

ルータ異常検知のための最適な計測パス選択方法

大家 敬士^{*1}, 立花 篤男^{*2}, 阿野 茂浩^{*2}, 小池 淳^{*3}, 村上 仁己^{*3}

The Most Suitable Measurement Pass for Router Abnormality Detection

Takashi OIE^{*1}, Atsuo TACHIBANA^{*2}, Shigehiro ANO^{*2}, Atsushi KOIKE^{*3}, Hitomi MURAKAMI^{*3}

ABSTRACT: ISPs need to measure end-to-end network performance in large scale for the purpose of monitoring customers' performance and provisioning network devices efficiently. Therefore, in this paper, an IP performance measurement infrastructure that utilizes user's PCs as beacons is proposed. Probing packets are sent and received among the beacons under the control of a central server. The central server calculates a set of measurement paths which maximizes network coverage under some constraints of user's PCs. The infrastructure is experimentally implemented and evaluated through simulations and real-world experiments and its considerable potential for practical network operations is demonstrated.

Keywords: Network Monitoring, Active Measurement, Maximum Coverage Problem

(Received March 24, 2011)

1. はじめに

ISP(Internet Service Provider)のイントラネット運用において、ネットワーク性能の実時間監視やネットワーク特性のオフライン分析を目的として、エンドツーエンドのパケット遅延やロス率などの通信品質をスケーラブルに計測・監視することは重要である。また、ISP内のネットワークは大規模化・複雑化しており、トラブルが発生した場合は、その原因を即座にかつ正確に把握し解決する必要がある。

従来の監視手法である SNMP(Simple Network Management Protocol)はネットワーク機器から取得した管理情報を基に、ルータのリンク単位のパケットロス数などを高精度に監視することができる。

しかしながら、パケット遅延の計測が困難であるなどの理由により、複数のリンクを通過するユーザトラフィックの通信品質監視には不十分である。また、SNMPではサイレント故障と呼ばれる、正常に通知されない障害や品質劣化を検知できない課題もあり、ネットワーク全

体に異常をきたすこともありえる。このことから、ネットワーク内に分散配置した計測端末間でプローブパケットを送受信し、エンドツーエンドの通信品質をアクティブに計測する手法はISP内のネットワーク運用において重要である。

近年、多数のネットワーク監視インフラやツールが研究目的に開発されている(e.g., [1-9])。しかし、これらは想定するネットワークモデルが同一でないことや、大規模なネットワークを監視する場合に、計測端末や専用装置を多地点に設置する必要があり、設置・管理コストが大きくなるなどの問題がある。

本論文では上記に対して、ネットワーク内にいるユーザに計測プログラムを配布し、ユーザPC間でプローブパケットを送受信することにより、低コストに多数の計測パス上でパケットロスやジッタをアクティブ計測するシステムを提案する。今回では、システムの概要および最大被覆問題に対し、複数のネットワークモデルを評価し、GLPK・CPLEX(e.g., [22,26])を用いて効率的な計測パスの計算手法について議論する。

*1: 情報科学科学部学生

*2: (株) KDDI 研究所

*3: 情報科学科教授 (hi-murakami@st.seikei.ac.jp)

2. 提案システムの概要

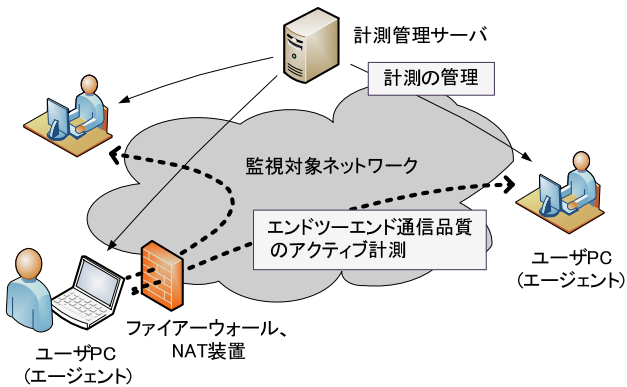


図1 システム構成

提案システムはユーザ PC(Windows Vista/7)上で動作するエージェントプログラム(以下、エージェント)と、エージェントを管理・制御する管理サーバプログラム(以下、サーバ)で構成される。各プログラムの主な機能は以下の通りである。

2-1. エージェント

● プローブパケット送受信による通信品質計測

エージェントは、サーバより通知される計測パラメータ(計測相手エージェントの IP アドレス、ポート番号、プローブパケットのサイズ、送出間隔など)の情報に従って、プローブパケットの送受信を行う。周期的(e.g.,60 秒周期)に送受パケットの情報をサーバにアップロードを行い、ジッタやロス率、TCP スループットなどの品質メトリックをサーバにて集計する。また、各エージェントはサーバより通知されるインターネット上の複数の NTP サーバ(stratum 1)の中から RTT が最も小さい NTP サーバを選択し、時刻同期を行う。

エージェントは計測精度に影響を及ぼす可能性のあるユーザ PC の負荷上昇を検知するため、プローブパケットの送受信と同時に、ユーザ PC の CPU 稼働率やメモリ使用率、ネットワーク利用帯域などの端末パフォーマンス情報を 1 秒単位で計測する。ただし、品質計測に無関係な通信履歴などの個人情報は一切収集しないこととする。

● NAT 越え

ユーザが家庭用のブロードバンドルータを介してネットワークにアクセスする状況を想定する。エージェントは IP アドレス変換(NAT; Network Address Translation)装置を介して

通信を行う NAT 越え機能を持っている。提案システムでは、NAT 越えの実現手段として、近年、ブロードバンドルータ等への普及が進んでいる UPnP(Universal Plug and Play)技術[10]を利用する。さらに、UPnP 機能を備えていないブロードバンドルータに接続する環境においても NAT 越えを実現するため、STUN(Simple Traversal of UDP through NATs)技術[11]による NAT 越え機能も利用する。ただし、NAT 装置の実装や NAT 装置が継続接続されている状況などによっては、これらの手法を用いても、NAT 越えを実現できない場合がある。特に、TCP 通信での NAT 越えは、UPnP の実装方法により、プローブパケットの送受信において、送信しか実行できない場合がある。ただし、事前評価実験において、約 9 割(10/11)のブロードバンドルータに対して NAT 越えが可能であることを確認しており、多くの場合で NAT 越えが実現できると予想される。

エージェントはプログラム起動後に、上記の方法により NAT の種別および NAT 越えの可否を判定し、グローバル IP アドレスやポート番号などとともにサーバに接続情報を登録する。

2-2. サーバ

● 計測パスの計算

サーバは既知のトポロジー情報に基づいて、計測パス(エージェントのペア)の集合を計算する。ここで、監視対象ネットワークのトポロジー情報は同一の AS (Autonomous System)内で IGP(Interior Gateway Protocol)により管理されており、IGP を 代表するプロトコルには RIP(Routing Information Protocol)や OSPF(Open Shortest Path First)がある。これらを監視することにより容易に収集できることを想定する(e.g., [12-13])。

提案システムでは、監視対象ネットワークのより広範囲な品質計測を実現するため、計測パスによる被覆を最大化する計測パスの集合を以下の手順で計算する。

① エージェントの接続ルータ特定

登録されたエージェントと監視対象ネットワークの接続点(接続ルータ)を、ISP にて管理している IP アドレスの割り当て情報や、サーバからエージェントに対して実行する traceroute の結果より特定する。

② エージェント間の経路計算

トポロジー情報に基づき、エージェント間(接続ルータ間)の通信経路をフルメッシュで計算する。ここで、グラフ $G=(V, E)$ におけるフルメッシュの通信経路は Binary heap,

または、Fibonacci heap を適用した Dijkstra アルゴリズムを利用することにより、それぞれ $O(|E||V|\log|V|)$ 、 $O(|E||V|+|V|^2\log|V|)$ の時間で計算できる[14,15]。

③ 計測パスの組合せ最適化

ネットワーク被覆の最大化問題は、最大被覆問題 (Maximum Coverage Problem)[16,17]として解くことができる。最大被覆問題とは、グラフ $G=(V, E)$ において、各ノードに対して重み関数 $w: V \rightarrow R$ が定義されており、サブグラフ(ここでは、計測パスの経路) S_i の集合 $F=\{S_1, S_2, \dots, S_{|F|}\}$ の中から、選択されるノードの重みの総和 $w(G)$ が最大となる $G \subseteq F$ を計算する整数計画問題である。式(1)に示す。

$$\text{maximize } w(G) = \sum_{v \in \cup_{S \in G} S} w(v) \quad (1)$$

ただし、提案システムでは、ユーザ PC に与える計測負荷を考慮し、各エージェント v の同時計測数が B 以下である制約を与える。 v が S の計測エージェントである場合に1、それ以外の場合は0となる関数 $C(v', S)$ を定義すると、制約条件は式(2)で表現される。

$$\text{s. t. } \forall v', \sum_{S \in G} C(v', S) \leq B \quad (2)$$

最大被覆問題は NP 困難であることが知られている[16,17]。そこで処理時間を考慮しながら、小規模・中規模程度のネットワークに対しては厳密解を求めることにより最大被覆問題を計算する。大規模ネットワークに対しては、欲張りアルゴリズム(GREEDY)により計算を行う。また、欲張りアルゴリズムでは近似率 $(1/e) \approx 0.63$ において解が得られることが証明されている[18]。そこで、提案システムでは厳密解を用いる場合と、以下に示す欲張りアルゴリズムを用い計測パスの集合を計算する2つの方法を提案する。

```

G ← ∅; ∀v', Cv' ← 0; F ← S;
Repeat
  Select Si ∈ F that maximizes Wi'
  if Cv' + C(v', Si) ≤ B then
    G ← G ∪ Si
    Cv' ← Cv' + C(v', Si)
    F ← F \ Si
Until F = ∅ or ∀i, Wi' ≤ 0
Output G

```

上記の数式は欲張りアルゴリズムである。ネットワークポロジーに対して、計測パスの経路の中からノード

の重み(ルータ被覆率)が大きい経路を選択する。計測パスの集合がなくなるか、エージェントがない場合、及びルータ被覆が完了した時、計算を終了する。

● 計測タスクの実行

サーバは計測パスの計算結果に基づいて各エージェントに計測パラメータを SSL 通信にて通知する。

3. 評価

3-1. 計測精度

ユーザ PC を計測端末として利用する提案システムにおいては、ユーザの PC 使用状況によって計測精度が低下する場合がある。図2はプローブパケットを受信中のユーザ PC 上でブラウザや Windows Media Player 等のアプリケーションを周期的に起動し、PC の負荷を増大させた場合に計測した、各プローブパケットの packet delay の時系列である。

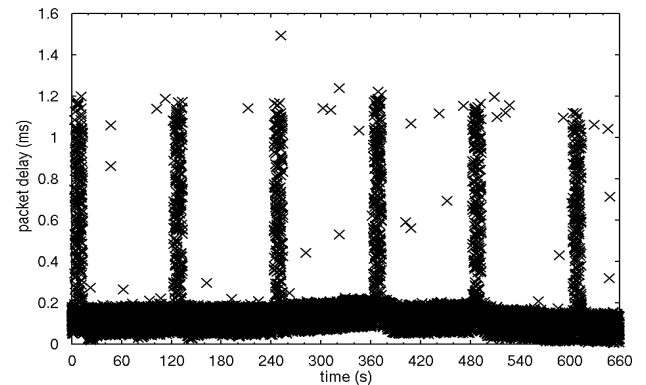


図2 負荷付与時におけるパケット遅延の計測結果

図2より、周期的なユーザ PC の負荷上昇によりパケット遅延が平常時の約0.1msより最大で約1ms増大して計測されており、ユーザの PC 使用状況によって計測精度が低下することが確認できる。また、PC に負荷を与えていない状況においても、数パケットに対してパケット遅延の増大が計測されているが、これらのパケット遅延の増大の発生確率は約1~3%程度であり、パーセント値や数100~1000パケットなどの周期的な品質メトリックの集計において、影響は小さいと考えられる。一方、パケットロスに関しては、ユーザ PC の負荷を上昇させた場合であっても、計測誤差は一切発生しなかった。

2章で示した通り、提案システムでは、ユーザ PC の負荷上昇を検知するため、ユーザ PC の CPU 稼働率やメモリ使用率、ネットワーク利用帯域などの端末パフォー

マンス値をプローブパケットの送受信と同時に計測する。端末パフォーマンス値が閾値以上となった期間のプローブパケットは品質メトリックの集計処理から除外する。

提案システムの計測精度を評価するため、インターネット上に設置した2台のユーザPC間で10日間、計測実験を実施した。50バイトのUDPパケットを50ms間隔で送受信を行い、ハードウェアベースの計測システムIQ2000[19]を用いて、同一プローブパケットをパッシブ計測し、パケット遅延とパケットロスの計測結果を比較した。ここで、IQ2000はローカル接続したstratum1 NTPサーバと同期しており、50マイクロ秒の粒度で高精度にパケット遅延を計測できる。端末パフォーマンス情報によるユーザPCの負荷上昇の判定には、本実験で用いるユーザPCとは異なる機種を用いて行った事前ローカル実験において、約97%のプローブパケットに対して、1ms以上のパケット遅延計測誤差を除去できた2つの条件

- ① (CPU使用率)>10%
- ② (ネットワーク使用帯域)>20KB/s

を適用した。1分周期のパケット遅延95%タイル値の比較結果を表1に示す。

表1 提案システムとIQ2000との計測結果比較

Difference in the 95th-percentile of packet delay variation (ms)	The number of 1-minute periods	
	Filtered	Pre-filtered
$0 \leq Dd < 0.25$	6093 (58%)	5627 (54.2%)
$0.25 \leq Dd < 0.5$	2747 (26.5%)	2383 (22.9%)
$0.5 \leq Dd < 0.75$	1021 (9.8%)	1336 (12.9%)
$0.75 \leq Dd < 1$	415 (4.0%)	571 (5.5%)
$1 \leq Dd $	115 (1.1%)	474 (4.5%)
Total		10391

実験結果より以下の結果を得た。

- i. パケット遅延変動の95%値における差分の平均値は0.30msであった。また、95%値の約98.3%は1分間における両システムによって計測されたパケット遅延変動の差分は1ms未満であった。
- ii. CPU使用率、あるいは、ネットワーク使用帯域が閾値以上となる期間のデータを集計対象から除外することにより、1ms以上のパケット遅延変動の誤差が4.6%から1.7%に低減された。このため、端末パフォーマンス情報を利用することにより、計測データの高信頼化が可能となる見通しを得た。
- iii. 10日間の計測期間において、両計測システム間でパケットロスの差分は発生しておらず、提案システムによるパケットロスの計測は正確である。

3-2. 計測パスによるネットワーク被覆

2章で示した通り、提案システムでは、最大被覆問題はNP困難であることが知られている。大規模化するにつれて処理時間は指数関数的に増加し、解を得ることができず、エージェント同士が周期的(e.g.,60秒周期)にプローブパケットを送受信することができない。そこで提案システムの計測パスの計算機能をシミュレーション評価するため、下記の手順で評価を行う。

- i. BRITE[20]を利用し、Power-Law(べき乗則)に従うBA(Barabási Albert)モデル、また、BRITEで生成可能なWaxmanモデル、GLPモデル生成する。
- ii. 接続リンク数(次数)が3以下のルータをエージェントが接続可能なエッジルータとして抽出する。
- iii. 各ネットワークの特性、ルータ数から、ネットワーク全体を被覆する計測パス数、およびCPLEX、GLPKで厳密解を計算した時の処理時間を求める。

● 欲張りアルゴリズム

下記に示す図3のBAモデルでは各エッジルータに接続するエージェント数がべき乗分布となるようにエージェントとエッジルータを接続している。ここでは、実験的に、日本の都道府県別ブロードバンド利用者数[21]より近似した分布($y = x^{-0.73}$)を適用した。50エージェントが接続されたトポロジーの一例を示す。(図3中の白丸はルータ、灰色の四角がエージェントを表している。エッジルータの総数は65である。)

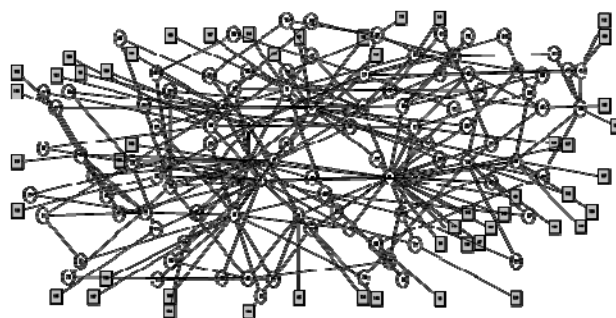


図3 シミュレーショントポロジーの一例

接続するエージェントの総数を変化させ、提案システムによる被覆ルータ数を計算した結果を図4に示す。また2.2節において、最大被覆問題として定式化した整数計画問題の厳密解をGLPKソルバ[22]を用いて計算した結果も併せて示す。一般的に、最大被覆問題は多項式時

間で解けないため、厳密解の探索は小規模なネットワークに対してのみ有効である。ここで、各エージェントの制約である最大計測数は1とした($B=1$)。図4より、欲張りアルゴリズムによる計算結果の被覆ルータ数は厳密解と同等に高いことがわかる(近似率0.92~1.00)。

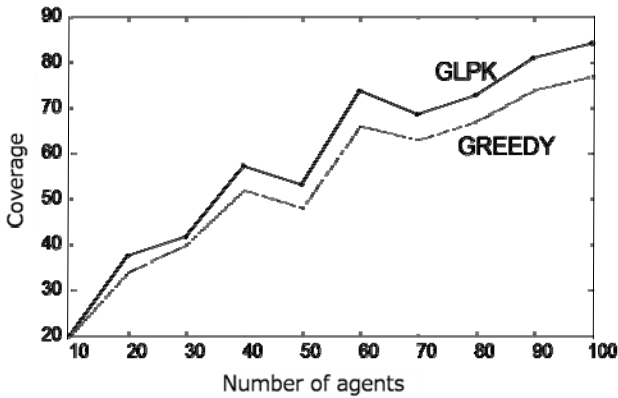


図4 被覆ルータ数の比較

次に、汎用サーバ(Intel Xeon CPU 2.33GHz, 8GB Memory)を用いて計測パスを計算した場合の所要時間(経過時間)を図5に示す。図5より、欲張りアルゴリズムを用いた場合の計算時間は GLPK を用いた場合の約1/6~1/7である。また、ルータ数とエージェント数がそれぞれ100台程度のネットワークに対しては、欲張りアルゴリズムによる計算は数秒で終了しており、リアルタイムな計測の制御に有効であると考えられる。

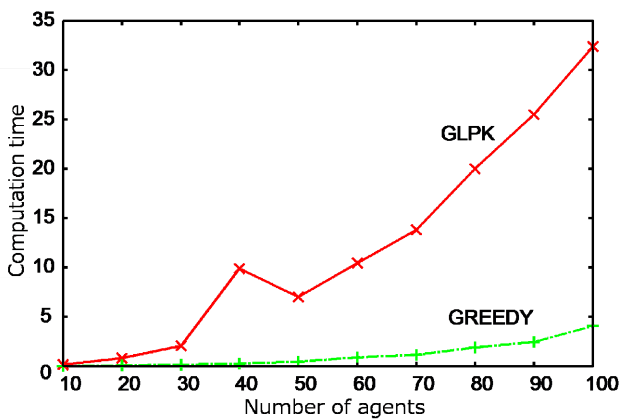


図5 計算時間の比較

● CPLEX

CPLEX ソルバ[26]を用いて厳密解を計算した時の処理時間、各ネットワークモデルでの計測パス数を示す。CPLEX ソルバとはILOG社が開発した高性能な数理計画エンジンであり、GLPK ソルバよりも処理速度が速く、また既存の有償ソルバとして世界中で広く使用されてい

る。

BRITE を利用し、厳密解における提案システムの計測パスの計算機能をシミュレーション評価するため、3種類のモデルを生成した。

① Waxman model

Waxman モデルではランダムネットワークを生成する際に用いられるモデルである。物理的に距離が近いノード同士が接続しやすい傾向を持っており、今回はリンク(次数)を2としたモデルを生成している。

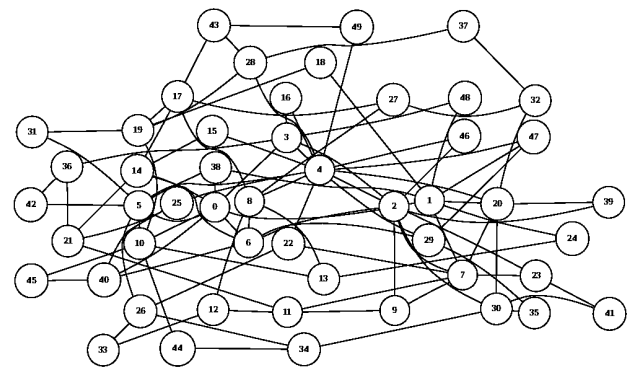


図6 ノード数50, Waxman モデル

② BA(Barab'asi Albert) model

BA モデルでは、スケールフリー性を持つグラフである。また、優先選択型成長モデルであり、新しく加わるノードは次数の多いノードと接続する確率が高い特徴を持つ。

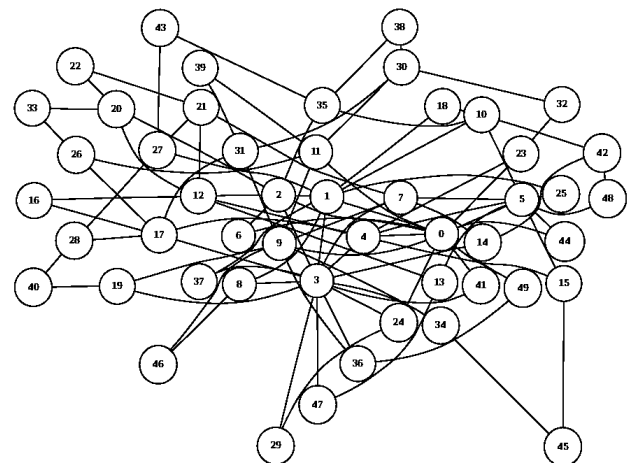


図7 ノード数50, BA モデル

③ GLP(Generalized Linear Preference) model

GLP モデルとは線形モデルであり、上記のように一部のノードにリンクが偏ったモデルである。

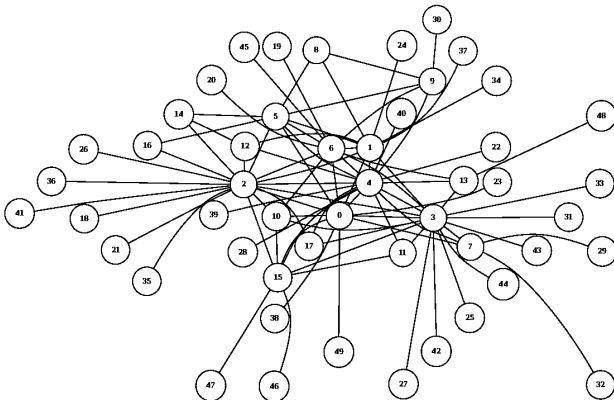


図8 ノード数 50, GLP モデル

図 6-8 のモデル毎に見ると、ネットワークトポロジーは大きく相違している。上記のトポロジー情報に基づいて、CPLEX を用いて厳密解を求めた時の処理時間を計測する。全てのルータにエージェントが 1 台いると想定し、エージェント間(接続ルータ間)の経路を Dijkstra 法により求め、最大被覆問題を計算する。GLPK ソルバと CPLEX ソルバの処理時間を比較し、各トポロジーを被覆するために必要な計測パス数を汎用サーバ(Intel Xeon CPU 2.33GHz, 8GB Memory)より求めた。表 2 に示す。

表 2 各トポロジーにおける選択経路数、処理時間

ノード	モデル名	glpk(sec)	CPLEX (sec)	計測パス数
100	Waxman	4.6	0.11	30
	BA	2.5	0.1	34
	GLP	0.6	0.1	43
200	Waxman	82.5	0.63	57
	BA	54.4	0.52	70
	GLP	7.3	0.46	87
300	Waxman	382.4	2.03	80
	BA	326.4	1.41	111
	GLP	35.8	1.10	87
400	Waxman	1507.1	3.90	117
	BA	775.7	2.75	147
	GLP	100.7	2.39	168

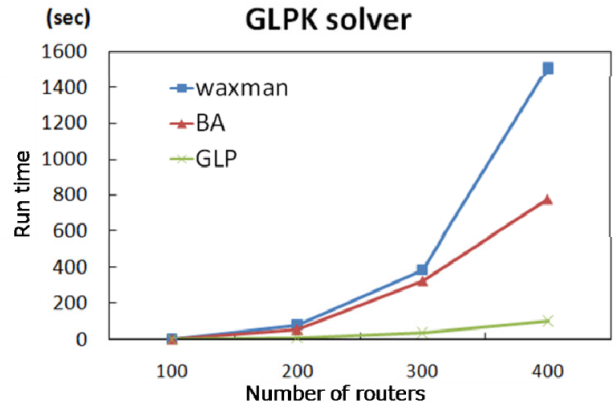


図 9 GLPK ソルバにおける処理時間の比較

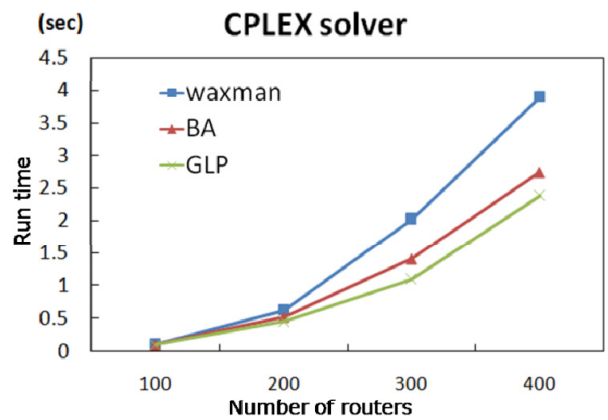


図 10 CPLEX ソルバにおける処理時間の比較

i. GLPK, CPLEX における処理時間

図 9, 10 に示す各モデルの処理時間をみると、ノード数が増えるにつれて指数関数的に増加する。GLPK と CPLEX ソルバを比較すると処理速度に数百倍程度の差があり、GLPK ソルバに関しては計算が終わるまでに Waxman モデルでは 1507 秒, BA モデルでは 775 秒, GLP モデルでは 100 秒と提案システムに実装できない。しかしながら、各モデルでの処理時間に着目すると、Waxman モデルは GLP モデルの 15 倍, BA モデルでは 2 倍程度、必要になる。厳密解を求めた場合、処理時間に関しては、ネットワーク構成に大きく依存することがわかる。

図 6 の Waxman モデルを見ると各ルータはリンク数 2 つ以上持っているため、どのルータもエージェントに選ぶことが可能であり、ネットワーク全体を網羅する経路の選択方法は、数多く存在するために複雑になる。また、図 8 の GLP モデルを見ると、リンク数 1 つのルータが数多く存在し、このルータは計測パスの経路両端に選ばれる。このことから、被覆するための制約条件が発生し、

他のモデルと比較すると処理時間が早くなり、計測パスの数は増加すると考えられる。

図 10 より CPLEX ソルバの性能を見ると、各ネットワークモデルで処理時間に若干の差があるものの、ルータ数 400 に対しても 4 秒程度で計算することが可能である。このことから、先に示した通り、監視対象ネットワークのトポロジーに依存するが、小規模から中規模のネットワークに対しては、欲張りアルゴリズムと同様に、リアルタイムな計測制御に有効であると考えられる。厳密解を計算することで、ネットワーク内を最小限のエージェントで被覆することが可能であり、また、ネットワーク全体を被覆できるか否かを判断することができる。

ii. 計測パスの数

下記の図 11 は、全てのルータにエージェントが 1 台いると想定し、経路情報を基に最小限の計測パス数を求めた。ノード数 100 個の時、Waxman モデルで 30 パス、BA モデルで 34 パス、GLP モデルで 43 パスである。これより、ルータ数 100 個のネットワークを完全に被覆するためのエージェント数は、経路両端に必要であることから、60~86 台程度となる。また、ノード数と計測パス数は比例関係にある。このことから、ネットワークを分割した場合でも、計測パス数(エージェント数)を増加させることなく監視することが可能である。

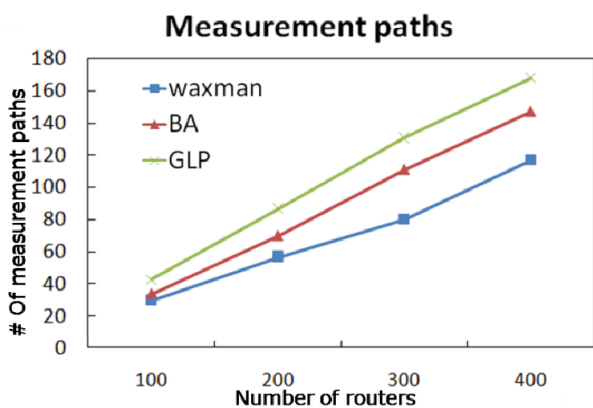


図 11 計測パス数の比較

iii. ルータ被覆率

図 11 では各ネットワークモデルでの計測パス数を求めた。図 12~14 では、図 11 で求めた計測パス数と、無作為にエージェントを選択し、計測した時のルータ被覆率の比較である。

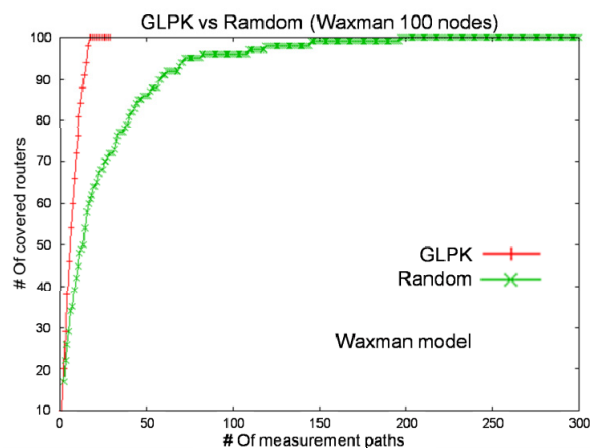


図 12 waxman モデルに対するルータ被覆率の比較

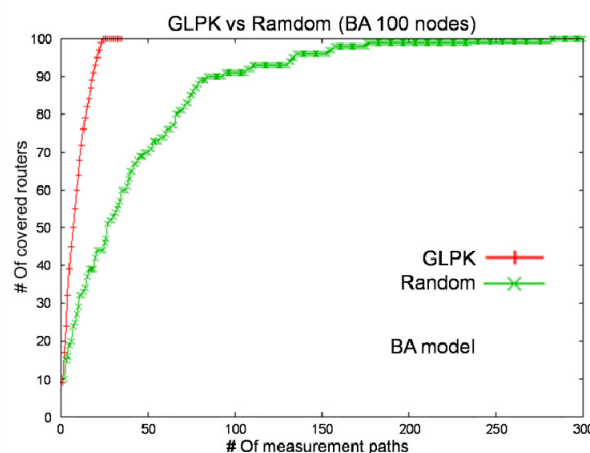


図 13 BA モデルに対するルータ被覆率の比較

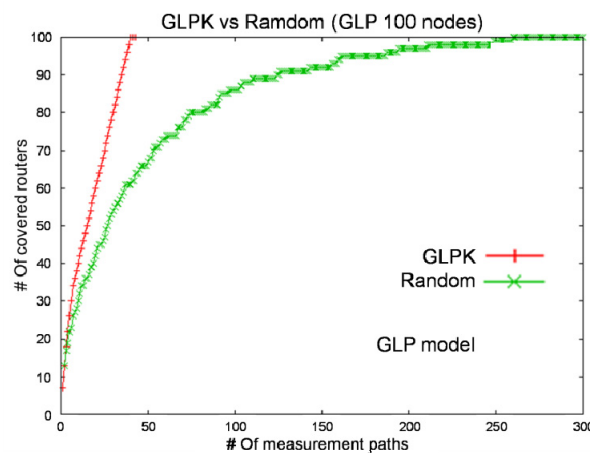


図 14 GLP モデルに対するルータ被覆率の比較

評価結果より、無作為にエージェントを選択した場合、ルータ被覆率が 100 パーセントになるためには、Waxman モデルで約 200 パス、BA モデルで約 280 パス、GLP モデルで約 260 パス程度となる。このことから、無作為に計測パスを選択した場合、100 パス程度で被覆率は 80~90 パーセント程度になるものの、確実にルータを被覆するには、多くの計測パス(エージェント数)が必要である。

しかしながら、GLPK・CPLEX ソルバを用いて厳密解を求めることで、処理に時間がかかるものの、必要なエッジ数、計測パス数を大幅に減少させることができる。

処理時間を考慮する上で、厳密解を計算する場合と欲張りアルゴリズム(GREEDY)を用いて近似解を用いる場合の閾値を決める必要がある。また、図 10 で示した通りトポロジーにも依存するため、一概にネットワークの規模だけで判断することができない。CPLEX ソルバの性能評価を行う必要がある。

4. 考察

● インターフェース・リンク単位の監視

本論文では、3.2 節において、監視対象トポロジーのルータをノード V とする無向グラフとして取り扱い、被覆ルータ数を評価した。しかしながら、実際の ISP の運用においては、ルータのインターフェースやリンクの単位で障害や品質劣化の監視を行う必要があり、より詳細なトポロジーに基づいて計測パスを計算する必要がある。提案システムは、監視対象トポロジー、および、エッジ間間の経路情報をリンク・インターフェース単位に変換することにより、 $|V|$ 、 $|E|$ の増加に伴う計算コストの増大は伴うものの、アルゴリズムの拡張を行わずに、より正確な計測パスの計算が可能となる。

● ルータの優先度付け

3.2 節では、監視対象ネットワーク内の全ルータを同一の重みとして最大被覆問題を扱い、被覆ルータ数を評価した。しかし、2 章で示した最大被覆問題では、各ルータに重み関数 $w(v)$ を付与することにより、特定のノードを優先的に被覆させることが可能である。そこで、以下のような拡張が可能と考えられる。

提案システムでは、エージェントの登録状況に応じて、被覆率が変化するため、常に監視対象ネットワークの全ルータを被覆できるとは限らない。しかしながら、過去の被覆情報に基づいて、各ルータの重みを周期的に更新することにより、より長い時間スケール(e.g. 5 分周期)において、被覆ルータ数を増加させることが可能となる。図 15 は、各計測パス計算周期において、1 つ前の周期に被覆したルータの重みを $1/\alpha$ 倍($\alpha=1.5$)、非被覆ルータの重みを α 倍とした場合の被覆ルータ数および累積被覆ルータ数の変化を示している。図 15 より、1 度の計測で被覆できないルータが次周期以降で被覆されることにより、

累積被覆ルータ数が上昇することが確認できる。ただし、 α の値は、1 回の計測において同時に被覆するルータ数と累積被覆ルータ数との優先度、トポロジーの規模に応じて、ISP 運用者が適切に決定する必要があると考えられる。

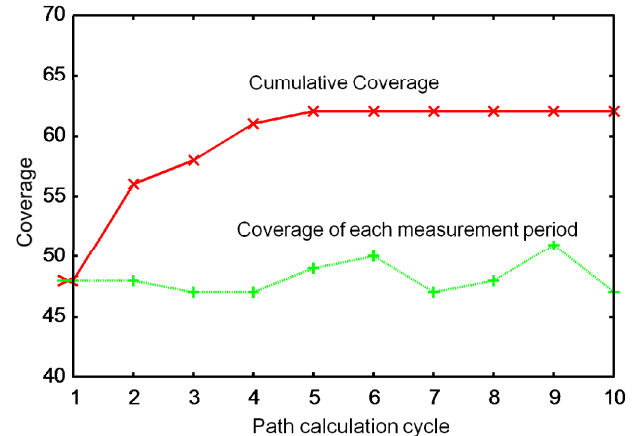


図 15 ルータの優先度付けによる
累積被覆ルータ数

● 通信経路計測機能の拡張

提案システムでは、全エージェント間の通信経路がサーバにて正確に計算できることを前提とし、計測パスの集合を計算する。しかしながら、エージェントが監視対象ネットワークと異なる AS に属する場合、AS 間のルーティングポリシー等の影響により、通信経路の計算結果が正確でない可能性がある。また、同一 AS に属するエージェント間の通信経路に対しても、監視対象ネットワークが冗長構成となっている場合はプローブパケットの通信経路を正確に特定できない場合がある。例えば、OSPF ネットワークでは、同一コストが割り当てられたリンク間でトラフィックを分散させる“Equal-Cost Multipath (ECMP)”が利用される。ECMP の多くの実装では、パケットの IP アドレスやポート番号に基づいてパケットを振り分けるが[23,24]、振り分けルールはルータの実装に依存するため、ECMP が設定されている区間においては、プローブパケットが通過する経路(リンク)を正確に特定できない。このため、これらのエージェント間の品質計測においては、プローブパケットと同様の UDP パケットを利用した traceroute[25]を実行することにより正確な通信経路を計測し、計測パスの計算に反映させる機能拡張が必要になると考えられる。

5. まとめ

本稿では、ユーザ PC 間でパケットロスやジッタをアクティブ計測することにより、低コストに多数の通信品質を計測するシステムを提案した。提案システムにおいて、NP 困難である最大被覆問題に対し、欲張りアルゴリズム (GREEDY) と GLPK・CPLEX を用いた厳密解を計算する 2 つの方法について議論した。GREEDY では処理時間が速いものの、ルータ被覆率においては厳密解に及ばず、また、エージェントの数により確実にルータを被覆できるとは限らない。GLPK・CPLEX を用いた厳密解を求める手法においては、計算処理時間は規模だけでなく、ネットワークポロジに依存することを確認した。このことから、監視するネットワークの規模を想定し、GREEDY を用いる場合と厳密解を計算する場合を選択するため、閾値を決める必要がある。

今後はより大規模な実証実験を実施する予定である。

参考文献

- [1] V. Paxson, A. Adams, and M. Mathis, “Experiences with NIMI,” in Proc. Passive & Active Measurement (PAM), April 2000
- [2] K.C. Claffy, Tracie E. Monk, and Daniel McRobb, “Internet tomography,” Nature, Web Matter. January 1999.
- [3] L. Peterson, T. Anderson, D. Culler, and T. Roscoe, “A blueprint for introducing disruptive technology into the Internet,” in Proc. of the ACM Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets), Princeton, NJ, Oct. 2002, pp. 59–64.
- [4] D. G. Andersen, H. Balakrishnan, M. Frans Kaashoek, and R. Morris, “Resilient overlay networks,” in Proc. of the ACM Symposium on Operating Systems Principles (SOSP), Banff, Alberta, Canada, Oct. 2001, pp. 131–145.
- [5] C. R. Simpson, Jr., and G. F. Riley, “NETI@home: A distributed approach to collecting end-to-end network performance measurements,” in Proc. of Passive & Active Measurement (PAM), Antibes Juan-les-Pins, France, Apr. 2004.
- [6] Y. Shavitt and E. Shir, “DIMES: Let the internet measure itself,” SIGCOMM Computer Communication Review, vol. 35, no. 5, pp. 71–74, 2005.
- [7] Hanemann, A., Boote, J. W., Boyd, E. L., Durand, J., Kudrimoti, L., Lapacz, R., Swany, D. M., Zurawski, J., Trocha, S., “PerfSONAR: A Service Oriented Architecture for MultiDomain Network Monitoring”, In Proc. of International Conference on Service Oriented Computing (ICSOC), Amsterdam, December, 2005
- [8] S. Kalidindi and M. J. Zekauskas, “Surveyor: An infrastructure for Internet performance measurements,” in Proc. of INET’99, June 1999.
- [9] “Active Measurement Project,”: <http://amp.nlanr.net/>.
- [10] “UPnP Forum,”: <http://www.upnp.org/>
- [11] J. Rosenberg, J. Weinberger, C. Huitema, and R. Mahy, “STUN - Simple Traversal of User Datagram Protocol (UDP) Through Network Address Translators (NATs)” RFC 3489
- [12] A. Shaikh and A. Greenberg, “OSPF Monitoring: Architecture, Design and Deployment Experience,” in Proc. USENIX Symposium on Network Systems and Design and Implementation (NSDI), 2004.
- [13] D. Watson, C. Labovitz and F. Jahanian, “Experiences with Monitoring OSPF on a Regional Service Provider Network,” in Proc. IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS), 2003.
- [14] J. W. J. Williams, “Algorithm 232 heapsort,” Communications of the ACM, vol. 7, no. 6, pp. 347–348, 1964.
- [15] M. L. Fredman and R. E. Tarjan, “Fibonacci heaps and their uses in improved network optimization algorithms,” Journal of the ACM, vol. 34, no. 3, pp. 596–615, 1987.
- [16] D. S. Hochbaum, editor. “Approximation algorithms for NP-hard problems,” PWS Publishing Co., Boston, MA, USA, 1997.
- [17] R. Cohen, L. Katzir, “The Generalized Maximum Coverage Problem,” Information Processing Letters, Vol. 108-1, pp. 15-22, September 2008.
- [18] S. Khuller, A. Moss, and J. Naor, “The budgeted maximum coverage problem,” Information Processing Letters 70 (1999), 39-45.
- [19] IQ2000 QoS Monitoring system, Yokogawa Electric Corporation, <http://www.yokogawa.com/tm/data/tm-data.htm>
- [20] A. Medina, A. Lakhina, I. Matta, and J. Byers, “BRITE: An Approach to Universal Topology Generation.” In Proc. of the International Workshop on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunications Systems - MASCOTS’01, Cincinnati, Ohio, August 2001.
- [21] 総務省報道資料：「ブロードバンドサービスに係る

世帯普及率の全国順位」：

<http://www.soumu.go.jp/soutsu/tohoku/hodo/h1907-09/0920d1004.html>

- [22] GNU Linear Programming Kit; <http://www.gnu.org/software/glpk/>
- [23] Cisco express forwarding(cef). Cisco white paper, Cisco Systems., July 2002.
- [24] Junos 6.3 internet software routing protocols configuration guide. www.juniper.net/techpubs/software/junos/junos63/swconfig63-routing/html/.
- [25] B. Augustin, X. Cuvelier, B. Orgogozo, and F. Viger, “Avoiding traceroute anomalies with Paris traceroute,” In Proc. ACM Internet Measurement Conference 2006
- [26] IBM ILOG CPLEX Optimizer:
<http://www-01.ibm.com/software/integration/optimization/cplex-optimizer/>
- [27] 立花 篤男、阿野 茂浩・鶴 正人「ユーザ PC を利用したネットワーク品質計測システム」 電子情報通信学会 信学技報, vol. 110, no. 287, CQ2010-58, pp. 55-60, 2010 年 11 月.