解を示すものではない。

† 日本銀行 決済機構局 (e-mail: kei.imakubo@boj.or.jp)

1 はじめに

銀行間の大口資金決済システム（特に断らない限り、以下では決済システムと呼称）は、参加者（銀行）と運営者（決済機関）から構成されている。そこでは、中央銀行貨幣や民間貨幣といった決済手段を用いながら¹、決済アルゴリズム（決済の処理順序）を定めた決済方式と運営ルールのほか、リスク対策（事前的なリスク管理や事後的な損失分担）や市場慣行といった決済ルールに則って、銀行間取引の決済が行われている。このうち決済方式に注目すると、現在、世界の決済システムには様々な決済方式が導入されていることを観察できる。それぞれの国で単一の決済方式に統一しているわけではなく、一国の中に、場合によっては1つの決済システムの中に、複数の決済方式が並存している²。これらの決済方式は、時点決済方式と即時決済方式の2つに大別することができる。

時点決済方式とは、それぞれの参加銀行が決済システムに発出した複数の支払指図を、日中の特定時点（決済時点）に一括決済する方式である。この場合、決済完了性（finality）は予め定められた決済時点になるまで付与されない。決済完了性とは、支払指図の決済完了というステータスが取り消されたり、繰り戻されたりする可能性が完全に消失した状態（取消不能かつ無条件）を指す³。これまでの決済方式の変遷を振り返ると、先進諸国における大半の決済システムでは、運営開始から暫くの間、複数の支払指図を決済時点までに差引き計算したうえで、差引き計算後のネット・ポジションを一括決済するという、決済方式の中で最も資金効率の良い DNS（Deferred Net Settlement、時点ネット決済）方式が採用されていた。

1980年代後半以降、決済リスクに対する問題意識が世界的に高まるにつれて、中央銀行が運営する決済システムでは、決済エクスポージャーを削減してさらに高い安全性を目指すために、DNS方式から即時決済方式の典型である RTGS（Real-Time Gross Settlement、即時グロス決済）方式に移行する動きが主流となった。RTGS方式とは、参加銀行が決済システムに支払指図を発出する度に、即座に1件ずつグロス・ポジションを決済する方式である。その性質上、支払指図の発出タイミングに応じて、日中のあらゆる時点に決済完了性を付与することができる。後述の修正 RTGS（augmented RTGS）方式と区別するため、以下ではこの RTGS方式を単純 RTGS（pure RTGS）方式と呼称する。

これら2つの決済方式をさらに高度化する動きが1990年代後半以降の流れであり、現在までのところ、大きく2つの流れが形成されている。1つは単純 RTGS方式から修正 RTGS方式に移行する動きであり、もう1つはDNS方式から CNS（Continuous

¹ 決済手段を巡る論点については BIS [2003]を参照。

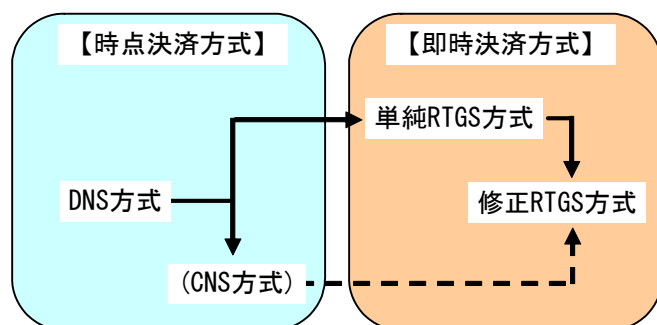
² 各国の決済システムの動向については BIS [2005]を参照。

³ 決済完了性の定義については BIS [1997]を参照。

Net Settlement、連続ネット決済)方式に移行する動きである。修正 RTGS 方式とは、未決済の支払指図を待機させるための中央キュー (central queue、決済システム内の待ち行列) に最適化機能を備えた RTGS 方式である。従来の単純 RTGS 方式の機能に加えて、最適化機能として、中央キューに待機している複数の支払指図の中から、同時にグロス決済できる支払指図の組合せを発見するオフセット機能を搭載したものが各地で稼働している⁴。オフセット機能が発見した支払指図の組合せを同時に決済することをオフセット決済という。オフセット決済は、経済効果としてはネット決済と同等の資金効率を目指すものであるが、一般的なネット決済のように複数の支払指図を相殺・一括決済するものとはみなさず、複数のグロス決済を同時に履行するものとして整理されている。この決済方式は、単純 RTGS 方式を土台にして、グロス決済にネット決済の要素を付加したものと整理することができるため、RTGS 方式の一類型という意味で修正 RTGS 方式と呼ばれている。

一方の CNS 方式とは、DNS 方式よりも短い間隔で設けられた複数の決済時点にネット決済を試行する決済方式であり、DNS 方式を土台にして、時点決済から即時決済の概念に接近するものである。さらに高度化が進んだ CNS 方式では、修正 RTGS 方式と同様の決済アルゴリズムを導入しており、両者の明確な違いはもはや失われている。そのため現時点では、修正 RTGS 方式が最新型の決済方式ということになる⁵ (図 1)。

図 1 決済方式の変遷



本稿では、決済システムの様々な構成要素のうち、決済方式を主たる考察対象とする。

⁴ ドイツの RTGSplus、イタリアの BI-REL、フランスの PNS、米国の CHIPS など。詳細は BIS [2005]を参照。

⁵ 決済方式に関する先行研究では、Emmons [1995]、Kahn & Roberds [1998]らが、即時決済方式のリスク削減効果という観点から、単純 RTGS 方式に肯定的なインプリケーションを導いている。一方、Kahn & Roberds [1999]、Kahn, McAndrews & Roberds [2003]らは、ネット決済の資金効率の高さ、グリッドロック解消効果という観点から (グリッドロックについては後述)、単純 RTGS 方式を肯定する考え方に対して修正を促すようなインプリケーションを提示している。総じてみれば、それぞれの決済方式には一長一短があることが示唆されているといえる。

その上で、近年の決済方式の発展を踏まえ、決済方式の違いが決済行動にどのような違いをもたらすのかという参加銀行のインセンティブ問題の観点から、それぞれの決済方式の下で生じる決済のシステミック・リスクの性質についてインプリケーションを整理する。

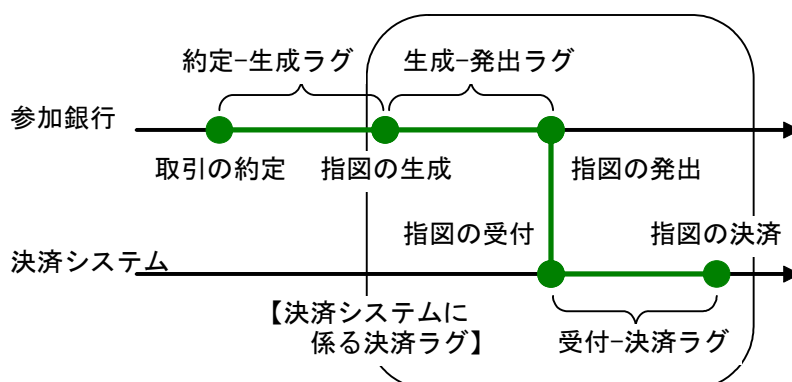
本稿の構成は次のとおりである。まず2節では、決済リスクとその要因を概観したうえで、それぞれの決済方式の下で生じる決済のシステミック・リスクとは何かという点を整理する。3節では、単純RTGS方式の下で生じる問題と、参加銀行の決済行動との関係について、4節では、修正RTGS方式がこの問題に対して発揮する効果について検討する。5節では、修正RTGS方式を導入した際に、どのような形で決済のシステミック・リスクが削減されるのかという点を、日本の決済データを用いた決済シミュレーションにより分析する。最後に6節では、結論を述べる。

2 決済方式と決済リスク

2.1 決済ラグからみた決済リスク

決済方式の如何を問わず、決済リスクは、信用リスクと流動性リスクという2種類のリスクに類別することができる⁶。日本銀行 [1996]は、信用リスクを「取引の一方の当事者の決済不履行により、その相手方に最終的に回収困難な損害をもたらすリスク」、流動性リスクを「信用リスクの顕現化やコンピュータ事故などから決済の遅延が生じ、これが決済の当事者の流動性不足を招くことで、第三者への支払が困難になるリスク」と整理している。

図2 資金決済のライフ・サイクル



BIS [1997]によると、決済リスクは、決済プロセスの開始時点と完了時点との間のラ

⁶ 決済リスクを分類する際、信用リスクと流動性リスクだけではなく、オペレーショナル・リスクと法的リスクを含めた4分類としたり、それぞれのリスクをさらに細かく分類したりすることもある。本稿では、BIS [1997]が用いた二分法に依拠して議論を進める。

グと、取引の構成要素であるカネの支払時点とモノの支払時点との間のラグ、という2種類のタイム・ラグと密接に関連している。資金決済の場合、取引の約定時点から決済完了時点までの決済ラグが決済リスクと関連している⁷。資金決済の決済ラグは、図2のように、約定-生成ラグと、決済システムに係る決済ラグである生成-決済ラグとに分解できる。約定-生成ラグは、参加銀行が取引を約定してから当該取引の支払指図を生成（支払指図を決済システムに発出する準備が完了すること）するまでのラグであり、生成-決済ラグは、参加銀行が当該指図を生成してから決済完了となるまでのラグである。さらに生成-決済ラグは、参加銀行が支払指図を生成してから決済システムに発出するまでのラグ（生成-発出ラグ）と、決済システムが当該指図を受け付けてから決済完了となるまでのラグ（受付-決済ラグ）に分解できる。このような決済ラグを全て排除できるならば、取引を約定してから決済が完了するまでの間に、支払銀行は決済不能な状態に陥る機会が無くなるため、上述の信用リスクや流動性リスクは決済の段階では問題にならなくなる。しかし、実際には何らかの決済ラグが存在することによって、支払銀行が決済ラグの間に恒久的または一時的に決済不能な状態に陥る可能性が生じ得る。逆に、決済不能な状態に陥る可能性が存在するために、決済ラグが生じるという側面もある。したがって決済システムの運営者は、決済ラグが長くならないように配慮しながら、決済システムを構築することになる。本稿では、決済方式を考察対象としていることから、約定-生成ラグを決済方式の外側の問題とみなし、以下では、生成-決済ラグのみに焦点を当てることとする。

ある参加銀行が恒久的であれ一時的であれ決済不能な状態に陥るというショックが、決済ネットワークを通じて他行に連鎖的に波及し、決済システム全体の頑健性（robustness）が損なわれるリスクを、決済のシステムミック・リスクという⁸。この決済ネットワーク（ショックの波及経路）が存在するために、信用リスクや流動性リスクといった決済リスクは、ある支払指図の支払銀行と受取銀行という当事者間の問題に留まらず、他行にも波及していく。さらには、当該決済システム内の問題に留まらず、それぞれのシステムのネットワークを通じて、他の決済システムや金融システム・社会システムの参加者にも広く波及し得る性質のものである。

本稿がこれから言及する決済のシステムミック・リスクを先取りして整理したものが、

⁷ ある取引の決済ラグに当該取引の決済金額を乗じたものが決済エクスポージャーとなる。決済システムに係る決済リスクに注目すれば、ある支払指図の生成時点と決済完了時点との間のラグに当該指図の決済金額を乗じたものとなる。決済リスクは、この決済エクスポージャーに比例するものと整理されている（酒井・前多 [2004]を参照）。

⁸ De Bandt & Hartman [1998]は、システムミック・リスクの要素として、ショックとその伝達メカニズム（shocks and propagation mechanisms）を挙げている。伝達メカニズムとは、通常取引経路ではなく、ショックがある参加者から他の参加者へ波及していく、外部効果などによって構築された経路（本稿では、これを決済ネットワークと呼称）のことを指す。

表 1 である。本稿では、時点決済方式において、一括決済のために決済ネットワーク上でショックが波及する問題を「一括決済による問題」と呼ぶ。また、(単純方式か修正方式かにかかわらず) RTGS 方式において、参加銀行間で流動性を融通する際に生じる負の外部効果のために、決済ネットワーク上でショックが波及する問題を「流動性調達に伴う問題」と呼ぶことにする。

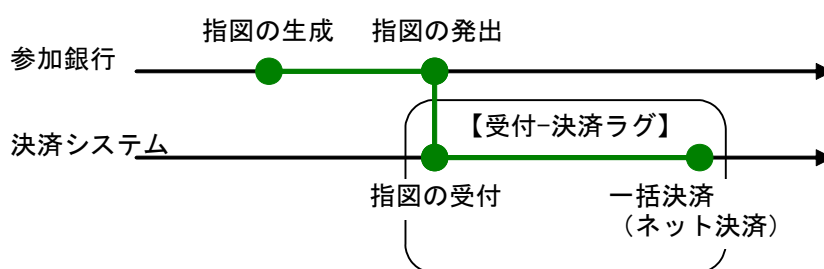
表 1 決済のシステミック・リスク

	時点決済方式	即時決済方式
制度問題	一括決済による問題	
参加銀行のインセンティブ問題		流動性調達に伴う問題

2.2 一括決済による問題

時点決済方式では一括決済が行われるために、例えば DNS 方式の場合、参加銀行が発出した支払指図を決済システムが受け付けてから決済時点にネット・ポジションが一括決済され、当該指図に決済完了性が付与されるまでのラグ (受付-決済ラグ) が、制度上必ず存在する (図 3)。受付-決済ラグの間は決済が完了しないため、この間に決済システム内には未決済残高が積み上がり、これにつれて、決済システムに係る決済エクスポージャーは比例的に増大していく。

図 3 DNS 方式における支払指図のライフ・サイクル



このとき、決済システムが受け付けた複数の支払指図は一括決済によって処理されるため、ある参加銀行の決済が完了するためには、当該銀行が勝ちポジション先であれば、当該銀行と取引を直接行っていない参加銀行も含めて、全ての負けポジション先の支払いが完了することが必要である。また、当該銀行が負けポジション先であれば、決済が完了するかどうかは自行の支払いが完了するだけではなく、他の全ての負けポジション先の支払いが完了するかどうかにもよる。表 2 の数値例のような支払指図の組合せが DNS 方式の下で決済される場合、差引き計算により、銀行 X は 10 億円の勝ちポジシ

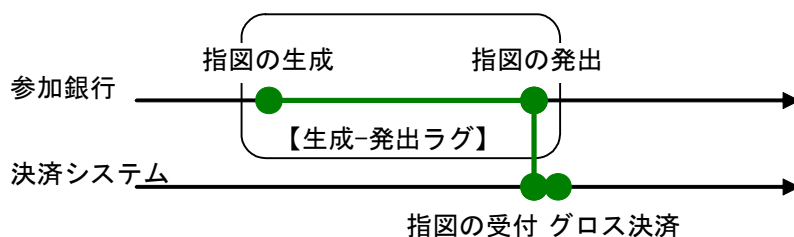
ョン、銀行YとZはそれぞれ5億円の負けポジションとなる。このとき、銀行Yが負け額を支払えなければ、損失分担ルールが無い場合には繰戻し（unwinding）が行われ、銀行Yが発出した支払指図だけではなく、銀行XやZが発出した支払指図も決済できなくなる。この例のように、決済リスクは支払銀行と受取銀行という当事者間の問題に留まらず、一括決済による問題として、決済システムの参加銀行全体に広く影響することになる。

表2 一括決済による決済ネットワーク

支払指図			ネット決済 の条件	口座残高		
支払先	受取先	金額		X	Y	Z
				x	y	z ← 当初残高
X	Y	15	$X: 15-25 \leq x$ $Y: 20-15 \leq y$ $Z: 25-20 \leq z$	x+10	y-5	z-5 ← 決済後の 残高
Y	Z	20				
Z	X	25				

一括決済による問題を回避するために、中央銀行の多くは、時点決済方式を廃止して単純RTGS方式を導入することで、一括決済のために生じる受付-決済ラグをゼロにするのと同時に、参加銀行間における一括決済による問題を解決することを試みた。単純RTGS方式では、参加銀行が発出した支払指図を決済システムが受け付けた際、当該銀行の決済口座に十分な残高があれば、図4のように、当該指図は即座に1件ずつ決済され、決済完了性が付与される。このように一括決済を廃止することで、一括決済による問題を完全に解消することができる。この結果、決済システムが支払指図を受け付けると同時に決済完了性が付与されるため、時点決済方式に特有の受付-決済ラグはゼロとなる。

図4 単純RTGS方式における支払指図のライフ・サイクル



2.3 日中流動性の検討

時点決済方式の場合、参加銀行には決済時点までに所要流動性の調達が完了していることが求められるが、単純RTGS方式の場合、参加銀行はそれぞれの支払指図を発出するタイミングで流動性を確保しておくことが必要となる。さらにDNS方式であれば、複数の支払指図を対象にネット決済が行われるため、参加銀行は、他行から暗黙のうち

に与信を受けることができ（一方で、暗黙のうちに与信を供与することになるが）、負けポジション相当の流動性のみを調達すれば十分である。一方の単純 RTGS 方式では、他行からの暗黙の与信に頼ることができないため、流動性の調達額が相対的に嵩むことになる。したがって単純 RTGS 方式の下では、参加銀行には、DNS 方式の場合よりも多額の流動性を支払指図の発出タイミング毎に調達・管理する必要が生じる。

ここで、流動性について予め定義しておこう。本稿では、資金決済のために必要な資金そのものを流動性と定義し、所要流動性が口座残高として確保されている状態を流動的という。また、（支払指図の発出前か後かにかかわらず）参加銀行が生成した支払指図の一部または全てを資金不足のために決済できない状態を流動性不足（流動的ではない）と定義する⁹。

一般に、中央銀行が運営している単純 RTGS システムにおいて、決済当日に参加銀行が利用可能な流動性の源泉は、①前日までの取引・決済によって確保した、決済システムの始業時点の「中央銀行の当座預金残高」、②日中当座貸越や日中レポ取引の形態をとった「中央銀行による日中与信」、③市場取引や第三者送金などを決済するための、決済システムを通じた「他行からの資金振替」の3つに分類することができる。決済時点が1日1回限りのDNS方式では、決済時点における所要流動性はオーバーナイトの資金ポジションの変動額に一致するため、他行から暗黙のうちに与信を受けることを除くと、基本的には「中銀当預残高」が利用できれば資金調達には十分と考えられる。一方の単純 RTGS 方式では、上述のように支払指図の件数だけ決済時点が訪れ、DNS方式に比べると所要流動性が嵩むため、「中銀当預残高」だけではなく、「中銀による日中与信」や「他行からの資金振替」が流動性の重要な源泉となる。

このとき、これらの流動性によって、決済システム内に新たな流動性が注入されているかどうかという点に注目すると、「中銀当預残高」と「中銀による日中与信」は、決済システム内の流動性の総量を直接的に増減させる外生的な流動性の源泉と位置付けることができる。一方「他行からの資金振替」は、決済システム内に既に投入されている流動性を参加銀行間で再配分する役割を果たしているに過ぎず、決済システム全体としては流動性の総量が増減する訳ではない。

次に、流動性の利用可能性という点に注目すると、「中銀当預残高」や「中銀による日中与信」を利用するには、予め必要額を口座残高として確保したり、必要相当額の担保を用意しておく必要があり、参加銀行は何らかの形で相応の流動性調達コストを負担しなければならない。一方で、「中銀当預残高」や「中銀による日中与信」は、一般に、流動性を必要としている参加銀行自身が日中の任意のタイミングで能動的に利用でき

⁹ より一般的な流動性の定義では、流動性は「資金決済のために必要な資金を瞬時に調達できる状態」、流動性不足は「資金決済に用いることができる資産を保有していなかったり、資金が即座に必要であるにもかかわらず資金供給をしてもらえない状態」とされている（齊藤 [2000]を参照）。

る流動性であるため、日中における流動性需要の予期せぬ変化に対しても機動的に対応でき、その利用可能性は高いといえる。残る「他行からの資金振替」の利用可能性は、相手行がいつ支払指図を发出・決済するか依存しており、いつ調達できるかは相手行次第である。相手行の決済行動を操作することはできないため、「他行からの資金振替」は受動的にしか利用できず、その利用可能性は相対的に低い。例えば、銀行 X が发出する支払指図をそもそも持っていないときや、全ての支払指図を发出した後に、銀行 X 向け支払指図が決済され、銀行 X に決済システム内の流動性が集中したときを想定する。このとき、決済システム内の流動性の総量は不変であるにもかかわらず、銀行 X に集中した分だけ他行が利用できる流動性は減少してしまう。また「他行からの資金振替」の利用可能性は、他行の決済行動そのものだけでなく、その予測可能性にも依存している。そのため、「他行からの資金振替」の流動性としての利用可能性は、どのタイミングでどれだけの金額の資金振替が行われるかという事前情報が多いほど高く、その場合、それぞれの参加銀行は「他行からの資金振替」をより効率的に自行の流動性として利用できるようになる。

2.4 流動性調達に伴う問題

時点決済方式では、支払指図に決済完了性が付与される時点は、制度として定められた決済時点に一意に決められていた。一方の単純 RTGS 方式では、支払指図の決済時点は发出する参加銀行の意思決定に全面的に委ねられており、概念上、支払指図の生成以降、決済システムの業務時間中であれば、参加銀行は任意のタイミングで決済することができる。そのため、支払指図の生成時点を所与とすると、DNS 方式では、決済時点が一定であるために生成-決済ラグは一意に定まるが、単純 RTGS 方式では、参加銀行の意思決定によって決済時点が変動するため、支払指図の生成と同時に发出・決済するケースから、決済システムが終業する直前に发出・決済するケースまで、生成-決済ラグは変動することになる（図 4）。

表 3 流動性調達に伴う決済ネットワーク

時間	指図			グロス決済 の条件	残高		
	支払先	受取先	金額		X	Y	Z
0					x	y	z
1	X	Y	15	X: $15 \leq x$	$x-15$	$y+15$	z
2	Y	Z	20	Y: $20 \leq y+15$	$x-15$	$y-5$	$z+20$
3	Z	X	25	Z: $25 \leq z+20$	$x+10$	$y-5$	$z-5$

このとき、単純 RTGS システムが流動的かどうかという問題（決済システム内に十分な流動性があるかどうかという問題）は、2.3 節の議論が示唆するように、それぞれの参加銀行がどのタイミングでどれだけ決済したいのかという決済ニーズの尺度に照らして、決済システム内に総量として十分な流動性が投入されているかという点に依存

している。加えて、参加銀行間でどのように流動性が配分されているか、あるいは、特定の参加銀行にどの程度の流動性が集中しているかという点にも強く依存している。例えば表3の数値例のように、3件の支払指図を並び順に沿って即座にグロス決済するには、銀行Xは15億円、銀行YとZはそれぞれ5億円 ($x=15, y=z=5$)、全体としては25億円の流動性を確保しておかなければならない。これだけの流動性が確保されていれば、表3に示したような口座残高の推移を経て、3件の支払指図は全てグロス決済される。

仮に、確保していた流動性が、銀行XとYはそれぞれ10億円、銀行Zは5億円であれば ($x=y=10, z=5$)、全体では25億円と先のケースと同じであり、決済システム内の流動性の総量は十分だが、どの支払指図もグロス決済することはできなくなる。このように、ネット決済であれば、参加銀行が生成した未決済の支払指図全てを勘案しても決済できるだけの流動性が確保されているにもかかわらず (ネット決済のためには $x=0, y=z=5$ が必要)、グロス決済できない状況をグリッドロック (gridlock、すくみ) という。また、確保している流動性が、銀行Xは10億円、銀行Yは0億円、銀行Zは5億円であるケース ($x=10, y=0, z=5$) のように、ネット決済のための流動性すら不足しており、流動性を決済システムに追加投入しない限りネット決済すらできない状況をデッドロック (deadlock) という¹⁰。

2.2節で述べたとおり、時点決済方式では、複数の支払指図を一括決済するために、参加銀行間でショックが波及する余地が生じる。これに対して単純RTGS方式では、それぞれの参加銀行が「他行からの資金振替」を前提とした流動性調達を計画することによって、他行へ流動性がタイムリーに供給されなくなるという、いわゆる負の外部効果が生じ得る。この場合も、ショックが参加銀行間で波及する余地が生じる。これが単純RTGS方式における流動性調達に伴う問題である。グリッドロックやデッドロックに代表される流動性調達に伴う問題は、それぞれが受動的な流動性調達に依存する中、ある参加銀行がある支払指図を決済しない (または決済できない) ことで、その他多数の参加銀行の決済が妨げられる可能性があるという、決済システムの流動性不足の問題として特徴付けることができる。

流動性調達に伴う問題も一括決済による問題も、ある参加銀行が受けたショックが他行に波及していくという意味では同じ性質のものであるが、2つの点で両者は異なっている。1つは、参加銀行間の決済ネットワークの性質である。一括決済による問題では、一度ショックが生じると、決済ネットワーク上の参加銀行はそのショックを回避することはできない。一方の流動性調達に伴う問題では、ある参加銀行にショックが生じて、残りの参加銀行によって能動的な流動性調達が行われるならば、ショックの連鎖的な波

¹⁰ 集合論を用いたグリッドロックとデッドロックの厳密な定義については Bech & Soramäki [2001]を参照。

及を断ち切ることができる。

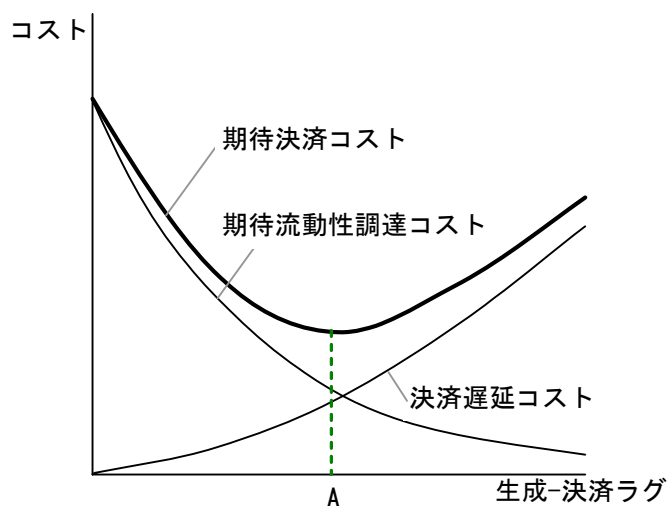
もう1つの相違点は、どの参加銀行が最初にショックを受けたのかという点に関する立証可能性 (verifiability) である。一括決済による問題の場合は、どの参加銀行が決済不能に陥ったのかということは容易に確認することができる。一方の流動性調達による問題の場合、支払銀行の流動性調達行動は、運営者や受取銀行が観測できない隠された行動 (hidden action) であるために、支払銀行が適切な範囲で能動的な流動性調達を行っているかどうか受取銀行は判断することができず、どの参加銀行が最初に決済不能に陥ったのか立証することはできない。そのため、それぞれの参加銀行は、支払指図の発出・決済を遅らせてでも受動的な流動性調達を行い、決済コストを節約しようとするインセンティブをもつことになる。

3 単純 RTGS 方式における参加銀行の決済行動

3.1 参加銀行のインセンティブ問題

流動性調達に伴う問題は、参加銀行が能動的な流動性調達のみを行わず、受動的な流動性調達も併用するために生じるものである。本節では、経済合理的な決済行動の結果、参加銀行が受動的な流動性調達に依存しようとするインセンティブをもつメカニズムについて、決済コストの観点から検討していく¹¹。

図5 参加銀行の決済コスト最小化行動 (1)



単純 RTGS 方式では、支払指図を発出・決済する際、図5のように、決済遅延コストと期待流動性調達コストから構成されている期待決済コストを生成-決済ラグに関し

¹¹ インセンティブ問題については清水・堀内 [2003]、柳川 [2000]を参照。制度の経済学の観点からインセンティブ問題を整理したものは、青木・奥野編 [1996]が詳しい。また、ゲーム理論を用いた参加銀行の戦略的な決済行動モデルについては補論 A を参照。

て最小化するよう、参加銀行は決済行動（発出・決済時点）を選択すると考えられる。決済遅延コストは、支払指図の発出・決済が遅れた際の受取銀行や顧客（送金依頼人・送金受取人）からの評判の悪化（信認の低下）を表しており、生成-決済ラグが長くなるほど増加する。そのため決済遅延コスト曲線は、支払指図が生成と同時に発出・決済されればゼロとなるが、決済期限までに発出・決済されなければ正の無限大に発散するという、生成-決済ラグに関して右上がりの曲線になっている。その傾きは、参加銀行や支払指図毎に区々であり、支払指図の時限性が高いほど決済遅延コスト曲線の傾きは急に、逆に時限性が低いほど緩やかになる。決済遅延コストを削減しようとするならば、参加銀行は、能動的に流動性を調達することで遅滞なく支払指図を発出・決済する。

一方の期待流動性調達コストは、文字通り、支払指図を決済するための所要流動性を調達するために要するコストを表している。ここで議論を簡単にするために、能動的に調達する流動性を「中銀による日中与信」、受動的に調達する流動性を「他行からの資金振替」のみとする。支払指図の生成と同時に発出・決済する場合、参加銀行は能動的な流動性調達に全面的に依存することになるため、決済金額に相当する「中銀による日中与信」を調達するコスト（日中与信が有担保・無料であれば担保コスト、無担保・有料であれば利用料が流動性調達コストとなる）を負担しなければならない。一方、支払指図を発出・決済するタイミングを遅らせることによって、参加銀行は「他行からの資金振替」を受ける機会を得ることができ、実際に「他行からの資金振替」を受ければ、必要となる「中銀による日中与信」を削減することができる。その結果、生成-決済ラグが長くなるほど、期待流動性調達コストは減少する。したがって期待流動性調達コスト曲線は、支払指図が生成と同時に発出・決済される場合に最高値をとり、生成-決済ラグが長くなれば減少するという、生成-決済ラグに関して右下がりの曲線になっている。このとき、「他行からの資金振替」を早期に受ける見込みが高いほど、期待流動性調達コスト曲線の傾きは急となり、逆に見込みが低いほど緩やかになる。期待流動性調達コストを削減しようとするれば、参加銀行は支払指図の発出・決済を遅らせて、「他行からの資金振替」を待つことになる。

図 5 のような形状の決済遅延コスト曲線と期待流動性調達コスト曲線を仮定すると、その合計である期待決済コスト曲線は U 字型となり、参加銀行は決済遅延コストと期待流動性調達コストとのトレードオフ問題に直面する¹²。このとき期待決済コストの最小化を図る参加銀行は、期待決済コスト曲線の谷底に対応する生成-決済ラグ（図 5 の

¹² 図 5 は、決済後の資金ポジションが払い超となるケースを描写したもの（このとき、期待流動性調達コストは常に正となる）。なお、期待流動性調達コストは、凹関数と仮定することもできるが、その場合、生成時点または決済期限に支払指図を発出・決済することが最適解として選択されることになる。支払指図の生成時点と決済期限との間に発出・決済するという仮定の方が現実の決済行動の近似としては妥当と考えられるため、本稿では凸関数の期待流動性調達コスト曲線を採用した。

点 A) を選択する。すなわち点 A までは、支払指図の発出・決済を遅らせるインセンティブをもち、点 A に到達すれば、その時点で不足している流動性を能動的に調達して直ちに決済を完了させる。仮に点 A を上回るように発出・決済を遅らせると、決済遅延コストの追加的な増加分が期待流動性調達コストの追加的な減少分を上回るため、これ以上に発出・決済を遅らせるインセンティブは無く、また、仮に点 A を下回るように早めに発出・決済すると、期待流動性調達コストの追加的な増加分が決済遅延コストの追加的な減少分を上回るため、これ以上に早く発出・決済しようとするインセンティブももたない¹³。

期待決済コスト最小化の結果として生じる生成・決済ラグは、「他行からの資金振替」を受けるための待ち時間を表しており、受動的な流動性調達への依存度に相当している。単純 RTGS 方式では、参加銀行がグロス決済できるだけの流動性を常に確保していれば生成・決済ラグはゼロとなり、参加銀行間における流動性調達による外部効果の波及を完全に遮断することができる。しかし期待流動性調達コストが正である限り、参加銀行は能動的な流動性調達と受動的な流動性調達を併用するインセンティブをもつため、必ず生成・決済ラグが発生し、同時に、ショックが参加銀行間で波及する可能性が生じることになる。

3.2 インセンティブ問題への対処方法

参加銀行の期待決済コスト最小化行動の結果、受動的な流動性調達への依存度が高まると、その外部効果により、決済システムにはマイナス効果（すなわち流動性調達に伴う問題）がもたらされる。こうしたマイナス効果を最小限に食い止め、円滑な決済を確保するためには、それぞれの参加銀行が受動的な流動性調達に過度に依存しないような仕組みが必要となる。また、受動的な流動性調達にある程度依存したとしても、それによるシステミックな影響が大きくなるような仕組みを導入することが求められる。本節では、決済方式そのものを修正するのではなく、決済ルールを整備することによって、こうした参加銀行のインセンティブ問題に対処する方法を紹介する。

参加銀行の期待決済コスト最小化行動によって生じる流動性調達に伴う問題に対処するには、支払指図を日中の早い時間帯に発出・決済することを参加銀行に促し、受動的な流動性調達に依存しようとする強いインセンティブを与えないように仕向けるこ

¹³ 期待決済コストを $EC(t)$ 、決済遅延コストを $D(t)$ 、期待流動性調達コストを $EL(t)$ 、生成・決済ラグを t とすると、参加銀行の期待決済コスト最小化問題は、次式のように表すことができる。

$$\min_t EC(t) = D(t) + EL(t), \quad 0 \leq t \leq T.$$

このときコスト最小化のための必要条件は、 $D'(t^*) + EL'(t^*) = 0$ となる。決済遅延コストと期待流動性調達コストをそれぞれ強い意味の凸関数と仮定すると ($D''(\cdot) > 0$, $EL''(\cdot) > 0$)、期待決済コストも強い意味の凸関数となるため ($EC''(\cdot) > 0$)、十分条件も満たされる。

とが考えられる。最も単純な対処方法は、無コスト（無担保かつ無料）で「中銀による日中与信」が利用できるように手当てすることである。これにより、期待流動性調達コスト曲線は原点を通る水平線となるため、参加銀行が直面する期待決済コスト曲線は決済遅延コスト曲線と一致する。したがって、期待決済コストの最小化を図る参加銀行は生成・決済ラグがゼロとなる点を常に選択し、支払指図の生成と同時に能動的な流動性調達を行うため、参加銀行間における流動性調達による外部効果の波及は完全に遮断される。しかしこの対処方法では、参加銀行の信用リスクが中央銀行にそのまま転嫁されることになり（中央銀行が CCP になることと同義¹⁴）、参加銀行によるモラル・ハザードを惹起することにもなるため、信用エクスポージャーを管理する中央銀行の与信政策の観点からは許容し難く、実際には採用されていない。日中与信の提供形態は、それぞれの中央銀行の与信政策の考え方にも依存しているため、必ずしも一意に定まる性質のものではないが、有担保・無料で上限無しという提供形態が広く採用されているようである^{15,16}。

流動性調達に伴う問題に対して、多くの単純 RTGS システムでは、支払指図の発出ルールの策定、時間帯別の利用料金の設定のいずれか、または、これらの組合せによって対処している。

支払指図の発出ルールとしてはスループット・ルール（throughput rule）が有名であり、比較的簡便かつ一定の効果が期待できる方法として評価されている。スループット・ルールとは、それぞれの参加銀行が一定の時間帯毎に発出・決済すべき支払指図の件数や金額（またはその構成比）を、決済ルールとして予め定めたものである。例えば、英国の CHAPS で採用されているスループット・ルールでは、月平均で、12 時までには決済金額の 50%、14 時半までに 75%が決済されるようにとり決められている¹⁷。これは、日中のできるだけ早い時間帯に支払指図の発出・決済が集中するようにルールを設

¹⁴ CCP は Central Counterparties の略。

¹⁵ 日中与信の提供方式に関する先行研究については Furfine & Stehm [1998]、Zhou [2000] を、また、各中央銀行の日中与信の提供方式については BIS [2003]を参照。

¹⁶ 例外としては、米国の Fedwire が部分的に無コストで日中与信を提供する局面がある。Fedwire では、基本的には無担保かつ有料で日中与信を提供しているが、日中与信の計測が 1 分単位でしか行われていないため、1 分未満で返済された日中与信は無料という扱いになっている。このため、参加銀行の協調行動の結果、間隔を空けずに支払指図が発出・決済され続け、1 分未満で受け払いが繰り返されることを期待するならば、参加銀行が直面する期待流動性調達コスト曲線は原点を通る水平線となり、流動性調達に伴う問題は発生しない。ただしこの方式は、1 分未満で支払指図が発出・決済され続けるという極めて限定的な状況でしか効果を発揮することができない。Fedwire における参加銀行の日中の決済パターンについては McAndrews & Rajan [2000]を参照。

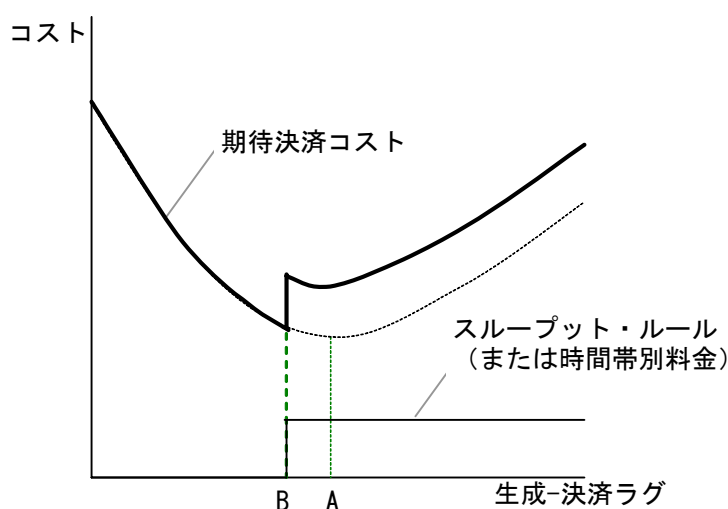
¹⁷ CHAPS は Clearing House Automated Payment System の略。その仕様については BIS [2003]を参照。CHAPS が採用しているスループット・ルールについては McAndrews & Trundle [2001]、スループット・ルールの原理については Buckle & Campbell [2003]が詳しい。

定することによって、参加銀行に能動的な流動性調達を促し、受動的な流動性調達に依存する場合であっても、そのシステミックな影響を小さくしようとする試みである。

時間帯別の利用料金の設定によっても、スループット・ルールと同様に、支払指図の発出・決済を日中の早い時間帯に誘導させるという効果が期待できる。時間帯別料金は一種のペナルティとも考えられる。日中の遅い時間帯の料金をペナルティとして高めに設定することによって、相対的に料金が低い日中の早い時間帯に、支払指図の発出・決済が集中するように誘導する方法である¹⁸。

スループット・ルールにしても時間帯別料金にしても、これらの対処方法は、図6のように、特定時点以降の期待決済コストを引き上げる効果をもっている。そのため、これらの対処方法を講じない場合に参加銀行が選択する決済時点（点A）よりも、特定時点が手前にあれば、参加銀行は支払指図を発出・決済するタイミングを早め、点Bを選択する。その結果、流動性調達に伴うシステミックな影響を緩和することができる。しかし、特定時点が点Aよりも後であったり、そもそも支払指図の生成時点が特定時点よりも後であるならば、これらの対処方法は、期待決済コストを部分的に引き上げる以外に参加銀行の決済行動に対して影響は無く、流動性調達に伴う問題に対して何の改善ももたらさない。

図6 参加銀行の決済コスト最小化行動（2）



3.3 日銀ネットの単純 RTGS 方式

日本銀行が運営している、単純 RTGS 方式を採用した日本銀行金融ネットワークシステム（通称、日銀ネット）でも、流動性調達に伴う問題を回避するための施策が導入

¹⁸ 時間帯別料金は価格差別（price discrimination）の考え方を応用したものである。価格差別については奥野・鈴木 [1988]を参照。

されている。

日銀ネットは、決済リスク対策を強化する必要性から、時点決済方式と単純 RTGS 方式のいずれも利用可能な作りを見直し、2001 年 1 月 4 日から単純 RTGS 方式に一元化した。これ以降、単純 RTGS 方式への一元化に合わせて短期金融市場取引活性化研究会が整備した市場慣行に基づいて、銀行間取引の決済が行われている¹⁹。市場慣行によれば、新規取組時には、約定当日であれば原則として約定後 1 時間以内に、先日付であれば原則として受渡日の 10 時までに支払指図を发出・決済することとなっている。また期日決済時には、原則として 9 時以降直ちに发出・決済を開始し、遅くとも 10 時までを目処に返金することとなっている（いわゆる返金先行ルール）。参加金融機関がこのような市場慣行を遵守することによって、日銀ネットの当座勘定における資金決済は、始業直後の 9 時過ぎに短期・集中的に行われている（日中の決済パターンについては後掲図 9 を参照）。

日銀ネットが単純 RTGS 方式に一元化した直後の 2001 年 3 月 19 日に、日本銀行は金融市場調節の主たる操作目標を無担保コールレート（オーバーナイト物）から日本銀行当座預金残高に変更し、一段の金融緩和措置を講じることを決定した。そのため単純 RTGS 方式の下では、これまでのところ短期金利はほぼゼロとなっており、期待流動性調達コストは限りなくゼロに近い状況である。こうした低金利の下では、日銀ネットの参加金融機関には、支払指図の发出を遅らせてまで受動的な流動性調達に依存しようとするインセンティブは弱いとも考えられる。

4 修正 RTGS 方式における参加銀行の決済行動

4.1 修正 RTGS 方式の基本機能

3.2 節で紹介したように決済ルールを整備するのではなく、決済方式を高度化して単純 RTGS 方式における参加銀行のインセンティブ問題に対処する方法としては、修正 RTGS 方式に移行することが考えられる。これは、同時にグロス決済できる支払指図の組合せを発見するオフセット機能によって発見した特定の支払指図の組合せを RTGS 処理することで、「他行からの資金振替」の完了を待たずに、決済システム内に滞留している流動性を効率的に繰り回す決済方式である。流動性を繰り回すということは、参加銀行の観点からは、能動的に調達する流動性（すなわち流動性調達コスト）を削減することであり、決済システムに投入する流動性の総量を圧縮することになる。

典型的な修正 RTGS 方式は、中央キューと、それを利用した最適化機能 —— オフセット機能 —— によって構成された RTGS 方式である。中央キューが存在するだけ

¹⁹ 市場慣行の詳細については全国銀行協会のウェブサイト (<http://www.zenginkyo.or.jp/>) を参照。

で最適化機能の無い RTGS 方式は、単純 RTGS 方式として分類する。修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式との決定的な相違点は、中央キューに最適化機能を搭載しているかどうかであり、この点を強調して、修正 RTGS 方式を augmented RTGS ではなく、queue-augmented RTGS と呼ぶことがある。

中央キューを構築した場合、支払指図を決済システムに発出した時点で、流動性不足のために当該指図を決済することができず、決済システムは当該指図を中央キューに待機させる。その後、「他行からの資金振替」を受けたりすることによって流動性不足が解消した際に、待機中の支払指図が即座に自動で決済される。またオフセット機能により、中央キューに待機中の支払指図（新たに発出された支払指図を含む）と流動性の残高を見合いにして、追加的に流動性を調達しなくても決済可能となる支払指図の組合せを探索し、組合せが見つかった場合には、即座に当該複数指図をグロス決済する。これがオフセット決済である。

表4 修正 RTGS 方式における 2 者間オフセット決済

	指図			オフセット決済 の条件	残高	
	支払先	受取先	金額		X	Y
待機中	X	Y	15	X: $15-20 \leq x$ Y: $20-15 \leq y$	x	y ← 当初残高
	Y	X	20		x+5	y-5 ← 決済後の 残高

まず、2 先の参加銀行の支払指図を対象とする 2 者間オフセット (bilateral offset) 決済の数値例を紹介しよう。表 4 は、2.4 節で述べたように、当初残高が $x = y = 10$ であれば、単純 RTGS 方式ではグリッドロックが生じる状況である。銀行 X から銀行 Y に向けた 15 億円の支払指図は、流動性不足のために単独でグロス決済できず、中央キューに待機していると看做す。このとき、決済口座に残高が 10 億円しかない銀行 Y が銀行 X 向けに支払指図を発出すると、両支払指図を差引き計算した結果、負けポジションとなる銀行 Y が少なくとも 5 億円の流動性を確保していれば (オフセット決済の条件)、両支払指図は 2 者間オフセット決済され、グリッドロックを解消することができる。このケースでは、両支払指図が即座に 2 者間オフセット決済された結果、銀行 Y の口座残高が 5 億円減少し、銀行 X の口座残高が 5 億円増加する。

表5 修正 RTGS 方式における多者間オフセット決済

	指図			オフセット決済 の条件	残高		
	支払先	受取先	金額		X	Y	Z
待機中	X	Y	15	X: $15-25 \leq x$ Y: $20-15 \leq y$ Z: $25-20 \leq z$	x	y	z ← 当初残高
待機中	Y	Z	20		x+10	y-5	← 決済後の 残高
待機中	Z	X	25				

次に、3 先以上の参加銀行の支払指図を対象とする多者間オフセット (multilateral

offset) 決済の数値例をみてみよう。表 5 も、当初残高が $x=10$, $y=7$, $z=5$ であれば、グリッドロックが生じる状況である。中央キューに待機している 3 件の支払指図は、流動性不足のためにいずれも単独でグロス決済できない。しかし、これらの支払指図を差引き計算した結果、負けポジションとなる銀行 Y と Z がそれぞれ少なくとも 5 億円の流動性を確保していれば（オフセット決済の条件）、これらの支払指図は多者間オフセット決済され、表 5 のような残高の増減が発生する。

オフセット決済（特に多者間オフセット決済）と一括決済は、一見よく似ているが、両者は次の点が異なる。一括決済では、対象指図を差引き計算したネット負けポジション分の流動性を、参加銀行が決済時点までに調達することが求められている。一方のオフセット決済は、オフセット機能が発動した時点の口座残高を所与として、差引き計算したネット負けポジションが口座残高の範囲内に収まるような対象指図の組合せを発見し、決済するものである。この違いにより、一括決済は、1 先でも決済不能となる参加銀行があれば全ての参加銀行の決済が不能となるという、一括決済による問題を抱えていたが、オフセット決済は、口座残高の範囲内で複数のグロス決済を同時に実行しているだけであり、一括決済による問題は発生しない。

なお、修正 RTGS 方式の最適化機能には、これらの 2 者間オフセット機能や多者間オフセット機能のほか、1 件の支払指図を 2 件に分割して決済できる部分だけ即座にグロス決済してしまい、残った未決済部分を中央キューに待機させるスプリット (split) 機能や、設定額に応じて流動性を取り分けたり、相手行に応じて決済進捗を調整するリミット (limit) 機能なども考案されている。

4.2 修正 RTGS 方式における参加銀行の決済行動

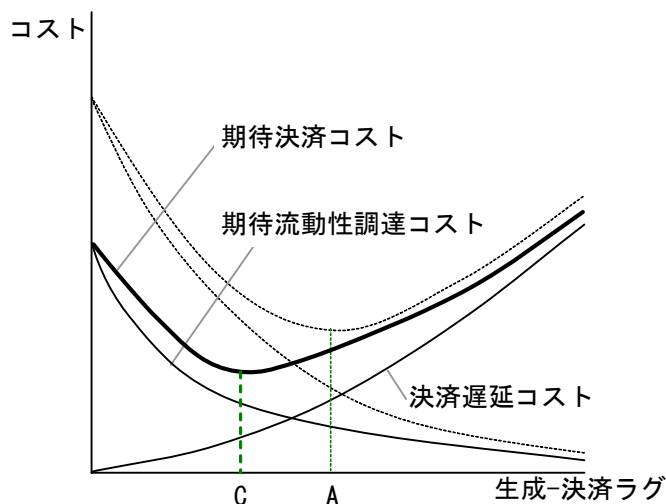
修正 RTGS 方式を導入すると、参加銀行が直面する期待決済コストは図 7 のように変化する。

まず決済遅延コスト曲線は、決済方式の変更には影響されないため、単純 RTGS 方式の場合と変わらない。一方の期待流動性調達コスト曲線は、オフセット決済の対象指図が存在するならば、グロス決済のための所要流動性を確保する必要がなくなり、オフセット決済のための所要流動性のみを確保すればよくなるため、単純 RTGS 方式の場合に比べると下方にシフトする。ただし、そもそもオフセット決済の対象指図が無いことが予め自明であるならば、期待流動性調達コスト曲線も決済方式の変更には影響されないため、単純 RTGS 方式の場合と変わらない。

期待流動性調達コスト曲線が下方にシフトした結果、決済遅延コストと期待流動性調達コストの合計である期待決済コスト曲線は、単純 RTGS 方式の場合と比べると左下方に歪んだ形状となる。そのため、期待決済コストの最小化を図る参加銀行は、単純 RTGS 方式の場合（図 7 の点 A）に比べて短時間の生成・決済ラグ（点 C）を選択する。これは、単純 RTGS 方式よりも修正 RTGS 方式の方が所要流動性を節約できるため、

決済ルールによって支払指図を早期に発出・決済することを強制しなくても、流動性調達に伴うシステミックな影響が相対的に小さくなることを意味している。

図7 参加銀行の決済コスト最小化行動 (3)



このように、点 C は、決済システム内に滞留している流動性をオフセット決済によって効率的に繰り返し回すことで達成される。単純 RTGS 方式では、支払指図を発出・決済した後に「他行からの資金振替」を受けても流動性を繰り返し回す機会は存在せず、支払指図を発出・決済する前に「他行からの資金振替」を受けたときのみ流動性としての価値が発生する。そのため、自行と相手行の支払指図について、支払指図を発出・決済する際の先後関係が重要であった。しかし修正 RTGS 方式では、オフセット機能によって、支払指図を「他行からの資金振替」の前に発出しようが後に発出しようが流動性を繰り返し回す機会を得ることができるため、支払指図を発出する際の先後関係は基本的に無意味となり、他行の決済行動から受ける不確実性の影響は単純 RTGS 方式の場合に比べて小さくなる。

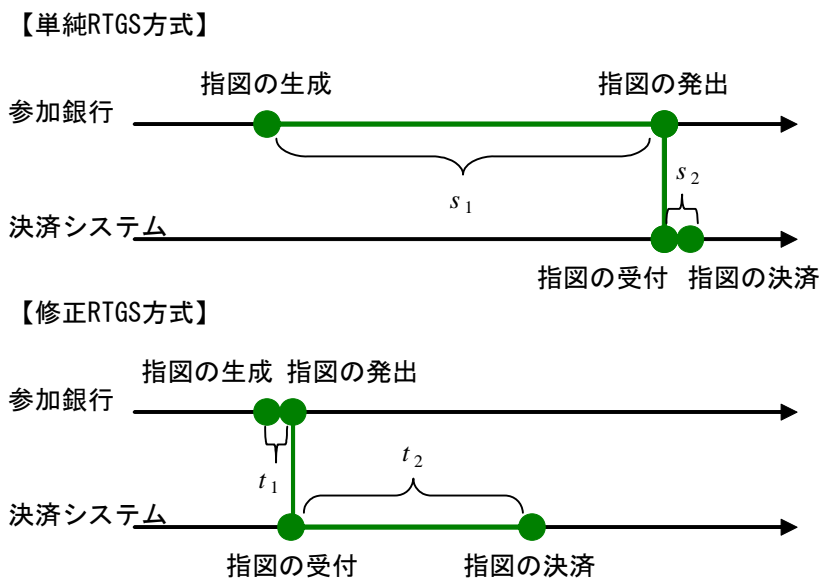
4.3 修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式の比較分析

3.1 節と 4.2 節では、参加銀行の期待決済コスト最小化行動の観点から、単純 RTGS 方式と修正 RTGS 方式についてそれぞれ検討を行った。本節では、生成-発出ラグと受付-決済ラグを基準にした、両決済方式における支払指図のライフ・サイクルについて整理する (図 8)。

単純 RTGS 方式では、参加銀行は、支払指図を生成すると、自行システム内で支払指図を待機・管理するための個別キュー (自行システム内の待ち行列) に当該指図を投入し、決済システムに発出するまで待機させる。決済システムに支払指図を発出するまでの個別キューでの待機時間 s_1 は、「他行からの資金振替」の待ち時間を表しており、参加銀行自らがグロス決済のための所要流動性が確保されたことを確認するために要

する時間である。このとき、支払指図の生成と同時に参加銀行が能動的な流動性調達を行うならば、 $s_1 = 0$ となる。次に参加銀行は、支払指図を決済するための流動性を確保したところで、当該指図を決済システムに発出する。決済システムは、当該指図を受け付けると即座にグロス決済を試行し、成功すれば当該指図は決済完了となる。決済システムが当該指図の処理に要する時間 s_2 は、単純 RTGS 方式の概念上 $s_2 = 0$ となる²⁰。したがって、単純 RTGS 方式の生成・決済ラグは $s = s_1 + s_2 = s_1$ となる。

図8 単純 RTGS 方式と修正 RTGS 方式における支払指図のライフ・サイクル



修正 RTGS 方式でも、参加銀行は、支払指図を生成すると当該指図を個別キューに投入し、決済システムに発出するまで待機させる。 t_1 は、見掛け上は s_1 と同様に、決済システムに支払指図を発出するまでの待機時間であるが、必ずしも流動性調達に要する時間を表している訳ではなく、必須のものではない。修正 RTGS 方式では、中央キューに投入しておく方がオフセット決済の機会を得られる分だけ効率的なため、参加銀行は、個別キューに待機させるのではなく、中央キューに投入することを選択する。そのため、他に事情が無い限りは $t_1 = 0$ となる。

当該指図を受け付けると、決済システムは即座にオフセット決済を試行する。オフセット決済が成功すれば当該指図は決済完了となるが、流動性不足の場合は中央キューに待機し、その後、当該指図に対しては一定の条件でオフセット決済が試行される。したがって、 t_2 は、オフセット決済が成功するまでの中央キューでの待機時間を表している。このとき、 t_2 は、 s_1 と同様に「他行からの資金振替」の待ち時間を表しているため、支

²⁰ なお、中央キューを備えていない単純 RTGS 方式では、参加銀行が発出した支払指図に対してグロス決済を試行した際、当該銀行が流動性不足であった場合には、当該指図はエラーとして当該銀行に返却される。

払指図の発出と同時に参加銀行が能動的な流動性調達を行うならば $t_2 = 0$ となる。ただし、参加銀行ではなく決済システムが、オフセット決済のための所要流動性が確保されたことを確認するまでの時間である。 t_2 の大きさはオフセット決済の成功率（オフセット決済の組合せの発見率）に依存しているため、オフセット決済の成功率が高ければ $t_2 < s_1$ となり、オフセット決済の成功率が著しく低く gross 決済しかできない場合には $t_2 = s_1$ となる。なお、 t_2 は、時点決済方式の受付・決済ラグと同様、支払指図が決済完了となるまでの決済システム内（中央キュー）での待機時間ではあるが、前述のとおり、修正 RTGS 方式では、時点決済方式のような一括決済ではなく、gross 決済の一種であるオフセット決済が行われるため、一括決済による問題とは無縁である。

整理すると、修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式の生成・決済ラグである $t = t_1 + t_2 = t_2$ と $s = s_1$ は、それぞれ「他行からの資金振替」の待ち時間を表しており、その大小関係は $0 \leq t \leq s$ となる。すなわち、修正 RTGS 方式における受付・決済ラグは、性格としては単純 RTGS 方式の生成・発出ラグを代替するものであり、新たな性格をもった決済ラグではない。また単純 RTGS 方式では、支払指図を個別キューで待機させるために、支払銀行の生成・決済ラグは受取銀行からは観測できなかったが、修正 RTGS 方式では、支払指図を個別キューではなく中央キューで待機させることが選好されるため、支払銀行の生成・決済ラグは受取銀行からも観測できるようになる。

5 修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式の決済シミュレーション

5.1 決済シミュレーションの評価軸

ここまでは、参加銀行の観点から決済方式のミクロ的な効果を検討してきたが、本節では、決済システムの観点から決済方式のマクロ的な効果の検討を行う。具体的には、修正 RTGS 方式によって決済システム内の流動性の回転率を向上させることで、流動性調達に伴う問題をどこまで抑制することができるのか、日本の決済データを用いた決済シミュレーションにより検証する。

決済シミュレーションを行うに当たって、投入流動性と生成・決済ラグについて詳細に定義しておこう。まず、それぞれの参加銀行が決済システムに投入する流動性の合計 $L(\alpha)$ を、

$$L(\alpha) = LB + \alpha(UB - LB), \quad 0.0 \leq \alpha \leq 1.0$$

と定義する。このとき、 UB （投入流動性の上限）は、全ての支払指図を特定の発出順に即座に gross 決済するための所要流動性の水準を表し、 LB （投入流動性の下限）は、全ての支払指図をネット決済するための所要流動性の水準を表している²¹。 α は按分比

²¹ 銀行 i について、ある時点 t に決済された支払指図の金額を $v_{i,t}^{out}$ 、受取指図の金額を $v_{i,t}^{in}$ とすると、時点 t の日中赤残額 ($DL_{i,t}$) は、

率を表す変数であり、 $\alpha=0.0$ のときは $L(\alpha)=LB$ 、 $\alpha=1.0$ のときは $L(\alpha)=UB$ 、 $0.0<\alpha<1.0$ のときは $LB<L(\alpha)<UB$ となる。

なお決済シミュレーションでは、参加銀行が実際に利用する流動性のみを勘案しており、万一の流動性不足に備えて「保険」として用意していた流動性は対象としていない。

(単純方式か修正方式かにかかわらず) RTGS 方式では、参加銀行は、相手行の決済行動という不確実性に対応するために、「保険」としての流動性も相応に保有している。しかし修正 RTGS 方式では、自行が発出する支払指図と相手行が発出する支払指図との先後関係にかかわらず流動性を繰り回すことができるため、この不確実性に対応するための「保険」としての流動性調達ニーズは単純 RTGS 方式よりも弱まる。そのため修正 RTGS 方式では、参加銀行は、実際に利用する流動性のみならず、「保険」としての流動性も削減することができる。

次に、支払指図 k について、決済金額、生成時刻、決済時刻をそれぞれ v_k 、 t_k^Q 、 t_k^S 、日銀ネットの終業時刻を T とすると、決済遅延指標 (settlement delay indicator) ρ は

$$\rho = \frac{\sum (t_k^S - t_k^Q) v_k}{\sum (T - t_k^Q) v_k}$$

と定義することができる²²。 ρ は、所要決済時間である生成-決済ラグ ($t_k^S - t_k^Q$) と、生じ得る最大の生成-決済ラグ ($T - t_k^Q$) を、それぞれ支払指図毎に決済金額で加重した総和の比になっている。全ての支払指図が生成と同時に決済されれば $\rho=0$ (最小値) となり、支払指図の待機時間が長くなるにつれて ρ は増大し、全ての支払指図が終業時刻まで待機してから決済される場合は $\rho=1$ (最大値) となる。また、 t_k^S は投入流動性 $L(\alpha)$ に依存していることから、決済遅延指標は $\rho(\alpha)$ と表すこともできる。

修正 RTGS 方式の決済シミュレーションで用いた、2 者間オフセット決済と多者間オフセット決済の決済アルゴリズムのイメージは、次のとおりである。詳細な決済アルゴリズムについては、補論 B を参照されたい。

まず表 6 は、バイパス FIFO に基づいた 2 者間オフセット決済の例であり、中央キューにおける銀行 Y の銀行 X 向け支払指図の待機状況を表している。銀行 X が発出した 20 億円の銀行 Y 向け支払指図と、中央キューに待機している銀行 Y が発出した銀行 X

$$DL_{i,t} = \max \left\{ \sum_{s=0}^t (v_{i,s}^{out} - v_{i,s}^{in}) 0 \right\}, \quad 0 \leq t \leq T$$

と定義できる。このとき、決済システム全体の投入流動性の上限と下限は、それぞれ、

$$UB = \sum_i \max_t DL_{i,t}, \quad LB = \sum_i DL_{i,T}$$

と表すことができる。なお、 LB 未満の流動性しか確保できていない場合には、修正 RTGS 方式であっても、支払指図を全て決済することはできない (デッドロックの状況)。

²² 決済遅延指標については Bech & Soramäki [2001]、Bedford, Millard & Yang [2004] を参照。

向け支払指図が 2 者間オフセット決済される場合、ネット負けポジションとなる先の負け額が当該先の口座残高以下であることが、その決済条件となる。表 6 の例では、待機順が 3 番目と 5 番目の支払指図がこの条件を満たしており、条件を満たしている支払指図のうち、待機順の早いもの（この場合は 3 番目の待機指図）が 2 者間オフセット決済の対象指図となる。このとき、バイパス FIFO 基準ではなく単純な FIFO 基準に基づいて 2 者間オフセット決済が試行されると、常に待機順が先頭の支払指図のみが試行対象となるが、表 6 の場合は決済条件が満たされないため、銀行 X が発出した支払指図は中央キューに単に待機されることになる。

表 6 バイパス FIFO による 2 者間オフセット決済
ターゲット指図 (X→Y) 20 億円とのオフセット決済の例

待機順	指図 (Y→X) 金額	オフセット決済 の条件	残高	
			X	Y
			x=7	y=3 ←当初残高
1	10	$20-10 \leq x$		
2	5	$20-5 \leq x$		
3	15	$20-15 \leq x$	7-5	3+5 ←決済後の 残高
4	25	$25-20 \leq y$		
5	20	$20-20 \leq x, y$		

表 7 FIFO 順の取外しによる多者間オフセット決済

待機順	指図			金額	残高		
	支払先	受取先			X	Y	Z
					x=10	y=7	z=5 ←当初残高
1	Z	X	25				
2	Y	Z	20				
3	Z	Y	5				
4	X	Y	15	10+10	7-5	5-5 ←決済後の 残高	
5	Y	X	10				

オフセット決済の条件		
	1件取外し後	2件取外し後
X: $15-25-10 \leq x$	X: $15-25-10 \leq x$	X: $15-25 \leq x$
Y: $20+10-5-15 \leq y$	Y: $20+10-15 \leq y$	Y: $20-15 \leq y$
Z: $25+5-20 \leq z$	Z: $25-20 \leq z$	Z: $25-20 \leq z$

次の表 7 は、FIFO 順の取外しに基づいた多者間オフセット決済の例（中央キューの待機状況）である。中央キューに待機している支払指図が多者間オフセット決済される場合、ネット負けポジションとなる先の負け額が当該先の口座残高以下であることが、その決済条件となる。中央キューに待機している 5 件全ての支払指図を試行対象とした場合、銀行 Y および Z は残高不足となり、この条件を満たさない。そこで、不足額が最大の銀行 Z が発出した待機指図のうち、最後尾に待機している 5 億円の銀行 Y 向け支払指図を試行対象から取り外して再計算すると（1 件取外し後）、今度は銀行 Y のみが決済条件を満たさない。同様にして、銀行 Y が発出した待機指図のうち、最後尾に待機し

ている 10 億円の銀行 X 向け支払指図を試行対象から取り外して再計算すると（2 件除外後）、全参加銀行が決済条件を満たすことになる。

5.2 決済シミュレーションの結果

5.1 節で導入した評価軸に沿って、単純 RTGS 方式と修正 RTGS 方式のそれぞれについて決済シミュレーションを行う²³。決済シミュレーションには、2003 年 9 月中の全 20 営業日における日本銀行当座預金取引（当座勘定決済分のうち金融機関間の資金取引）に加えて、外国為替円取引および大口内国為替取引（1 件 1 億円以上）を含めた決済データ（支払指図毎に発出時刻、支払銀行、受取銀行、決済金額を記録したもの）を用いる。これは、日銀ネットに修正 RTGS 方式を導入したうえで、現在 DNS 方式で処理されている外為円取引と大口内為取引も当預取引と合わせて日銀ネットの決済対象とし、大口資金決済の一元化を展望するという、全国銀行協会 [2004]が提案している大口決済システムのデザイン案に沿ったものである。決済データには、本来ならば支払指図の生成時刻を用いることが望ましいが、データの利用制約のため、支払指図を決済システムに発出した時刻を生成時刻として読み替えている。

表 8 決済データ（2003 年 9 月中）

出所：全国銀行協会および日本銀行の決済記録を基に著者が算出。

		件数 (件)	金額 (億円)	1件当り金額 (億円)
全体	平均	53,618	607,787	11.3
	最高	94,716	1,066,502	11.3
	最低	38,273	497,459	13.0
日銀当預	平均	7,464	339,458	45.5
	最高	9,961	382,554	38.4
	最低	5,763	308,132	53.5
外為円	平均	35,754	196,829	5.5
	最高	54,402	274,056	5.0
	最低	18,017	19,210	1.1
大口内為	平均	10,401	71,499	6.9
	最高	47,422	297,714	6.3
	最低	4,371	30,734	7.0

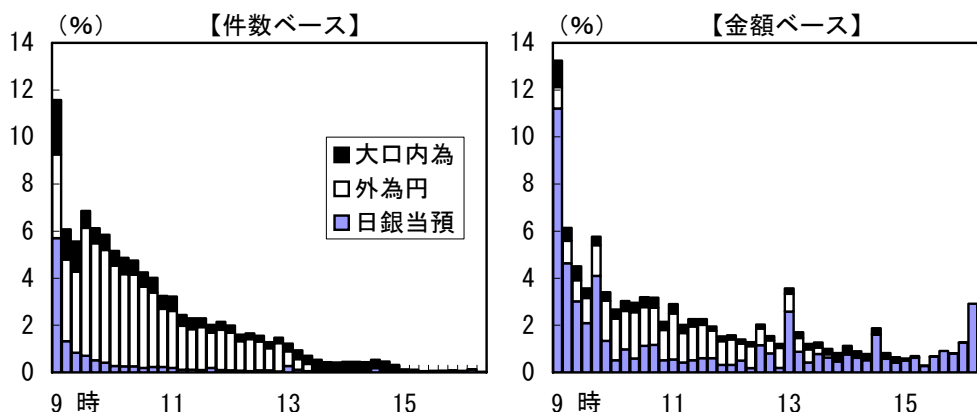
表 8 は、全 20 営業日における決済データを要約したものである。特徴としては、日銀当預取引は、外為円取引や大口内為取引に比べると 1 件当り金額が大きいこと、外為円取引や大口内為取引の決済件数・金額は、日銀当預取引に比べると繁閑の差が激しいこと、などが挙げられる。また、支払指図の発出時刻に関する分布状況（全 20 営業日の合計決済件数・金額に対する百分率）をみると、件数ベース・金額ベースともに、決

²³ 決済シミュレーションには、東京工業大学の矢島研究室に開発を委託した決済シミュレータ（日銀ネットシミュレータ）を用いた。

決済時間帯は午前中に集中しており、特に、始業直後の10分間に10%以上が発出されていることが分かる(図9)。

図9 支払指図の分布状況(2003年9月中)

出所：全国銀行協会および日本銀行の決済記録を基に著者が算出。



決済データに基づき、決済システム全体の投入流動性の上限と下限を算出した結果が表9である(表中の下段は、投入流動性と決済金額との比率を表す)。表9は、支払指図の発出順に即座にグロス決済を行うには、投入流動性は決済金額対比で20%程度が必要となるが、決済遅延の問題を考慮せずに1日の終わりにネット決済を行うならば、5%程度でも十分ということを示唆している。

表9 投入流動性の上限と下限

出所：全国銀行協会および日本銀行の決済記録を基に著者が算出。

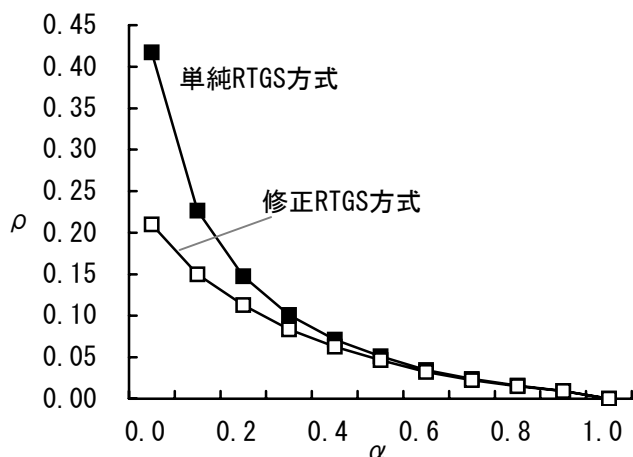
注：表中の下段()内は決済金額に対する流動性の比率。

	上限(億円)	下限(億円)
平均	131,275 (21.5%)	34,312 (5.6%)
最高	201,587 (18.9%)	90,451 (8.5%)
最低	110,685 (21.8%)	18,597 (3.7%)

これらの決済データを基に決済シミュレーションを行った。このとき、投入流動性は全て日銀ネットの始業直後に投入されると仮定した。決済シミュレーションの結果として得られた、投入流動性 $L(\alpha)$ と決済遅延指標 $\rho(\alpha)$ との関係を表したものが図10(全20営業日の平均値をプロットしたもの)である。一般に、低コストで高い決済進捗が実現する状況が、社会的に望ましい決済(安全で効率的な決済)とされる。したがって、横軸の投入流動性と縦軸の決済遅延指標を2軸とする平面上では、左下に位置するほど社会的に望ましい状況といえる。因みに、仮にDNS方式の決済状況をこの平面上にプロ

ットすると、投入流動性は少なくて済むものの、決済遅延が RTGS 方式よりも遥かに大きくなるため、左上方に位置することになる。

図 10 修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式のトレードオフ曲線



修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式の頑健性は、縦軸を決済遅延指標、横軸を投入流動性（すなわち能動的な流動性調達）としたときのトレードオフ曲線を用いて評価することができる。投入流動性が少なくなるほど（中央か個別かを問わず）キューに支払指図が待機する時間が長くなる。また、投入流動性の絶対水準が低ければ流動性を繰り返す機会が多いため、追加的な流動性投入によって決済遅延は大幅に短縮する。一方、投入流動性の絶対水準が高ければ流動性を繰り返す機会が限られるため、追加的な流動性投入による決済遅延の短縮幅は小幅に止まる。そのため、トレードオフ曲線は、原点に対して凸状の曲線になる²⁴。

図 10 の修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式との比較では、それぞれの決済遅延指標を $\rho_a(\alpha)$ と $\rho_p(\alpha)$ とすると、

$$\rho_a(\alpha) \leq \rho_p(\alpha), \quad 0.0 \leq \alpha \leq 1.0$$

という関係を観察することができる。すなわち、修正 RTGS 方式のトレードオフ曲線の方が下方に位置しており、どの所要流動性の水準に対しても、単純 RTGS 方式よりも常に決済遅延幅は小さい。そのため、流動性調達に伴う問題の深刻さは、単純 RTGS 方式から修正 RTGS 方式に移行することで緩和されることになる。特に投入流動性が $\alpha = 0.0$ の水準に近づくほど、それぞれの決済方式の決済遅延の乖離は大きくなり、両決済方式の差異は明確になる²⁵。

²⁴ 投入流動性と決済遅延指標のトレードオフ曲線に関する先行研究は Koponen & Soramäki [1998]、Leinonen & Soramäki [1999]を参照。

²⁵ 修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式の決済遅延の平均値（それぞれ μ_a と μ_p ）について、帰無仮説 $H_0: \mu_a = \mu_p$ 、対立仮説 $H_1: \mu_a < \mu_p$ として、平均値の差の検定（片側検定）を行

また、流動性の変化に対して生成-決済ラグが非弾力的であれば（流動性の追加的な減少に対して、決済遅延の追加的な増加分が小さい）、その RTGS 方式は流動性ショックに対して頑健であると言える。図 10 からは、修正 RTGS 方式と単純 RTGS 方式のトレードオフ曲線の傾き（それぞれ $d_a(\alpha)$ と $d_p(\alpha)$ ）について、

$$d_a(\alpha) \leq d_p(\alpha), 0.0 \leq \alpha \leq 1.0$$

という関係を観察することができる。すなわち、修正 RTGS 方式のトレードオフ曲線は単純 RTGS 方式のそれよりも、流動性の追加的な減少に対する決済遅延の追加的な増加分が相対的に小さい。これは、日本の決済データに関しても、修正 RTGS 方式は単純 RTGS 方式よりも流動性ショックに対して頑健であり、流動性調達に伴うシステムミックな影響を小さくするものと評価することができる²⁶。流動性ショックに対してより頑健な RTGS 方式を目指すと、トレードオフ曲線の傾きは水平に近付いていく。水平に近付けるためには、より高度なオフセット決済アルゴリズムを開発するだけではなく、参加銀行間の流動性の配分状況を工夫したり、支払指図の発出タイミングを調整することも必要である。

なお、決済シミュレーションに用いた決済データは外生データであるため、決済方式の変更による参加銀行の決済行動の変化は反映されていない。今回用いた決済データは、日銀当預取引については単純 RTGS 方式の流動性制約と市場慣行の下での決済行動を反映したものであり、外為円取引と大口内為取引については DNS 方式の仕向超過限度額管理の制約の下での決済行動を反映したものである。決済シミュレーション分析の観点では、参加銀行の決済行動を決済シミュレーションに内生化することが、今後の課題である。

6 おわりに

本稿では、決済方式と決済のシステムミック・リスクとの関係を整理したうえで、参加銀行のインセンティブ問題に起因する、RTGS 方式に特有の流動性調達に伴う問題の発

つた結果は表 10 のとおり。

表 10 平均値の差の検定

注：**は 1%有意、*は 5%有意であることを表す。

α	0.0	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7	0.8	0.9	1.0
t 統計量	6.89**	5.17**	3.73**	2.84**	1.89*	1.38*	0.98	0.73	0.75	0.29	—

²⁶ 単純 RTGS 方式では、投入流動性 $L(\alpha)$ を確保しているにもかかわらず、表 11 に示したように、そもそも終業時刻までに支払指図を全て決済できないことがある。

表 11 単純 RTGS 方式における平均未決済件数

α	0.0	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7	0.8	0.9	1.0
未決済件数	1,979	34	23	6	5	3	2	2	1	1	0

生メカニズムと、その対処方法を中心に検討してきた。

一般に、経済システムにとって望ましいインセンティブを阻害することなく、望ましくないインセンティブを如何にして抑制するかという経済主体のインセンティブ問題は、社会的に効率的な結果を実現するための重要な論点の1つである。同様のことは、決済方式のデザインに関する議論にも当てはまる。特に、銀行間大口資金決済システムにおける参加銀行のインセンティブ問題は、その性質により決済のシステムミック・リスクに直結するものであり、決済方式のデザイン上、軽視することのできない問題である。

本稿で得られたインプリケーションを整理すると次のとおり。

- (1) 時点決済方式の下では、ある参加銀行が決済不能に陥ると、一括決済による問題として、そのショックは全ての参加銀行に波及する。この種のシステムミック・リスクは、時点決済方式を廃止して一括決済からグロス決済に移行することによって、抜本的に解消することができる。
- (2) 単純 RTGS 方式の下では、期待決済コストを最小化しようとする参加銀行の決済行動が、流動性調達に伴う負の外部効果を通じて決済ネットワークを形成する。すなわち、それぞれの参加銀行は決済するに当たって、流動性調達コストを伴う能動的な流動性調達行動を選択せずに、「他行からの資金振替」を待つという、流動性調達コストが生じない受動的な流動性調達行動を選択することがある。その決済ネットワーク上では、一括決済による問題と同様に、グリッドロックやデッドロックといった形で、流動性調達に伴う問題としてショックが連鎖的に波及するリスクを孕んでいる。ただし一括決済による問題とは違い、残りの参加銀行が能動的な流動性調達を行うことができれば、ショックの連鎖的な波及を遮断することができる。
- (3) 流動性調達に伴う問題に対しては、支払指図の発出ルールや時間帯別料金などの決済ルールを整備する対処方法のほか、修正 RTGS 方式のように、流動性調達コストを引き下げる効果をもつ最適化機能を組み込んだ RTGS 方式を導入する対処方法も考えられる。もっとも、いずれの対処方法も流動性調達に伴う問題の抜本的な解消を保証するものではなく、流動性調達に伴うシステムミックな影響を緩和するものである。
- (4) 日銀ネットの単純 RTGS 方式の場合、市場慣行や低金利の影響もあり、RTGS 化してから現在まで参加金融機関のインセンティブ問題が著しいグリッドロックやデッドロックとして顕現したことは無いが、流動性調達に伴う問題は日銀ネットには無縁という訳ではない。決済ルールとは別に、決済方式の変更によってこの問題に対処する場合には、修正 RTGS 方式は有力な選択肢になるだろう。実際、決済シミュレーションによって RTGS 方式の頑健性を定量化したところ、単純 RTGS 方式を採用している現行の日銀ネットは、修正 RTGS 方式を導入することで、流動性調達に伴うシステムミックな影響を緩和できる可能性があることが示さ

れた。同時に、流動性ショックに対しても頑健性を高める可能性があることが確認された。

最後に留意点を述べる。修正 RTGS 方式が単純 RTGS 方式よりも優れている点として、流動性調達に伴うシステム的な影響の緩和ではなく、修正 RTGS 方式の流動性節約効果のみに注目が集まる傾向がある。確かに、流動性節約効果は修正 RTGS 方式に期待されている効果の一つではあるが、それが唯一の効果という訳ではない。修正 RTGS 方式では、単に参加銀行の流動性調達コストを引き下げるだけでなく、参加銀行の流動性調達コストを引き下げることで、決済の順序付け（先後関係）の必要性を弱め、互いに相手行からの資金振替を待つという決済行動をとる余地をそもそも削減することができる。このように、時点決済方式に特有の一括決済による問題を解消するという単純 RTGS 方式の決済リスク削減効果（日中随時に決済完了性を付与する効果）を維持しながら、RTGS 方式に特有の流動性調達に伴うシステム的な影響を緩和できる点が、修正 RTGS 方式を優れた決済方式として評価しているポイントである。

以 上

補論 A 参加銀行の戦略的な決済行動

本文中ではとり上げなかったが、RTGS 方式の下での参加銀行の決済行動に関しては、1990 年代後半以降、Angelini [1998]、Roberds [1999]、Bech & Garratt [2003] などゲーム理論を用いた戦略的行動の分析が数多く行われている。いずれの理論モデルでも、参加銀行は、流動性調達コストと決済遅延コストとのトレードオフの中で、相手行の決済行動を考慮しながら決済を行っているとは仮定されている。理論モデル毎に表現は幾らか異なるものの、正の流動性調達コストが存在することにより、決済コストを最小化しようとする参加銀行が決済遅延を選択する可能性が示唆されている。

本補論では、タイプ情報である決済金額を不完備情報 (incomplete information) とした、純粹戦略のベイジアン・ゲーム (Bayesian game) を用いて参加銀行の決済行動をモデル化したうえで、その場合に、単純 RTGS 方式に比べて修正 RTGS 方式が流動性調達に伴うシステミックな影響をどれだけ緩和し得るかという点を考察する。

A1 単純 RTGS ゲーム

1 日の中から連続する 2 期間 (例えば、午前と午後) と、複数の参加銀行の中から銀行 X と Y を抽出したうえで、単純 RTGS 方式の枠組みの中で以下のような同時手番ゲームを検討する。まず、銀行 $i = \{X, Y\}$ に対して、自然 (nature) が参加銀行のタイプ・ベクトル $t = \{t_x, t_y\}$ を決定する。このとき、銀行 X は銀行 Y 向けに金額 $x = t_x$ の支払指図をもち、銀行 Y は銀行 X 向けに金額 $y = t_y$ の支払指図をもつ。タイプ情報はそれぞれの参加銀行の私的情報 (private information) であるため、一方の参加銀行はもう一方の参加銀行のタイプ (すなわち、自行向け支払指図の金額) を知ることはできずとする。市場取引の結果として実行される銀行間決済であれば、自行向け支払指図の金額は既知の情報であるが、通常、同一銀行間では 1 日に複数の取引が約定されているため、特定の時間帯にどの支払指図が決済されるのかという情報は、受取銀行にとっては必ずしも既知ではない。また、顧客からの依頼に基づく為替決済であれば、一般に、自行向け支払指図の金額は事前には知り得ないであろう。

銀行 i は自行のタイプを知ると、条件付き確率 $\text{Prob}_i(t_j|t_i)$ として銀行 j のタイプに関する信念 (belief) をもつ。ここで、銀行 i のタイプ空間を $T_i \in [0,1]$ とし、それぞれの参加銀行のタイプは独立に決まると仮定すると、 $\text{Prob}_i(t_j|t_i) = \text{Prob}_i(t_j)$ となる。自行のタイプを知った銀行 i は、次式のような期待決済コストを最小化するよう、行動空間 $A_i = \{f, l\}$ の中から、1 期目に決済するか (先出し = pay first)、2 期目に決済するか (後出し = pay later) という選択を 1 期目の期初にそれぞれ行う。

$$\min_{a_i \in A_i(t_i)} E[C_i(a_i, s_j(t_j), t_j) | t_i].$$

$C_i(\cdot)$ と a_i は銀行 i の決済コスト関数と行動、 $s_j(\cdot)$ は銀行 j の戦略を表す。議論を簡単に

するために、参加銀行は、流動性として「中銀からの日中与信」と「他行からの資金振替」のみを利用可能とし²⁷、それぞれ有担保・無料、無料で調達できるとする。流動性調達コストと決済遅延コストは両銀行に共通とする。金額1単位当たりの流動性調達コスト（担保コストまたは流動性の機会コスト）を r 、決済1件当たりの決済遅延コストを D とすると、戦略の組合せに応じた銀行 X の期待決済コスト関数は、

$$\begin{aligned} E[C_X(f, f(t_Y))|t_X] &= rx + E[(x - \tilde{y})r], \\ E[C_X(f, l(t_Y))|t_X] &= rx + rx, \\ E[C_X(l, f(t_Y))|t_X] &= D + E[(x - \tilde{y})r], \\ E[C_X(l, l(t_Y))|t_X] &= D + rx \end{aligned}$$

と表すことができる（ \tilde{y} は確率変数）。いずれも、右辺第1項は、銀行 X が選択した行動の直接的な結果として発生するコストであり、右辺第2項は、銀行 Y が選択した戦略の結果として発生する期待コストを表している。

両銀行が先出しを選択する場合（戦略 (f, f) ）、銀行 X は、「中銀からの日中与信」を受けるために担保を差入れなければならず、担保コスト $rx(\geq 0)$ を負担する。さらに、両銀行の支払指図の差額に相当する流動性の機会コスト $E[(x - \tilde{y})r]$ も被る。このとき流動性の機会コストは、2期目に流動性を使い回す機会を失ったコスト $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ と、2期目に使い回す機会を得た収益（負のコスト） $E[\min\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ の和となる。

銀行 X が先出しを選択し、銀行 Y が後出しを選択する場合（戦略 (f, l) ）には、「中銀からの日中与信」を受けるため、銀行 X は担保コスト rx を負担する。さらに、銀行 Y が後出しするために、担保コストと同額の流動性の機会コスト（2期目に流動性を使い回す機会を失ったコスト）も被る。

銀行 X が後出しを選択し、銀行 Y が先出しを選択する場合（戦略 (l, f) ）には、銀行 X は後出しすることによる決済遅延コスト $D(> 0)$ を負担する。また、両銀行の支払指図の差額に相当する担保コスト $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ と、流動性の機会コスト（2期目に使い回す機会を得た収益） $E[\min\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ との和 $E[(x - \tilde{y})r]$ も負担しなければならない。

最後に、両銀行が後出しする場合（戦略 (l, l) ）には、銀行 X は後出しすることによる決済遅延コスト D を負担する。また、「中銀からの日中与信」を受けるため、担保コスト rx も負担しなければならない。

銀行 X と Y のコスト構造は対称であることから、銀行 Y の期待決済コスト関数は銀行 X の期待決済コスト関数の x と y を入れ換えたものとなる。この結果、両銀行のコスト関数は表A1のようになる。

このとき $rx < D$ 、 $ry < D$ ならば、先出し戦略が後出し戦略を強く支配するため（strictly dominate）、両銀行が先出しする戦略 (f, f) が唯一のベイジアン・ナッシュ均

²⁷ 「中銀からの日中与信」および「他行からの資金振替」の定義は、本文2.3節を参照。

衡 (Bayesian Nash equilibrium) となる²⁸。逆に $rx, ry > D$ のときは、後出し戦略が先出し戦略を強く支配するため、両銀行が後出しする戦略 (l, l) が唯一のベイジアン・ナッシュ均衡となり、これは流動性調達に伴う問題に繋がる。このときに、如何にして両銀行に先出し戦略をとるようにインセンティブ付けするかということが、単純 RTGS 方式の課題である。

表 A 1 単純 RTGS 方式におけるコスト表

		銀行 Y	
		先出し	後出し
銀行 X	先出し	$ry + E[(y - \tilde{x})r]$ $rx + E[(x - \tilde{y})r]$	$D + E[(y - \tilde{x})r]$ $2rx$
	後出し	$2ry$ $D + E[(x - \tilde{y})r]$	$D + ry$ $D + rx$

A2 修正 RTGS ゲーム

次に修正 RTGS 方式の静学ベイジアン・ゲームを考える。ここでは簡単化のため、両銀行の支払指図が同時期に出揃った場合にのみ、その期に 2 者間オフセット決済が試行されると仮定する。また、一方の参加銀行の支払指図しか発出されない場合には、単なるグロス決済が実行されると仮定する。ゲームの手番は単純 RTGS 方式のケースと全く同じだが、オフセット決済により流動性調達コストが削減されるため、期待決済コスト関数の形状が変化することになる。

戦略の組合せに応じた銀行 X の期待決済コスト関数は、次のようになる。

$$\begin{aligned}
 E[C_X(f, f(t_Y))|t_X] &= E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r] + E[(x - \tilde{y})r], \\
 E[C_X(f, l(t_Y))|t_X] &= 2rx, \\
 E[C_X(l, f(t_Y))|t_X] &= D + E[(x - \tilde{y})r], \\
 E[C_X(l, l(t_Y))|t_X] &= D + E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r].
 \end{aligned}$$

両銀行が先出しを選択する場合 (戦略 (f, f))、1 期目にオフセット決済が試行されるため、銀行 X は、両銀行の支払指図の差額に相当する担保コスト $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ と、流動性の機会コスト $E[(x - \tilde{y})r]$ を負担する。このとき流動性の機会コストは、2 期目に流動性を使い回す機会を失ったコスト $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ と、2 期目に使い回す機会を得た

²⁸ 戦略 (s_X^*, s_Y^*) がベイジアン・ナッシュ均衡であるとは、各プレイヤー i とタイプ空間 T_i に属する各タイプ t_i に対して、

$$s_i^*(t_i) = \arg \min_{a_i \in A_i} \sum_{t_j \in T_j} C_i(a_i, s_j^*(t_j), t_j) \text{Prob}_i(t_j|t_i)$$

という関係が成立していることである。ベイジアン・ナッシュ均衡の厳密な定義については Gibbons [1992] を参照。

収益 $E[\min\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ の和になっている。

銀行 X が先出しを選択し、銀行 Y が後出しを選択する場合（戦略 (f, l) ）、銀行 X は 1 期目に、銀行 Y は 2 期目にグロス決済を行う。そのため、単純 RTGS ゲームの場合と同様に、銀行 X は担保コスト rx と流動性の機会コスト（2 期目に流動性を使い回す機会を失ったコスト） rx を負担する。

銀行 X が後出しを選択し、銀行 Y が先出しを選択する場合（戦略 (l, f) ）、銀行 Y は 1 期目に、銀行 X は 2 期目にグロス決済を行う。このときもまた、単純 RTGS ゲームの場合と同様に、銀行 X は決済遅延コスト D と、両銀行の支払指図に相当する担保コストと流動性の機会コスト（2 期目に使い回す機会を得た収益）との和 $E[(x - \tilde{y})r]$ を負担する。

両銀行が後出しする場合（戦略 (l, l) ）には、2 期目にオフセット決済が試行されるため、銀行 X は、決済遅延コスト D と、両銀行の支払指図の差額に相当する担保コスト $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$ を負担する。

単純 RTGS ゲームと同様、銀行 X と Y のコスト構造は対称であることから、銀行 Y の期待決済コスト関数は、銀行 X の期待決済コスト関数の x と y を入れ換えたものとなる。この結果、両銀行のコスト関数は表 A2 のようになる。

表 A 2 修正 RTGS 方式におけるコスト表

		銀行 Y	
銀行 X	先出し	後出し	
先出し	$E[\max\{y - \tilde{x}, 0\}r] + E[(y - \tilde{x})r]$	$D + E[(y - \tilde{x})r]$	
	$E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r] + E[(x - \tilde{y})r]$	$2rx$	
後出し	$2ry$	$D + E[\max\{y - \tilde{x}, 0\}r]$	
	$D + E[(x - \tilde{y})r]$	$D + E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r]$	

このとき、 $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r] < D$ 、 $E[\max\{y - \tilde{x}, 0\}r] < D$ であれば、強く支配する戦略は存在しないものの、両銀行が先出しする戦略 (f, f) は 1 つのベイジアン・ナッシュ均衡となる²⁹。

²⁹ 確率変数 \tilde{y} の確率密度関数を $f(\tilde{y})$ 、確率分布関数を $F(\tilde{y})$ とすると、

$$E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r] = r \int_0^x (x - \tilde{y})f(\tilde{y})d\tilde{y} = r[(x - \tilde{y})F(\tilde{y})]_0^x + r \int_0^x F(\tilde{y})d\tilde{y} = \frac{1}{2}rx^2,$$

$$E[(x - \tilde{y})r] = r \int_0^1 (x - \tilde{y})f(\tilde{y})d\tilde{y} = r[(x - \tilde{y})F(\tilde{y})]_0^1 + r \int_0^1 F(\tilde{y})d\tilde{y} = r\left(x - \frac{1}{2}\right)$$

と展開できる。 $0 \leq x \leq 1$ より、

$$E[(x - \tilde{y})r] \leq E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r], \quad E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r] \leq rx$$

という大小関係が得られる。

A3 先出し条件の検討

ここで、単純 RTGS 方式の場合と修正 RTGS 方式の場合に両銀行が先出し戦略をとる条件を整理すると、それぞれ、

$$rx, ry < D, \quad E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}r], E[\max\{y - \tilde{x}, 0\}r] < D$$

である。 $0 \leq x, y \leq 1$ のとき、 \tilde{x} と \tilde{y} が一様分布に従うと仮定すると、これらの条件は、

$$\left\{ x, y \mid x, y < \frac{D}{r} \right\} \subseteq \left\{ x, y \mid \frac{1}{2}x^2, \frac{1}{2}y^2 < \frac{D}{r} \right\}$$

という包含関係になっている。すなわち、単純 RTGS 方式の先出し条件は修正 RTGS 方式の先出し条件の部分集合である。この集合関係を図示したものが図 A1 である。 $0 \leq x, y \leq 1$ のとき、常に $E[\max\{x - \tilde{y}, 0\}] \leq x$ 、 $E[\max\{y - \tilde{x}, 0\}] \leq y$ となる。また、両銀行が常に先出しを選択する条件を比較すると、単純 RTGS 方式では $D/r > 1$ (図 A1 の領域 (R1))、修正 RTGS 方式では $D/r > 1/2$ (領域 (R1) と (R2)) であり、修正 RTGS 方式では、単純 RTGS 方式の場合よりも $1/2 < D/r < 1$ (領域 (R2)) だけ両銀行が先出しを選択する機会が拡大している。

図 A 1 単純 RTGS 方式と修正 RTGS 方式における先出し条件

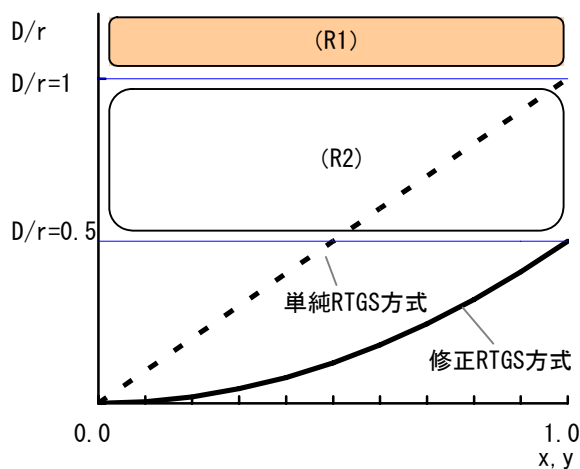


図 A1 では、決済方式毎の先出し条件を表す線 (直線は単純 RTGS 方式、曲線は修正 RTGS 方式) の水平距離が、流動性調達に伴うシステム的な影響の受け易さの違いを表している。 $D/r \leq 1/2$ のとき、いずれの決済方式でも流動性調達に伴う問題が発生し得るが、先出し条件が図 A1 の右側に位置している修正 RTGS 方式の方が、単純 RTGS 方式よりも流動性調達に伴うシステム的な影響を受け難い。このように修正 RTGS 方式では、流動性調達コストを削減して戦略 (f, f) がベイジアン・ナッシュ均衡となり得る領域を拡大させることによって、単純 RTGS 方式よりも流動性調達に伴うシステム的な影響を弱めている。さらに、両銀行の支払指図の金額が一致することが事前に明らかなきには $(x = y)$ 、流動性調達コストと決済遅延コストの大小関係にかかわら

ず、両銀行が先出しを選択するケース（戦略 (f, f) ）は常にナッシュ均衡となるため、流動性調達に伴う外部効果の波及を両銀行間で完全に遮断することができる。

本節では、RTGS ゲームが 1 回限りのゲームであることを前提に検討を進めてきたが、現実世界ではこのようなゲームは継続的に行われている。静学ゲームを繰返しゲームに拡張すると、単純な先出し・後出しだけではなく、協調・裏切り・仕返しなど多様な行動が可能となるため、図 A1 で整理した先出し条件を満たしていない場合であっても、ある条件下では、参加銀行間で協調行動（この場合は、両銀行が先出し戦略を選択すること）がとられる。例えばトリガー戦略では、相手行が先出しを選択し続ける限り、自行も先出しを選択する。しかし、1 度でも相手行が後出しを選択すれば、以後のゲームでは後出しのみを選択する。このとき、将来のコストに対する割引因子が一定以上の値をとるならば、先出し条件 $x, y < D/r$ を満たしていない場合であっても、単純 RTGS ゲームの下で両銀行が先出しを選択するという協調行動が実現する。これは、一度でも協調行動から離脱すると、相手行から処罰を受ける（相手行が後出しに切り替える）というメカニズムが有効に機能しているためといえる。

本補論で解説した RTGS ゲームの設定では、1 期目の期初に両銀行ともタイプ情報が明らかになり、1 期目の期初にタイプ情報が判明したという事実は共有知識と仮定していたため、後出しを選択することは、協調行動から意図的に離脱することを意味した。しかし、タイプ情報の判明時点が私的情報であり、1 期目の期初にタイプ情報が判明しないことがあり得るケースを仮定すると、この処罰のメカニズムが有効に機能しなくなることが考えられる³⁰。例えば、2 期目の期初になるまで銀行 X にタイプ情報が開示されなければ、銀行 X は後出ししか選択できなくなる。このときトリガー戦略をとる銀行 Y は、銀行 X が協調行動から離脱したと判断して、次のゲーム以降は後出しのみを選択することになる。本来であれば、協調行動からの意図的な離脱に対して処罰を与えるべきであるにもかかわらず、銀行 X の行動が意図したものか意図せぬものなのか、銀行 Y には判断することができない。このように、止むを得ない離脱に対して誤って処罰を与えてしまうことで、協調行動を維持できなくなってしまう恐れがある。

以 上

³⁰ 履歴に不完全情報があるゲームについては Bhaskar [1998] を参照。

補論 B オフセット機能の組合せ問題と解法

B1 オフセット機能の組合せ問題

目的関数を制約条件の下で最大化（または最小化）する最適化問題のうち、ある整数変数のとり得る値が 0 または 1 という制約の課された問題を 0-1 計画問題という。オフセット機能の組合せ問題の解は、支払指図のキュー待機時間も加味した決済金額を最大化する、次のような 0-1 計画問題の解として表すことができる³¹。

$$\begin{aligned} & \max \sum_k v_k t_k x_k, \\ & \text{subject to } \sum_s v_{i,s} x_{i,s} - \sum_r v_{i,r} x_{i,r} \leq d_i, \quad i = 1, \dots, n, \\ & \quad x_k \in \{0,1\}, \quad \forall k. \end{aligned}$$

ここで、 k はオフセット決済の対象指図を表す添え字であり、 i,s は k のうち銀行 i の支払指図を表す添え字、 i,r は k のうち銀行 i の受取指図を表す添え字である。目的関数は、オフセット決済の対象指図 ($x_k = 1$) に関する、キュー待機時間 t_k を加重した決済金額 v_k の総和である。銀行 i それぞれについて、オフセット決済の対象指図の支払合計（制約式の左辺第 1 項）と受取合計（左辺第 2 項）の差引き計算結果が口座残高（右辺）の範囲内であることが制約条件（オフセット決済の条件）となる。本節でとり上げた 0-1 計画問題は多者間（ n 者間）オフセット決済の場合であるが、2 者間オフセット決済の場合には $n = 2$ となる。

決済システム運営者の政策目的に応じて、目的関数と制約条件には変更が加えられる。例えば、キュー待機時間を考慮せずに、単に決済金額を最大化するならば、 $t_k = 1$ とした最大化問題を解くことになる。決済金額を最大化するのではなく、決済件数を最大化する場合には、目的関数に含まれる決済金額を全て 1 ($v_k = 1$) とした最大化問題を解くことになる。また制約条件として、決済順序について FIFO 制約を課したり、2 者間オフセット決済の場合にはオフセット決済の対象指図数の制約（1 対 1、多対多など）を加えることがある。

B2 オフセット決済アルゴリズム

この 0-1 計画問題の解であるオフセット決済の組合せを求める手順を表したものが、オフセット決済アルゴリズムである。本文中の決済シミュレーションでは、2 者間オフセット決済と多者間オフセット決済について、それぞれ次のような決済アルゴリズムを採用した。

³¹ 0-1 計画問題の解法については坂和 [1999]を参照。

2 者間オフセット決済は、1 対 1 (1 対 0 を含む) のバイパス FIFO 基準に則って処理される。

- (1) それぞれの参加銀行について、①口座残高の増加、②支払指図の新規発出、③中央キューの先頭に待機していた支払指図の決済、のいずれかのイベントが発生した場合に、2 者間オフセット決済が起動する。
- (2) ①または③のイベントの場合には、中央キューに待機している当該銀行の先頭の支払指図を、②のイベントの場合には、当該銀行が新規に発出した支払指図をターゲット指図とする。
- (3) 例えば、銀行 X の銀行 Y 向け支払指図がターゲット指図となった場合、中央キューに待機していた銀行 Y の銀行 X 向け支払指図のうち、先頭に待機しているものと組み合わせて決済可能かどうか試行する。このとき、どちらも残高不足とならなければ、この組合せを対象に即座にオフセット決済を実行する。
- (4) (3) で決済できなかった場合、ターゲット指図と、中央キューに待機している銀行 Y の銀行 X 向け支払指図のうち、次に待機しているものと組み合わせて決済可能かどうか試行する。決済可能な組合せが見付かるまで、この処理を繰り返す。
- (5) 最後まで決済可能な組合せが見付からなかった場合は、ターゲット指図の単独グロス決済 (1 対 0) を試行する。これも決済できなかった場合、ターゲット指図は中央キューの元の位置に待機する (新規発出の支払指図は中央キューの最後尾に待機する)。

一方の多者間オフセット決済は、FIFO 順の取外し基準に則って処理される。

- (1) 10 時以降、1 時間間隔で多者間オフセット決済が起動する。
- (2) 多者間オフセット決済が起動した時点で、中央キューに待機していた支払指図全てがオフセット決済の対象指図となる。
- (3) 対象指図を差引き計算したうえで、同時に決済可能かどうか試行する。このとき残高不足となる先がなければ、全ての対象指図の集合に対して即座にオフセット決済を実行する。
- (4) (3) で決済できなかった場合、不足額が最大の参加銀行の対象指図のうち、中央キューの最後尾に待機していた支払指図を対象指図から取り外し、新たな対象指図の集合を同時に決済可能かどうか試行する。決済可能な組合せが見付かるまで、この処理を繰り返す。
- (5) 最後まで決済可能な集合が見付からなかった場合、対象指図は中央キューの元の位置に待機する。

以 上

参考文献

- [1] 青木 昌彦・奥野 正寛編 [1996] 『経済システムの比較制度分析』 東京大学出版会.
- [2] 奥野 正寛・鈴木 興太郎 [1988] 『ミクロ経済学 I・II』 岩波書店.
- [3] 齊藤 誠 [2000] 『金融技術の考え方・使い方』 有斐閣.
- [4] 酒井 良清・前多 康男 [2004] 『金融システムの経済学』 東洋経済.
- [5] 坂和 正敏 [1999] 『数理計画法の基礎』 森北出版.
- [6] 清水 克俊・堀内 昭義 [2003] 『インセンティブの経済学』 有斐閣.
- [7] 全国銀行協会 [2004] 「大口決済システムの構築等資金決済システムの再編について」全国銀行協会のウェブサイト (<http://www.zenginkyo.or.jp/>) を参照.
- [8] 日本銀行 [1996] 「日本銀行当座預金決済の『RTGS化』について」.
- [9] 柳川 範之 [2000] 『契約と組織の経済学』 東洋経済.
- [10] Angelini, P. [1998] “An Analysis of Competitive Externalities in Gross Settlement Systems.” *Journal of Banking and Finance* 22.
- [11] Bank for International Settlements [1997] “Real-Time Gross Settlement Systems.”
- [12] Bank for International Settlements [2003] Payment and Settlement Systems in Selected Countries.
- [13] Bank for International Settlements [2005] New Developments in Large-Value Payment Systems.
- [14] Bech, M. L. and Garratt, R. [2003] “The Intraday Liquidity Management Game.” *Journal of Economic Theory* 109.
- [15] Bech, M. L. and Soramäki, K. [2001] “Gridlock Resolution in Interbank Payment Systems.” *Discussion Papers* 9/2001, Bank of Finland.
- [16] Bedford, P., Millard, S. and Yang, J. [2004] “Assessing Operational Risk in CHAPS Sterling: a Simulation Approach.” *Financial Stability Review*, Bank of England.
- [17] Bhaskar, V. [1998] “Informational Constraints and the Overlapping Generations Model: Folk and Anti-Folk Theorems.” *Review of Economic Studies* 65.
- [18] Buckle, S. and Campbell, E. [2003] “Settlement Bank Behaviour and Throughput Rules in an RTGS Payment System with Collateralised Intraday Credit.” *Working Paper* 209, Bank of England.
- [19] De Bandt, O. and Hartman, O. [1998] “What Is Systemic Risk Today?” 第2回中央銀行共催リサーチコンファレンス提出論文.
- [20] Emmons, W. R. [1995] “Interbank Netting Agreements and the Distribution of Bank Default Risk.” *Working Paper* 95-016A, Federal Reserve Bank of St.

Louis.

- [21] Furfine, C. H. and Stehm, J. [1998] “Analyzing Alternative Intraday Credit Policies in Real-Time Gross Settlement Systems.” *Journal of Money, Credit, and Banking* 30-4.
- [22] Gibbons, R. [1992] *Game Theory for Applied Economists*. Princeton University Press (福田正夫・須田伸一訳 [1995]、『経済学のためのゲーム理論入門』創文社).
- [23] Kahn, C. M., McAndrews, J. and Roberds, W. [2003] “Settlement Risk under Gross and Net Settlement.” *Journal of Money, Credit, and Banking* 35-4.
- [24] Kahn, C. M. and Roberds, W. [1998] “Payment System Settlement and Bank Incentives.” *Review of Financial Studies* 11.
- [25] Kahn, C. M. and Roberds, W. [1999] “The Design of Wholesale Payments Networks: the Importance of Incentives.” *Economic Review*, Federal Reserve Bank of Atlanta.
- [26] Koponen, R. and Soramäki, K. [1998] “Intraday Liquidity Needs in a Modern Interbank Payment System – a Simulation Approach.” *Studies* E14, Bank of Finland.
- [27] Leinonen, H. and Soramäki, K. [1999] “Optimizing Liquidity Usage and Settlement Speed in Payment Systems.” *Discussion Papers* 16/1999, Bank of Finland.
- [28] McAndrews, J. and Rajan, S. [2000] “The Timing and Funding of Fedwire Funds Transfers.” *Economic Policy Review*, Federal Reserve Bank of New York.
- [29] McAndrews, J. and Trundle, J. [2001] “New Payment System Designs: Causes and Consequences.” *Financial Stability Review*, Bank of England.
- [30] Roberds, W. [1999] “The Incentive Effects of Settlement Systems: a Comparison of Gross Settlement, Net Settlement, and Gross Settlement with Queuing.” *IMES Discussion Paper Series* 99-E-25, Bank of Japan.
- [31] Zhou, R. [2000] “Understanding Intraday Credit in Large-Value Payment Systems.” *Economic Perspectives* 24, Federal Reserve Bank of Chicago.