

パブリッククラウドの収益安定化を目的としたVMトレード方式

上山 憲昭†

† 福岡大学工学部 〒 814-0180 福岡県福岡市城南区七隈 8-19-1
E-mail: †kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

あらまし パブリッククラウドを利用し、需要に応じて仮想マシン (VM) をクラウド事業者 (InP) から調達することで、サービスプロバイダ (SP) は柔軟にネットワークサービスを提供できる。InP の SP に対する料金体系としては、Reserved instance (RI) と On-demand instance (ODI) が一般的であるが、InP にとっては長期収益予測の容易性と、遊休資源発生リスクと課金コストの抑制などの観点から RI が望ましい。そこで本稿では InP が RI での VM 提供比率を向上させるため、VM 需要が RI 契約量を下回り生じた遊休 RI を、VM 需要が RI 契約量を超過する SP の不足 VM に充当させる VM トレード方式を提案し、SP 間で VM を交換する方法として、自助努力型 (RISE) と相互扶助型 (RIMA) の二つのアプローチを検討する。商用 VoD サービスの需要発生ボタンを用いた数値評価により、提案方式を用いることで、ODI 用に InP が用意する VM 数が約 50% から 100% ほど減少し、RI での提供比率が約 10% から 70% ほど増加することを示す。

キーワード クラウド, InP, SP, トレード

VM Trading for Revenue Stabilization in Public Clouds

Noriaki KAMIYAMA†

† Faculty of Engineering, Fukuoka University 8-19-1, Nanakuma, Jonan-ku, Fukuoka, 814-0180
E-mail: †kamiyama@fukuoka-u.ac.jp

Abstract By obtaining VMs (virtual machines) from InP (infrastructure provider) according to the demand in public cloud services, SPs (service providers) can elastically provide network services to users. As the charging methods, reserved instance (RI) and on-demand instance (ODI) are widely used. For InPs, RI is more desirable compared to ODI due to easiness of estimating future revenue, risk avoidance of occurring idle VM resources, and decrease of charging cost. In this paper, to improve the ratio of RIs in VMs provided by InP, we propose VM trading methods applying idle RIs of SPs, in which VM demand falls below the amount of obtained RIs, to SPs in which VM demand exceeds the amount of obtained RIs. As the VM trading mechanisms among SPs, we consider two approaches: RI with self-help effort (RISE) and RI with mutual aid (RIMA). Through numerical evaluation using commercial VoD service, we show that the number of VMs provided by InP decreases by about 50 to 100%, and the ratio of RIs decreases by about 10 to 70% by using the proposed VM trading methods.

Key words cloud, InP, SP, trade

1. はじめに

必要なときに必要な量の演算資源をネットワーク (NW) 上で利用できる Amazon EC2 などのパブリッククラウドの普及が目覚ましい。クラウドシステムは仮想マシン (VM: virtual machine) を動かす多数の物理マシン (PM: physical machine) を収容したデータセンタと、単数・複数のデータセンタと利用者の拠点を結ぶ NW から構成され、これら物理インフラを構築し運用する事業者は InP (infrastructure provider) と呼ばれる。InP から取得した演算資源を自社の業務に利用する場合など、企業・事業体・個人といったエンドユーザが直接 InP と契約をして VM を利用する形態に加えて、SP (service provider) と呼ばれる事業者が、InP から到達した VM を用いてエンドユーザに対し様々なサービスを提供する形態も増えている [4] [5] [16]。NW 事業者が NW 機能を仮想化して SP に貸し出すことで [19]、ビデオ配信サービスなど、NW を構築して地理的に広範囲にわたる NW サービスをエンドユーザに提供する SP の増加が予想される [10] [11]。多くの場合 NW サービスの需要は 24 時間や 7 日といった周期で大きく変動するが [1] [7] [20] [22]、VM や NW 機能を需要に応じて柔軟に調達できるパブリッククラウドを活用することで、資金力の限られた中小規模の多様な事業者が SP としてサービスを提供することが期待される。また物理資源を提供する InP にとっても、多様なサービスを集約することで消費電力の低減や資源の利用効率向上が期待される [11]。

SP はビジネスとしてエンドユーザにサービスを提供することから、サービス提供までの遅延時間、NW 上の遅延時間、映像の品質といった様々な SLA (service level agreement) を満たす必要がある [12]。パブリッククラウドで InP が SP に VM を貸し出す料金体系としては、例えば Amazon EC2 の場合、Reserved instance (RI)、On-demand instance (ODI)、Spot instance (SI) の 3 種類が提供されている [3]。RI は 1 年や 3 年の一定期間、VM の利用権が提供され、SP は VM の実際の使用状況とは無関係に固定料金を支払う。ODI は任意のタイミングで任意の期間だけ VM の利用権を取得する。そして SI は SP が支払い可能な単価の上限を Bid として InP に提示し、InP は総需要量から VM のスポット価格を動的に決定し、スポット価格が Bid 以下の場合に VM が提供される。RI と ODI は VM の提供が InP によって保証されるが、SI は VM 提供が保証されない。SP がエンドユーザに SLA を保証するには VM 提供の保証が必要であり、RI と ODI のみが候補として考えられる [12]。本稿では、SP が InP から RI と ODI の料金体系で取得した VM を各々、単に RI、ODI と表記する。

InP は RI と ODI の提供を保証するのに十分な PM を用意する装置産業であり、保有設備の長期の利用契約を顧客と締結することが、短期で利用契約を締結する場合と比べて、(i) 長期の収益予測が容易、(ii) 遊休設備発生リスクを抑制、(iii) 課金コストを抑制、といったメリットがある。(i) については、長期の設備設計計画を行うには長期の収益予測が行えることが望ましい。例えばリゾートマンションの住戸を複数の利用者で共

同購入するタイムシェアリゾートは、不動産を賃貸ではなく顧客に販売することで収益を早期に確定させる。(ii)については、不動産や設備の構築・保有コストは利用の有無とは無関係に発生するため、保有設備の利用率を高め遊休設備の発生を避けることが望ましい。例えば代理店によるイベントのチケットや航空券の卸販売や、航空会社や鉄道会社の早期割引制度は、遊休設備発生リスクの回避を図る。(iii)については、資源の貸出・返却ごとに課金情報の更新などのオペレーションコストが発生するため、長期間、同一の顧客に設備・資源を貸し出せることが望ましい。例えばホテルやリース会社は、契約期間が長期になるほど割安となる課金制度を用いることが多い。このようなことから、InPがVMをSPに提供する料金体系としてはRIがODIよりも優れており、InPにとってRIの提供比率を高めることが重要となる。実際Amazon EC2においても、ODIの平均単価と比較したRIの平均単価は1年契約で60%、3年契約で40%となっており、利用者にRIを選択させる動機を与えている[3]。

一方、SPは実行保証を受けながら総支払料金が最小となるようRIとODIとを組み合わせてVMをInPから調達することが予想される。すなわちRIで一定量を長期で確保し、需要の変動によってRIで確保した量を需要が超過した期間だけODIで不足分を調達する[2][12][21]。本稿では、SPがInPから調達するVMの中でRIで取得するVMの比率をRI比率と呼ぶ。SPは過剰にRIを取得すると、需要がRI取得量を下回り未使用となるVMが増加するが、実際の使用状況とは無関係にRIの料金が発生するためSPにとってRIの取得数を抑制する動機となる。そのため契約RIの中で需要が不足し未使用となるものを、何等かの方法で活用できる仕組みを用意すればRI比率の増加が期待できる。そこで本稿では、需要がRI取得量を下回り生じたVM未使用分を、需要がRI取得量を超過してVMが不足するSPに割り当てることで、SP間でRI取得量の過不足を調整し、SPにRI取得比率を高める動機を与える仕組みを提案する。本稿の貢献を以下にまとめる。

- VM需要が保有RI量を下回るSPの余剰RIを、VM需要が保有RI量を超過するSPに無償で提供するSP間のVMトレードを行うことで、SPにRI比率を高める動機を与える仕組みを新たに提案する。

- SP間でVMをトレードする方法として、各SPが支払う料金が自身のVM需要分布とRI契約量のみから決まる自助努力型と、支払い料金が他のSPの行動にも依存する相互扶助型の二つのアプローチを提案する。そして自助努力型に対しては各プレイヤーの最適行動を導出し、相互扶助型に対してはMax-min fairnessを満足するSP間のVM配分法を示す。

- ビデオ配信サービスの需要発生パターンを用いた数値評価により、提案するVMトレード方式を用いることで、従来方式と比較して、InPがODI用に用意すべきVM数が50%から100%程度減少し、総VM数が数%から20%ほど減少し、さらにRI比率が約10%から70%増加することを明らかにする。

以下、2節で考えられるRI比率の向上方策を述べ、3節で提案VMトレード方式の詳細を述べる。4節で数値評価結果を示し、5節で全体をまとめる。

2. RI比率を高める方策

前節で述べたようにInPにとってRI比率を高めることが、長期収益予測の容易性、遊休設備発生リスクの抑制、課金コストの抑制といった観点で望ましい。本節では考えられるInPのRI比率向上方法を述べる。

価格調整 ODIとRIの価格差を広げODIの割高感を強め、SPがRI契約量を増やす動機を強化することでRI比率が向上する。すなわちRIの単価を維持したままODIの単価を上げることや、さらに極端な場合としてODIの単価を無限大、すなわちODIの提供を廃止してRIのみを提供することが考えられる。しかしパブリッククラウドを提供するInPが他に存在する場合、SPが費用増加を嫌い他InPに流出することが予想される。一方、ODIの単価を維持したままRIの単価を下げるこ

も考えられるがInPの収益が低下する。InPにとって収益を維持したままRI比率を上げることが望ましい。

需要平滑化 銀行の預金データバックアップのためのデータ転送など、SPがサービス提供時刻に対して寛容でサービス提供時刻を移動させる影響がないか少ないサービスに対しては、VM提供時刻を移動させることで需要の平滑化が可能である[13][14]。SPに対するVM提供時刻を移動させInPの保有VM全体に対する需要を平滑化できれば、ODIとして用意するVM量を減らしRI比率を高められる。しかし動画配信サービスなどサービス提供時刻の移動が難しいNWサービスも多く存在し、本アプローチを広く適用することは難しい。

バンドル収容 InPから調達したRIに複数SPのVM需要を集約してから収容する仮想クラウドが検討されている[23]。一般的にSPごとにVM需要の発生パターンは異なることから、複数SPの需要を集約することでVM需要が平滑化され、RI調達量からの需要の乖離によるVM利用率低下が抑制され、RI比率の向上が期待される。しかしバンドル全体としてのVM量は保証されるが、個々のSPに対してはVM提供が保証されず、バンドル内で需要が多く発生し契約RI量を超過した場合にはVM提供が保証されず、SLA保証が必要なSPに対しての提供は難しい。

クラウド提携 複数のクラウド事業者間で空き資源をトレードし、各々の収益を安定化させるクラウド提携が検討されている[9][15][18]。クラウド提携によって、InPの保有資源に対する需要がInP間で平滑化されるため、ODIに対して用意すべきVM数が抑制され、RI比率の向上が期待される。しかし他のInPの協力が前提であり、単一のInPが自由意志で実施することができない。

遊休資源活用 多くの場合、クラウドサービスや様々なNWサービスの需要は周期的に大きく変動する[1][7][20][22]。そのためSPは多数のRIを取得した場合、実際のVM需要が取得RI量を下回り遊休VMの発生頻度が多くなる半面、RIに対する料金は実際の利用の有無とは無関係に発生するため、費用対効果が低下する。そこで遊休VMを他のSPに使用させ、その対価を遊休VMの提供SPが得る仕組みがあれば、SPの遊休VM発生リスクが低下し契約RI数を増やす動機をSPに与えられる。またVM需要が取得RI量を超過し、本来、ODIで賄う必要のあるVM需要に対しSPからの提供VMで賄うことで、InPがODI用として用意すべきVM数が減少する。このようにSPにRI契約量を増やす動機を与えることと、ODI需要量を抑制するという二つの意味において、遊休資源活用によりRI比率の向上が期待される。しかし現在のRIとODIとの課金システムにおいては、RIをSPはいつでも利用できる権利を有しており、他のSPに一時的に利用権を移す明示的な仕組みが必要である。

3. VMトレード方式

2節ではInPがRI比率を向上させる様々な方策を述べたが、本稿では遊休資源活用のアプローチに着目し、遊休RIをSP間でトレードする方式を提案する。本節では提案するVMトレード方式の詳細を述べる。

3.1 想定条件

単一のInPが単一種類のVMを提供する環境を想定する。時間を60分など固定長のタイムスロット(TS: time slot)で離散化し、VMの契約形態としてRIとODIを考える。SPがRIで1VMを1TS使用することで生じるInPへの支払い料金(単価)を1としたときのODIの単価(正規化単価)を p とする。ただしODIの単価はRIの単価より大きく設定し、 $p > 1$ を想定する。 p の増加に伴いODIがRIに対して割高となる。SPはRIやODIでInPからVMの使用権を購入することで、契約期間中、任意のPM上で契約した個数までのインスタンスを起動・実行できる^(注1)。同一の拠点内で多数のPM上で多数のVMが稼働する状況を想定し、PM間のVMマイグレーション

(注1): Amazon EC2も同様の仕組みを提供している。

に伴い発生するコストは小さく無視できるとする。

TS 1 から TS T までの T 個の連続する TS から構成される期間 T を考え、 T において InP のクラウドサービスを利用して NW サービスを提供する S 個の SP が存在し、その集合を \mathbf{S} とする。 $s \in \mathbf{S}$ の T における各 TS 内の発生 VM 要求数が d となる確率を $g_s(d)$ とし、 d の最大値を D_s とすると、 $\sum_{d=0}^{D_s} g_s(d) = 1$ となる。 SP s は T において一定量 r_s の RI を契約し、 F_s を SP s の T において InP に支払う料金の TS あたりの平均値とする。

3.2 従来方式 (ROD) における SP の最適戦略

現状の RI と ODI を組み合わせて VM を調達する課金形態 (以後、ROD (reserved and on-demand) と表記) においては、需要が r_s を超過した TS は超過分を ODI で取得する。そのため ROD の F_s は、

$$F_s = r_s + p \sum_{d=r_s+1}^{D_s} (d - r_s) g_s(d) \quad (1)$$

となる。 r_s^* を、

$$r_s^* = \arg \min_{0 \leq r_s \leq D_s} F_s \quad (2)$$

すなわち F_s が最小となる SP s にとっての r_s の最適値と定義する。 SP s には $r_s = r_s^*$ に設定する動機が存在する。

3.3 VM トレードの形態

T の TS t の開始時点において、 \mathbf{S} の SP s は TS t の VM 需要 $d_s(t)$ を InP に通知する。 $d_s(t) < r_s$ の SP 集合を $\mathbf{S}^+(t)$ 、 $d_s(t) > r_s$ の SP 集合を $\mathbf{S}^-(t)$ と表記する。 InP は、保有 RI の中で遊休 VM が発生する $\mathbf{S}^+(t)$ の遊休 VM を、保有 RI では需要を賄えない $\mathbf{S}^-(t)$ に対して割り当てる。このような $\mathbf{S}^+(t)$ と $\mathbf{S}^-(t)$ との間で InP が VM をトレードする場を本稿では TR (trading room) と呼ぶ。 SP から TR への VM 抛出現、ならびに TR から SP への VM 提供は、全て無償で行われる。 TS t において $\mathbf{S}^+(t)$ の SP から TR へ提供された総 VM 数を $V^+(t)$ 、 $\mathbf{S}^-(t)$ の SP の総不足 VM 数を $V^-(t)$ とする。 $V^-(t)$ は

$$V^-(t) = \sum_{s \in \mathbf{S}^-(t)} \{d_s(t) - r_s\} \quad (3)$$

となる。一方、 $V^+(t)$ は SP の自由意志で決まるが、 $\mathbf{S}^+(t)$ の SP に使用权を有する RI を TR に提供させるには、TR に余剰 RI を提供することの見返りとして、需要が契約 RI 量を超過する際に TR から無償で VM の提供が受けられる仕組みが必要である。そこで SP s に対し、TS t までの TR への提供 VM 数の累積値 $v_s^p(t)$ と、TS t までに無償で TR から提供を受けた VM の累積値 $v_s^c(t)$ との関数である貢献度関数 $C_s(t)$ を定義する。ただし $C_s(t)$ は $v_s^p(t)$ の増加に対し単調に増加し、 $v_s^c(t)$ の増加に対し単調に減少する。そして $t = T$ の時点で $C_s(T) < 0$ の場合、 $-pC_s(T)$ を SP s から InP が徴収する。すなわち SP s が $1 \leq \tau \leq t$ の TS において取得した ODI の総数 $o_s(t)$ に対し F_s を次式で設定する。

$$F_s = r_s + \frac{p}{T} \{o_s(T) - \min\{C_s(T), 0\}\} \quad (4)$$

このとき $V^+(t)$ に関して次の命題が成立する。

命題 1. F_s を (4) で与えるとき $V^+(t)$ は次式で得られる。

$$V^+(t) = \sum_{s \in \mathbf{S}^+(t)} \{r_s - d_s(t)\} \quad (5)$$

証明. SP s は遊休 RI を TR に提供しないで実行権を保持しても F_s は変化しない。一方で $C_s(t)$ の定義より $v_s^p(t)$ の増加に伴い $C_s(t)$ は単調に増加し、(4) より F_s は単調に減少する。そのため SP s は $v_s^p(t)$ を抛出現可能な VM の最大量、すなわち

TS t までの自身の総遊休 RI 数 $\sum_{1 \leq \tau \leq t} \{r_s - d_s(\tau)\}$ とすることで F_s が最小化する。よって $V^+(t)$ は (5) で得られる。 \square

(4) より F_s は $C_s(T)$ と $o_s(T)$ に依存するが、これらを設定する方法として、以下の二つのアプローチを考える。

自助努力型 (RISE: RI with Self-help Effort)

$\mathbf{S}^-(t)$ の SP s の不足する $d_s(t) - r_s$ 個の VM を全て TR から提供する。ODI での VM 取得量がゼロとなり F_s は $C_s(T)$ と r_s のみで決まるため、 F_s は $d_s(t)$ と r_s のみに依存し、他 SP の需要や RI 契約量、TR の状態とは独立となる。 F_s が SP s の行動のみで決まることから、自身の抛出現額と運用成績のみから将来の需給年金額が決まる確定抛出現年金制度のアナログといえる。 $d_s(t)$ と p が与えられれば、 r_s の最適値 r_s^* を厳密に求めることができる。 $V^+(t) < V^-(t)$ の場合、 $\mathbf{S}^+(t)$ の提供 VM で全ての不足 VM を賄うことができないが、不足する $V^o(t) = V^-(t) - V^+(t)$ の VM は ODI 用に用意された VM から TR を経由して $\mathbf{S}^-(t)$ に無償で提供される。

相互扶助型 (RIMA: RI with Mutual Aid)

TS t において、 $V^+(t)$ の範囲内で $\mathbf{S}^-(t)$ に不足 VM を TR から提供する。各 TS における余剰 RI を $\mathbf{S}^-(t)$ の SP 間で無償で分け合うことから、各年の総保険料と税金を受給者全員に配分する公的年金制度のアナログといえる。 $V^+(t)$ の VM で全ての不足 VM が賄えない場合、SP は不足分を ODI として InP から取得する。すなわち RISE と同様、不足する $V^o(t) = V^-(t) - V^+(t)$ の VM は ODI 用に用意された VM から SP に提供されるが、RISE と異なり TR を経由しないで SP に ODI として提供される。そのため別途、取得 ODI の料金が発生するため、 F_s は $d_s(t)$ と r_s に加え、他 SP の需要や RI 契約量、TR の状態に依存し、 r_s^* を求めることは困難である。

3.4 自助努力型 VM トレード (RISE)

3.4.1 貢献度関数の設定

RISE における貢献度関数 $C_s(t)$ の最も簡易な定義方法は $C_s(t) = v_s^p(t) - v_s^c(t)$ とすることである。以後、この方式を Naive RISE (NRISE) と呼ぶ。RISE では $d_s(t) > r_s$ の TS において不足する $d_s(t) - r_s$ の VM 需要が全て TR から提供されるため、 $o_s(t) = 0$ 、 $v_s^c(t) = \sum_{\tau=1}^t \max\{d_s(\tau) - r_s, 0\}$ となる。また命題 1 より NRISE の $C_s(t)$ は、

$$C_s(t) = \sum_{\tau=1}^t \{r_s - d_s(\tau)\} \quad (6)$$

となり、NRISE の F_s は次式で得られる。

$$\begin{aligned} F_s &= r_s - \frac{p}{T} \min\{C_s(T), 0\} \\ &= r_s + p \cdot \max\left\{\sum_{d=0}^{D_s} (d - r_s) g_s(d), 0\right\} \end{aligned} \quad (7)$$

NRISE の r_s^* に関し以下の定理が成立する。

定理 1. NRISE において r_s^* は $g_s(d)$ のみで決まる。

証明. r_s が $g_s(d)$ の期待値 $\bar{g}_s = \sum_{d=0}^{D_s} d g_s(d)$ のとき、 $-C_s(T) = \sum_{d=0}^{D_s} (d - r_s) g_s(d) = 0$ となるが、 $-C_s(T)$ は r_s の増加に対し単調に減少するため、 $r_s \leq \bar{g}_s$ のとき (7) より $F_s = r_s + p \sum_{d=0}^{D_s} (d - r_s) g_s(d)$ となる。 r_s における F_s の値を $F_s(r_s)$ と表記し $\Delta F_s(r_s) \equiv F_s(r_s) - F_s(r_s - 1)$ と定義すると、 $r_s \leq \bar{g}_s$ のとき $\Delta F_s(r_s) = -p < 0$ となることから、 F_s は r_s の増加に対し単調に減少する。一方、 $r_s > \bar{g}_s$ のとき $F_s = r_s$ となるため、 F_s は r_s の増加に対し単調に増加する。以上のことから、 F_s は $r_s = \bar{g}_s$ のとき常に最小となる。そのため r_s^* は SP s の VM 需要分布 $g_s(d)$ のみで決まる。 \square

そのため NRISE では InP が p など制御できるパラメータを通

して r_s^* を変化させ RI 比率を向上させることが難しい。そこで $0 \leq \alpha_s \leq 1$ の範囲の実数値をとるパラメタ α_s を導入し、 $C_s(t)$ を次式で与える。

$$\begin{aligned} C_s(t) &= \alpha_s \cdot v_s^p(t) - v_s^c(t) \\ &= \alpha_s \sum_{\tau \in \mathbf{W}_s^+(t)} \{r_s - d_s(\tau)\} \\ &\quad - \sum_{\tau \in \mathbf{W}_s^-(t)} \{d_s(\tau) - r_s\} \end{aligned} \quad (8)$$

ただし $\mathbf{W}_s^+(t)$ と $\mathbf{W}_s^-(t)$ は各々、 $1 \leq \tau \leq t$ において、 $d_s(\tau) < r_s$ もしくは $d_s(\tau) > r_s$ となる TS τ の集合である。パラメタ α_s を調整することで、InP は r_s^* と RI 比率の向上が期待できる。NRISE は $\alpha_s = 1$ とした場合に、ROD は $\alpha_s = 0$ した場合に相当する。

3.4.2 トレードアルゴリズム

Algorithm 1 に、TS t の開始時点で InP によって実行される処理 PRISE (Procedure of RISE) を示す。ただし $C_s(0) = 0$ に初期化し、各 TS t の開始時点において $s \in \mathbf{S}$ の SP s は $d_s(t)$ を InP に申告する。

Algorithm 1 PRISE

- 1: $V^-(t)$ と $V^+(t)$ を (3)(5) より算出
- 2: $V^-(t) > V^+(t)$ の場合には、不足する $V^-(t) - V^+(t)$ 個の VM を ODI 用に用意している VM から TR に充当
- 3: $\mathbf{S}^-(t)$ の SP s に対し、 $d_s(t) - r_s$ 個の VM を TR から提供
- 4: \mathbf{S}^+ の SP s に対し $C_s(t) = C_s(t-1) + \alpha_s \{r_s - d_s(t)\}$ に、 \mathbf{S}^- の SP s に対し $C_s(t) = C_s(t-1) - \{d_s(t) - r_s\}$ に更新

3.4.3 r_s と α_s の最適設計

$\gamma(r_s)$ を次式で定義する。

$$\gamma(r_s) \equiv \sum_{d=r_s+1}^{D_s} (d - r_s)g_s(d) - \alpha_s \sum_{d=0}^{r_s-1} (r_s - d)g_s(d) \quad (9)$$

このとき F_s を最小化する SP s にとっての r_s の最適値 r_s^* と、 r_s^* を最大化する InP にとっての α_s の最適値 α_s^* に関し、以下の定義が成立する。

定理 2. RISE において r_s^* は次式で得られる。

$$r_s^* = \begin{cases} r_s^e, & \text{when } 0 \leq \alpha_s < \alpha_s^o, \\ r_s^o, & \text{when } \alpha_s^o \leq \alpha_s \leq 1, \end{cases} \quad (10)$$

ただし r_s^o は $\gamma(r_s) = 0$ となる r_s の解、 r_s^e は $0 < r_s \leq r_s^o$ の範囲で $\Delta F_s(r_s) = 0$ となる r_s の解である。また α_s^o は、 $p \leq 1/\sum_{d=r_s^o}^{D_s} g_s(d)$ のとき $\Delta F_s(r_s^o) = 0$ となる α_s の解であり、 $p > 1/\sum_{d=r_s^o}^{D_s} g_s(d)$ のとき $\alpha_s^o = 0$ である。また RISE において α_s^* は次式で得られる。

$$\alpha_s^* = \arg \max_{0 < \alpha_s \leq 1} r_s^* \quad (11)$$

証明. (4)(8) より F_s は次式で与えられる。

$$F_s = r_s + p \cdot \max\{\gamma(r_s), 0\} \quad (12)$$

$\gamma(r_s)$ は r_s の増加に伴い単調に減少するが、

$$\gamma(0) = \sum_{d=1}^{D_s} d g_s(d) > 0,$$

$$\gamma(D_s) = -\alpha_s \sum_{d=0}^{D_s-1} (D_s - d)g_s(d) < 0$$

なので、 $0 < r_s < D_s$ の範囲で $\gamma(r_s) = 0$ となる r_s の値 r_s^o が存在する。以下、 r_s を r_s^o を境界とする二つの範囲に分けて F_s が最小となる条件を考える。

(i) $0 \leq r_s \leq r_s^o$ のとき: $\gamma(r_s) \geq 0$ なので、

$$F_s = r_s + p\gamma(r_s) \quad (13)$$

$$\Delta F_s(r_s) = 1 - p \left\{ \sum_{d=r_s}^{D_s} g_s(d) + \alpha_s \sum_{d=0}^{r_s-1} g_s(d) \right\} \quad (14)$$

となる。 $\alpha_s \leq 1$ なので $\Delta F_s(r_s)$ は r_s の増加に対する単調非減少関数となる。 $\Delta F_s(0) = 1 - p \sum_{d=0}^{D_s} g_s(d) = 1 - p$ であるが $p > 1$ なので $\Delta F_s(0) < 0$ となる。

$\alpha_s = 1$ のとき $\Delta F_s(r_s^o) = 1 - p < 0$ で、また $\Delta F_s(r_s^o)$ は α_s の増加に伴い単調に減少する。ここで $\alpha_s = 0$ のときの $\Delta F_s(r_s^o)$ の値を $\Delta F_s(r_s^o)|_{\alpha_s=0} \equiv 1 - p \sum_{d=r_s^o}^{D_s} g_s(d)$ と表記すると、 $\Delta F_s(r_s^o)|_{\alpha_s=0} \geq 0$ のとき、すなわち $p \leq 1/\sum_{d=r_s^o}^{D_s} g_s(d)$ のとき、 $\Delta F_s(r_s^o) = 0$ となる α_s の解 α_s^o が存在する。そのため $0 \leq \alpha_s < \alpha_s^o$ のとき $\Delta F_s(r_s^o) > 0$ となり、 $0 < r_s \leq r_s^o$ の範囲で $\Delta F_s(r_s) = 0$ となる r_s の値 r_s^e が存在する。 $0 \leq r_s < r_s^e$ のとき $\Delta F_s(r_s) < 0$ となり F_s は r_s の増加に対し単調に減少し、 $r_s^e < r_s \leq r_s^o$ のとき $\Delta F_s(r_s) > 0$ となり F_s は r_s の増加に対し単調に増加する。そのため $r_s = r_s^e$ のとき F_s は最小となる。

一方 $\alpha_s^o \leq \alpha_s \leq 1$ のとき、 $0 \leq r_s \leq r_s^o$ の範囲において $\Delta F_s(r_s) \leq 0$ となり、 F_s は r_s の単調非増加関数となる。そのため $r_s = r_s^o$ のとき F_s は最小となる。また $\Delta F_s(r_s^o)|_{\alpha_s=0} < 0$ のときも、 $0 \leq r_s \leq r_s^o$ の範囲において $\Delta F_s(r_s) \leq 0$ となり、 F_s は r_s の単調非増加関数となり、 $r_s = r_s^o$ のとき F_s は最小となる。

(ii) $r_s^o \leq r_s \leq D_s$ のとき: $\gamma(r_s) \leq 0$ なので $F_s = r_s$ 、 $\Delta F_s(r_s) = 1$ となり、 F_s は r_s の増加に伴い単調に増加し、 $r_s = r_s^o$ のとき F_s は最小となる。

以上のことから、 F_s を最小化する SP s にとっての r_s の最適値 r_s^* は (10) で得られる。また α_s^* は r_s^* が最大となる α_s の値なので (11) 式で得られる。□

3.5 相互扶助型 VM トレード (RIMA)

3.5.1 貢献度関数の設定

TS t の開始時点において、 $\mathbf{S}^+(t)$ の SP から提供された $V^+(t)$ の VM を、VM 需要が RI 契約量を超過した $\mathbf{S}^-(t)$ の SP に配分する。TS t の SP s への配分を $x_s(t)$ とすると $\sum_{s \in \mathbf{S}^-} x_s(t) = V^+(t)$ となる。また NRISE と同様 $C_s(t)$ を $C_s(t) = v_s^p(t) - v_s^c(t)$ で与え、 \mathbf{T} の終了時点で ODI の料金として $-pC_s(\mathbf{T})$ を課金する。 $C_s(t)$ は次式で与えられる。

$$C_s(t) = \sum_{\tau \in \mathbf{W}_s^+(t)} \{r_s - d_s(\tau)\} - \sum_{\tau \in \mathbf{W}_s^-(t)} x_s(t) \quad (15)$$

$V^+(t) < V^-(t)$ の場合、 $\mathbf{S}^-(t)$ の SP の中で $d_s(t) > r_s + x_s(t)$ となり TR からの提供 VM で不足 VM を賄えない SP が存在する。これら SP は ROD と同様、不足する $d_s(t) - r_s - x_s(t)$ の VM を ODI で取得する。そのため SP s の期間 \mathbf{T} における F_s は次式で与えられる。

$$\begin{aligned} F_s &= r_s - \frac{p}{T} \min\{C_s(\mathbf{T}), 0\} \\ &\quad + \frac{p}{T} \sum_{t \in \mathbf{W}_s^-(\mathbf{T})} \max\{d_s(t) - r_s - x_s(t), 0\} \end{aligned} \quad (16)$$

3.5.2 トレードアルゴリズム

Progressive filling アルゴリズム [6] に基づき、 $V^+(t)$ の VM を $\mathbf{S}^-(t)$ の SP に配分することを考える。アルゴリズム 2 に、TS

t の開始時点で実行される処理 PRIMA (Procedure of RIMA) を示す。ただし $x_s(t)$ の値を整数に限定せず正の実数値を許容する。また $|\mathbf{N}|$ は集合 \mathbf{N} の要素数を表す。やはり $C_s(0) = 0$ に初期化し、各 TS t の開始時点において $s \in \mathbf{S}$ の SP s は $d_s(t)$ を InP に申告する。

Algorithm 2 PRIMA

- 1: $\mathbf{S}^-(t)$ に配分可能な VM 数 V を $V = V^+(t)$ に、割当未完了 SP の集合 \mathbf{N} を $\mathbf{M} = \mathbf{S}^-(t)$ に、全 SP に対し $x_s(t) = 0$ に各々初期化
 - 2: $V > |\mathbf{N}|$ を満たす限り、 $s \in \mathbf{N}$ に対し $x_s(t) = x_s(t) + 1$ に、 $V = V - |\mathbf{N}|$ に、 $\mathbf{N} = \mathbf{N} \setminus \{s : x_s(t) = d_s(t) - r_s\}$ に各々更新する処理を反復
 - 3: $V \leq |\mathbf{N}|$ なら、 $s \in \mathbf{N}$ に対し $x_s(t) = x_s(t) + V/|\mathbf{N}|$ に、 $s \in \mathbf{S}^+(t)$ に対し $C_s(t) = C_s(t-1) + \{r_s - d_s(t)\}$ に、 $s \in \mathbf{S}^-(t)$ に対し $C_s(t) = C_s(t-1) - x_s(t)$ に各々更新
-

3.5.3 考察

配分を受ける $\mathbf{S}^-(t)$ の SP 間で公平性を満たす必要があるが、公平性の概念として以下で定義される Max-min fairness (MMF) が広く知られている [17].

定義 1. 任意の資源を m 人に配分するときの配分集合 $\mathbf{X} \subseteq \mathbb{R}^m$ において配分 \mathbf{x}^0 が常に、 $\forall \mathbf{x} \in \mathbf{X}, \exists k \in \{1, \dots, m\}, (x_k > x_k^0) \Rightarrow (\exists j \in \{1, \dots, m\}, x_j < x_j^0 \leq x_k^0)$ を満たすときのみ、配分 \mathbf{x}^0 は MMF を満足する。

PRIMA の実現配分 $x_s(t)$ に関し以下の定理が成立する。

定理 3. PRIMA の配分 $x_s(t)$ は MMF を常に満たす。

証明. $\mathbf{S}^-(t)$ の各 SP の ID を $d_s(t) - r_s$ の昇順に付与する。すなわち $M \equiv |\mathbf{S}^-(t)|$ とすると、 $d_1(t) - r_1 \leq d_2(t) - r_2 \leq \dots \leq d_M(t) - r_M$ となる。 $x_s(t)$ は $0 \leq x_s(t) \leq d_s(t) - r_s$ の範囲の値をとるが、 $V^+(t) \geq V^-(t)$ のときは、 $\mathbf{S}^-(t)$ の全ての SP に対して $x_s(t) = d_s(t) - r_s$ となり $x_s(t)$ を増やす余地がなく明らかに MMF が満たされる。よって需要が満たされない SP が一つ以上存在する $V^+(t) < V^-(t)$ の場合を考える。

PRIMA は $x_s(t) < d_s(t) - r_s$ の全ての SP に対し 1VM を割り当てる処理を反復するため、 $x_s(t) < d_s(t) - r_s$ を満たす s の最小値を s_0 とすると、 $1 \leq s < s_0$ に対し $x_s(t) = d_s(t) - r_s$ が成立し、 $s_0 \leq s \leq M$ に対し $x_s(t) < d_s(t) - r_s$ と $x_{s_0}(t) = x_{s_0+1}(t) = \dots = x_M(t)$ が成立する。そのため $s \geq s_0$ の SP のみ $x_s(t)$ を増加させる余地がある。そこで $s \geq s_0$ の任意の SP s' に対し $x_{s'}(t)$ を増加させることを考える。 $\sum_{s \in \mathbf{S}^-(t)} x_s(t) = V^+(t)$ なので、 $x_{s'}(t)$ を増加させるには、 $s'' \neq s'$ の任意の $s'' \in \mathbf{S}^-(t)$ の $x_{s''}(t)$ を減らす必要がある。一方、 $x_1(t) \leq x_2(t) \leq \dots \leq x_{s_0}(t) = \dots = x_{s'}(t) = \dots = x_M(t)$ なので、 $x_{s''} \leq x_{s'}$ となる。よって定義 1 より、PRIMA の配分 $x_s(t)$ は MMF を常に満たす。□

RISE と異なり、(16) に示すように RIMA では F_s が SP s 自身の需要分布 $g_s(d)$ に加え、 $t \in \mathbf{W}_s^-(t)$ における $x_s(t)$ に依存する。 $x_s(t)$ は TR の状態、すなわち他 SP の需要分布や需要の時系列変化パターンに依存するため、 r_s^* を事前に厳密に得ることができない。そのため InP が過去の TR の状況変化パターンから r_s^* の推定値を求め SP に提案するなど、SP が r_s を決めるためのサポートを行うことが望ましい。

また任意の SP が RI 契約量を増やすほど、遊休 RI が生じる可能性が高くなり TR に対する提供 VM 数 $V^+(t)$ が増加する結果、 $x_s(t)$ も増加する。 $x_s(t)$ の増加に伴い取得 ODI 数が減少し、 F_s は単調に減少することから、ある SP が RI 契約量を増やすと他の SP が恩恵を受ける外部経済性 (positive externality) [8] が成立する。しかし一般的に外部経済性が成立するシステムにおいては、誰もがフリーライドする動機が存在し、逆に他者にはフリーライドされることを嫌う結果、システ

ム全体が最適となる各プレイヤーの貢献量よりも、実現される各プレイヤーの貢献量は過小となる [8]。そのため RIMA においては SP s は真の最適値 r_s^* よりも過小に r_s を設定する動機が存在し、InP が何等かの強制力を有し各 SP の RI 契約量 r_s を制御できる場合に有効な方式といえる。

4. 性能評価

4.1 評価条件

SP の提供 NW サービスの例として動画配信サービスを想定し、各 SP の VM 需要量 $d_s(t)$ を設定するため、China Telecom の商用 VoD サービスである PowerInfo VoD システムのアクセスログデータ [22] を用いる。本ログデータは 2004 年 6 月から 12 月までの 212 日間の 20,921,657 個の配信要求を含む。TS 長を 60 分、評価期間を 1 週間とし $T = 7 \times 24 = 168$ とする。また各 VM は同時に 200 本の動画配信セッションをサポートできると想定し、PowerInfo VoD の TS t 内に存在する配信セッションを 200 で除した値を TS t におけるベースデマンド量 $b(t)$ とする。 $b(t)$ には 212 日間の全期間にわたり、1 日を周期とする周期的な変動が確認された。TR による SP 間の VM トレードの効果は、SP の VM 需要のピーク時間帯の重なり度合いに依存する。そこで 0 から 204 の範囲のランダムな整数 Δ_1 と、0 から δ の範囲のランダムな整数 Δ_2 を用いて、SP s の VM 需要の開始 TS を $\Delta_1 \times 24 + \Delta_2$ とし、 $d_s(t) = b(\Delta_1 \times 24 + \Delta_2 + t)$ に設定する。ただし δ は 0 から 24 の範囲の整数値をとる設定パラメタである。 δ を増加させるほど SP 間で VM 需要のピーク時間帯の重なり度合いが小さくなる。以後の評価では $S = 20$ に設定する。また結果は $d_s(t)$ の設定パターンに依存することから、1,000 個の $d_s(t)$ の設定パターンに対しシミュレーションを行い、その平均値で評価する。

RI 比率 R_s を $d \leq r_s$ を満たすデマンド量の比率、すなわち $R_s \equiv \sum_{d=0}^{r_s} g_s(d)$ と定義する。そして $r_s = r_s^*$ における R_s の最適値を R_s^* 、さらに R_s^* の全 SP の平均値を R^* と表記する。 α_s^* は閉じた式で得られないため、 α_s を $0 \leq \alpha_s \leq 1$ の 0.01 間隔の各 α_s における R_s^* が最小となる α_s を α_s^* として選択した。また RIMA では、各 SP の RI 取得量の最適値 r_s^* は他の SP の VM デマンド分布や発生パターンに依存するため R_s^* を事前に最適設計できない。そこで \mathbf{S} の全 SP に対し R_s に同じ値 R を設定し、 r_s を SP s の VM デマンド量の分布 $g_s(d)$ の R パーセント点 (R は $1 \leq R \leq 100$ の整数) に設定するなかで、全 SP の F_s の平均値 F が最小となる R^* に R を設定した。

4.2 提供 VM 数

RISE や RIMA を用いることで ROD と比較して、各 SP の支払い料金 F_s は減少する。一方で ODI 正規化単価 p の増加に伴い R^* と F_s は増加することから、InP は RISE や RIMA を導入することで、SP の支払い料金を変えずに p を増加させ、 R^* 、すなわち RI 比率の増加が可能となる。本節では F_s が方式間で等しくなるよう各方式の p を設定したときの InP の VM 提供量を比較することで、各方式の有効性を明らかにする。すなわち ROD において p を $p = P_{ROD}$ に設定したときの F の値を F_{ROD} とするとき、RISE と RIMA において F が F_{ROD} となる p の値 P_{RISE} と P_{RIMA} に p を設定する。ただし RIMA で δ が大きな場合、 p の増加に伴う F の増加は緩やかで p を大きくしても F が F_{ROD} に到達しない。そこで p の上限を 1,000 とした。以後の評価では、Amazon EC2 の 1 年契約と 3 年契約の RI の単価に対する ODI の単価の比率に相当する、 $P_{ROD} = 1.67$ と 2.5 の場合を評価する。

InP が RI と ODI での VM 提供に備え事前に用意する VM の総数を各々 Z_r 、 Z_o とする。 Z_r は $Z_r = \sum_{s \in \mathbf{S}} r_s$ より得られる。3.3 節で述べたように、InP は ODI として用意した Z_o の VM から TS t において SP に $V^o(t)$ の VM を提供する。ODI は原則として実行保証を SP に担保する必要があるが、本稿では簡単のため $V^o(t)$ が正規分布に従うとし、ODI 用の資源が不足する可能性が 0.3% となるよう $V^o(t)$ の平均値 μ_V と標準偏

差 σ_V に対し, $Z_o = \mu_V + 3\sigma_V$ で設計することを想定する^(注2). 各方式の $V^o(t)$ は (3)(5) で定義される $V^+(t)$ と $V^-(t)$ を用いて, ROD に対しては $V^o(t) = V^-(t)$ で, RISE と RIMA に対しては $V^o(t) = \max\{V^-(t) - V^+(t), 0\}$ となる. 図 1 に 3 方式の Z_o を δ に対して示す. δ の増加に伴い SP 間で VM 需要が平滑化される結果, μ_V と σ_V は減少し, 全ての方式において Z_o は減少する. ROD と比較して, RISE は 75% から 100% 程度, RIMA は 50% から 100% 程度, Z_o が低減する. Z_o の低減効果は δ の増加に伴い増大し, δ が小さい場合は RISE が RIMA より Z_o の低減効果が大きい. InP が用意すべき全 VM 数 $Z_r + Z_o$ を図 2 に示す. RISE や RIMA を用いることで, 図 1 に示すように Z_o の減少効果が大きく, InP が用意すべき総 VM 数は数% から 20% ほど減少する. 特に P_{ROD} が小さい場合に提案方式の効果が大きくなる.

4.3 RI 比率

図 3 に, 各方式の RI 比率の平均値 R^* を δ の各値に対しプロットする. RISE も RIMA も ROD と比較して R^* を大きく向上させる. RISE は δ とは無関係に, $P_{ROD} = 1.67$ のとき約 60%, $P_{ROD} = 2.5$ のとき約 25%, R^* が ROD と比較して増加する. RIMA の R^* の増加効果は δ に依存し, 約 10% から 70% ほど R^* が増加する. このように RISE は安定した RI 比率の向上効果が得られる. 一方 RIMA は SP の最適 RI 契約量 r_s^* の設計が難しく, また 3.5.3 節で述べたように外部経済性のため SP は r_s を低く設定する動機が存在し, SP に最適値 R_s^* を選択させるメカニズムが必要となる. 一方 RISE では, r_s が SP s 自身の VM デマンド量分布 $g_s(d)$ と p のみに依存し, 容易に r_s^* を求めることができ, かつ SP に r_s を r_s^* に設定させる動機が存在する. 以上のことから, InP が TR を用いて RI 比率を向上させる方式としては RISE が望ましい.

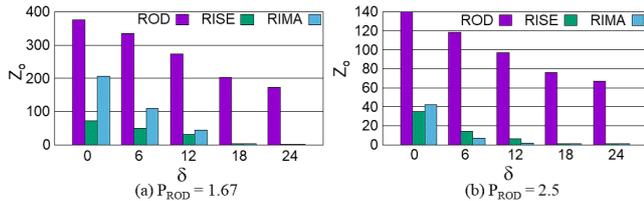


図 1 Z_o , total number of VMs prepared by InP for ODIs

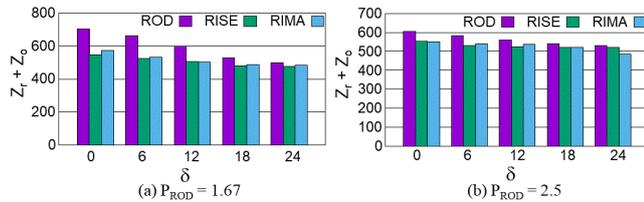


図 2 Total number of VMs prepared by InP

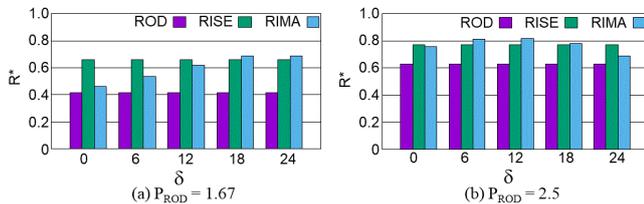


図 3 Ratio of VMs prepared for RIs

5. まとめ

パブリッククラウドにおける InP の SP に対する料金体系としては, Reserved instance (RI) と On-demand instance (ODI) が一般的であるが, InP にとっては, 長期収益予測の容易性と, 遊休資源発生リスクと課金コストの抑制などの観点から, RI が望ましい. そこで本稿では InP が RI での VM 提供比率を向上させるため, VM 需要が RI 契約量を下回り生じた遊休 RI を, VM 需要が RI 契約量を超過する SP の不足 VM に充

当する VM トレードを提案した. SP 間で VM を交換する方法として, 自動努力型 (RISE) と相互扶助型 (RIMA) の二つのアプローチを検討した. RISE では SP の不足 VM を全て無償で提供し, VM 需要 $d_s(t)$ と RI 契約量 r_s のみから SP s の支払い料金 F_s を決定する. RIMA では SP から拋出された VM の範囲内で SP に VM を配分し, 不足分を SP は別途 ODI で取得するため, F_s が他の SP の需要発生パターンや契約 RI 量に依存する. 商用 VoD サービスの需要発生パターンを用いた数値評価により, 従来の VM トレードを行わない場合 (ROD) と比較して提案方式を用いることで, ODI 用に InP が用意する必要のある VM 数 Z_o は約 50% から 100% 程度減少し, 総 VM 数は数% から 20% ほど減少し, さらに RI 比率 R^* は約 10% から 70% ほど増加することを明らかにした. 二つのアプローチの中では, 安定した RI 比率向上効果が得られ, SP が RI 契約比率 R_s を最適値 R_s^* に設定する動機が存在する RISE が望ましい. 今後は VM 需要が任意の分布に従う場合の InP の VM 資源設計法や, SP の将来の VM 需要が未知の場合の VM トレード法を検討する予定である.

文 献

- [1] H. Abrahamsson and M. Nordmark, Program Popularity and Viewer Behavior in a Large TV-on-Demand System, ACM IMC 2012.
- [2] L. Ai, X. Wu, L. Huang, L. Huang, P. Tang, and J. Li, The Multi-shop Ski Rental Problem, ACM SIGMETRICS 2014.
- [3] Amazon EC2 Pricing, <https://aws.amazon.com/ec2/pricing/>
- [4] D. Ardagna, B. Panicucci, and M. Passacantando, A Game Theoretic Formulation of the Service Provisioning Problem in Cloud Systems, WWW 2011.
- [5] M. Armbrust, A. Fox, R. Griffith, A. D. Joseph, R. Katz, A. Konwinski, G. Lee, F. Patterson, A. Rabkin, I. Stoica, and M. Zaharia, A View of Cloud Computing, Communications of The ACM, Vol. 53, No. 4, pp. 50-58, Apr. 2010.
- [6] D. Bertsekas and R. Gallager, Data Networks, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1992.
- [7] I. Castro, R. Stanojevic, and S. Gorinsky, Using tuangou to reduce ip transit costs, ToN, Vol.22, No.5, pp.1415-1428, Oct. 2014.
- [8] R. Cornes and T. Sandler, The Theory of Externalities, Public Goods, and Club Goods, Cambridge University Press, NY, 1996.
- [9] G. Darzanos, I. Koutsopoulos, G. D. Stamoulis, Economics Models and Policies for Cloud Federations, IFIP Networking 2016.
- [10] R. P. Esteves, L. Z. Granville, and R. Boutaba, On the Management of Virtual Networks, IEEE Comm. Mag., Vol. 51, No. 7, pp. 80-88, July 2013.
- [11] A. Fischer, J. F. Botero, M. T. Beck, H. Meer, and X. Hesselbach, Virtual Network Embedding: A Survey, IEEE Communications Survey and Tutorials, Vol.15, No.4, pp. 1888-1906, 2013.
- [12] T. Genez, L. Bittencourt, and E. Madeira, Workflow Scheduling for SaaS / PaaS Cloud Providers Considering Two SLA Levels, IEEE/IFIP NOMS 2012.
- [13] V. Jalaparti, I. Bliznets, S. Kandula, B. Lucier, I. Menache, Dynamic Pricing and Traffic Engineering for Timely Inter-Datcenter Transfers, ACM SIGCOMM 2016.
- [14] S. Kandula, I. Menache, R. Schwartz, and S. R. Babbula, Calendar for Wide Area Networks, ACM SIGCOMM 2014.
- [15] H. Li, C. Wu, Z. Li, and F. Lau, Profit-maximizing virtual machine trading in a federation of selfish clouds, IEEE INFOCOM 2013.
- [16] W. Li, P. Svard, J. Tordsson, and E. Elmroth, A General Approach to Service Deployment in Cloud Environments, CGC 2012.
- [17] D. Nace and M. Pioro, Max-Min Fairness and Its Applications to Routing and Load-Balancing in Communication Networks: A Tutorial, IEEE Commun. Surveys & Tutorials, Vol. 10, No. 4, pp. 5-17, Fourth Quarter 2008.
- [18] N. Samaan, A novel economic sharing model in a federation of selfish cloud providers, IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, Vol. 25, No. 1, pp. 12-21, Jan 2014.
- [19] R. Stoescu, et al., In-Net: In-Network Processing for the Masses, ACM EuroSys 2015.
- [20] G. Tang, K. Wu, and R. Brunner, Rethinking CDN Design with Distributed Time-Varying Traffic Demands, IEEE INFOCOM 2017.
- [21] V. D. Valerio, V. Cardellini, and F. L. Presti, Optimal Pricing and Service Provisioning Strategies in Cloud Systems: A Stackelberg Game Approach, Cloud Computing 2013.
- [22] H. Yu, D. Zheng, B. Zhao, and W. Zheng, Understanding User Behavior in Large-Scale Video-on-Demand Systems, ACM EuroSys 2006.
- [23] L. Zheng, C. J. Wong, C. G. Brinton, C. W. Tan, S. Ha, and M. Chiang, On the Viability of a Cloud Virtual Service Provider, ACM SIGMETRICS 2016.

(注2) : $V^o(t)$ が任意の分布に従う場合の Z_o の設計法は今後の検討課題とする.