

2021 年度

修 士 論 文

VANETにおける車両位置とリンク状態を考
慮した地理的opportunistic routing

指導教員: 野口 拓

立命館大学大学院 情報理工学研究科

博士課程前期課程 情報理工学専攻

計算機科学コース

学生証番号: 6611200033-0

氏名: 高橋 柊人

内容梗概

本論文は, 筆者が立命館大学情報理工学研究科において行った「VANET における車両位置とリンク状態を考慮した地理的 opportunistic routing」の成果をまとめたものである.

test

目次

内容梗概	i
目次	ii
第 1 章 緒論	1
第 2 章 VANET	2
2.1 概要	2
2.2 車車間通信	2
2.3 路車間通信	2
2.4 ルーティングプロトコル	3
2.4.1 Topology-based routing	3
2.4.2 Geographic routing	4
2.4.3 Opportunistic routing	4
2.4.4 Geocast routing	7
2.5 Local optimum problem	9
2.6 Recovery strategy	10
第 3 章 LSGO	15
3.1 概要	15
3.2 リンク品質の推定	15
3.3 優先度スケジューリングアルゴリズム	16
3.4 RCS 選択アルゴリズム	16
3.5 シャドウイングと RCS 数の影響	17
3.5.1 シミュレーション設定	17
3.5.2 評価項目	18

3.5.3	RCS 数の影響	19
3.5.4	シャドウイングの影響	21
3.5.5	LSGO の問題点	24
第 4 章	車両位置とリンク状態を考慮した地理的 opportunistic routing	26
4.1	概要	26
4.2	前提条件	26
4.3	SIGO: Shadowing-based Intersection Geographic Opportunistic Routing	27
4.3.1	パケットフォーマット	27
4.3.2	Intersection Relay Index (IRI)	29
4.3.3	優先度スケジューリングアルゴリズム	30
4.4	ORS: Opportunistic Recovery Strategy	31
4.4.1	パケットフォーマット	32
4.4.2	RCS に含まれるノードの条件	34
4.4.3	最小角度法	35
4.4.4	優先度スケジューリングアルゴリズム	36
4.5	Geocast routing への拡張	37
第 5 章	性能評価	39
5.1	概要	39
5.2	Opportunistic routing の評価	39
5.3	Recovery strategy の評価	41
5.4	Geocast routing の評価	41
第 6 章	結論	44
	謝辞	44
	参考文献	45

第1章

緒論

高速道路や一般道での無謀な運転や不注意運転によるほかのドライバへの危険が問題となっている。もし、これらの危険行為を行う車両の接近を遭遇する以前に知ることができれば、多くの事故を減らすことができる可能性がある。交通死亡事故の原因の中では、規制速度を超過した場合の割合が 31.6 % [1] と、速度違反が死亡事故につながる事がわかる。また、交通事故死亡者数と取り締まり件数に注目すると、取り締まりが増加すると死者数が減少するデータもある。これらのことから、交通事故の死亡者数を減らすためには、より多くの速度超過の監視が求められる。

そこで本論文では、VANET を用いたブロードキャスト数を最小限に抑えた VANET を用いた速度超過車両検出手法を提案する。速度超過車両の検出確率や、ブロードキャスト数を調査し、有効性を示す。

第 2 章では、VANET の概要を説明し、既存方式について述べる。第 3 章では、VANET を用いた速度推定法、ネットワークトラフィック量の削減を目的としたブロードキャスト制御アルゴリズムについて述べる。第 4 章では、評価方法について述べ、本研究の評価方法を基に検証した結果をまとめる。第 5 章は結論であり、本研究の主な結果をまとめる。

第2章

VANET

2.1 概要

近年, 情報通信技術の発達により, 無線通信を用いて車両間または, 路車間で情報をやり取りすることによって交通事故や渋滞などの道路交通問題の解決を目指す高度道路交通システム (ITS: Intelligent Transport System) が注目を浴びている [?]. ITS の代表的なサービスとして, 渋滞情報と連動した高度なナビゲーションシステム (VICS:: Vehicle Information and Communication System) [?] や, 自動料金収受システム (ETC: Electronic Toll Collection) [?] などがあげられる. これらのサービスを支える技術として, 路車間通信と車両アドホックネットワーク (VANET) がある. 路車間通信は車両が路側機のインフラ設備との無線通信により情報のやりとりを行う. しかし, 路車間通信はインフラ設備の設置にかかる費用と, 設置場所が限定される可能性があるという問題が存在する. 一方, VANET は車両同士で通信を行うためインフラ設備の整備されていない不特定の場所でも通信を行うことが可能になる. VANET のアプリケーションとして, 渋滞回避情報の伝搬, 緊急車両情報の警告など, 安全運転支援に期待されている.

2.2 車車間通信

車車間通信は車両と車両との間で無線通信を行い, 情報のやり取りを行うものである. 車車間通信を図 2.1 に示す. 車車間通信では, 端末同士 (車両同士) で自律的にネットワークを構築し, 宛先に直接通信できない場合には間の車両が中継車両となり, マルチホップ通信を行う. 車車間通信のメリットは固定のインフラを必要とせず車両間のみで通信が可能になり, インフラが存在しない地点で通信が可能になることである.

2.3 路車間通信

路車間通信は, 道路に設置された路側機 (RSU: Road Side Unit) と車両で無線通信を行い 様々な情報の交換を行うものである. 路車間通信を図 2.1 に示す. 路車間通信の代表的なサービスとして VICS (Vehicle Information

and Communication System) や ETC(Electronic Toll Collection) がある。VICS は、各道路に設置されたビーコンから道路交通情報を発信し、車載のカーナビや高速道路の電子掲示板に高速道路の渋滞の情報、区間を通過するための所要時間、駐車場情報などを表示する「ナビゲーションシステム高度化」を目指したサービスである。ETC は高速道路の入り口に設置されている通信機と車載の通信機で無線通信を行い、料金所に止まることなく、自動でスムーズに料金の支払いができるシステムである。料金所での一時停止が渋滞の原因の一つであったが、ETC の導入で渋滞を解消することができた。

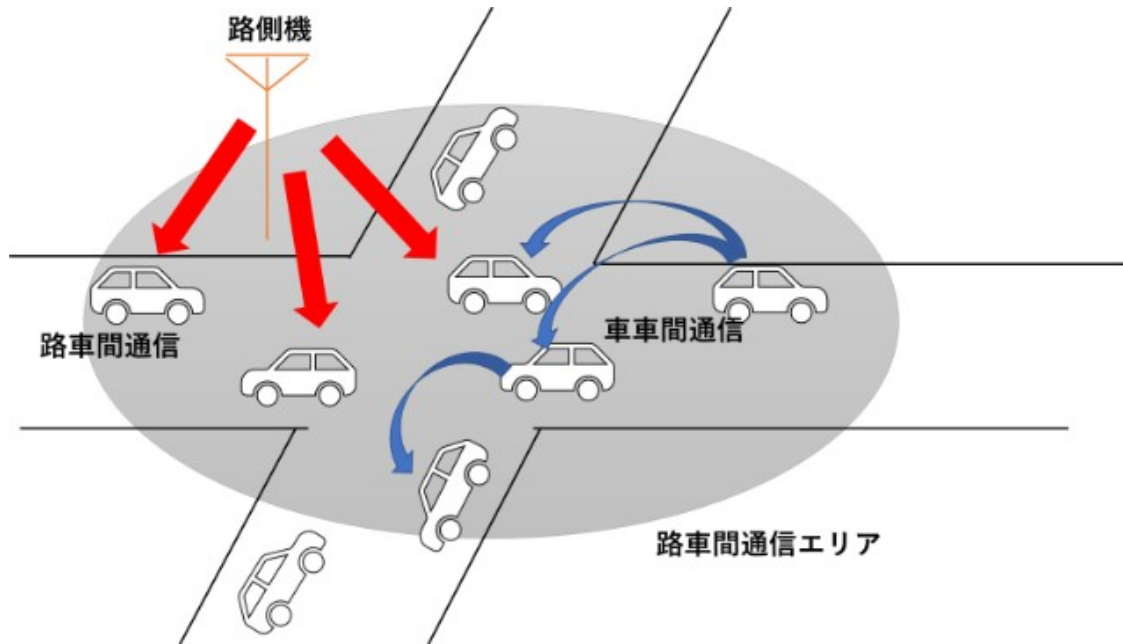


図 2.1: 車車間通信と路車間通信

2.4 ルーティングプロトコル

VANET を都市環境で展開する場合、高速な移動性、不均一な車両密度、樹木や建物による電波の遮断など様々な要件を考慮する必要がある。この様々な要件に対応するため、多種多様なルーティングプロトコルが提案されている [2]。次節以降でそれぞれのルーティングプロトコルの特徴について述べる。

2.4.1 Topology-based routing

Topology-base routing [3-5] は、ネットワークに存在するリンクに関する情報を使用して、パケット転送を行う方式である。Topology-based routing は Proactive 型と Reactive 型に分類できる。前者は、ノード間で周期的な制

御パケットの交換を行うことにより、各ノードがすべての宛先ノードへの経路情報を常時保持する方式である。後者は、最初は経路情報は保持しておらず、通信要求が生じてから、制御パケットを交換し経路情報を作成する方式である。前者と比較して後者は、制御パケットのオーバーヘッドを抑えられるというメリットがある。しかし、これらの Topology-based routing は、ノードが頻繁に移動する VANET においては、経路情報を定期的に変更する必要がある。したがって、制御パケットのオーバーヘッドが増加するため VANET には適していない。

2.4.2 Geographic routing

Geographic routing [6–15] は、隣接ノードの位置情報と宛先ノードの位置に基づいてパケット転送を行う方式である。このタイプのルーティングプロトコルは、Topology-based routing のように確立されたルートを維持する必要がない。したがって Geographic routing は制御パケットを使用する必要がないため、少ないパケット数でトポロジーの変化に対応することができる。Greedy forwarding は Geographic routing において有名な方式の一つである。Greedy forwarding は隣接ノードの中で最も宛先ノードに近いノードを中継ノードとして選択することで、ホップ数やオーバーヘッドの削減を示している。しかし、実際の都市環境では、建物によるシャドウイングや距離による電波強度の低下によりパケットのドロップ率が高くなる可能性がある。

2.4.3 Opportunistic routing

上記のルーティングの問題点を解決できる可能性がある、Opportunistic routing [16] が近年注目を集めている。Opportunistic routing と前述したルーティングプロトコルとの主な違いは固定経路を使用せず、送信ノードが次の中継ノードを1つに決定しないことである (図 2.2)。Opportunistic routing ではブロードキャストの性質を利用し、受信したノード同士が協調しパケットを再ブロードキャストするか否かを決定することでパケット到達率の向上とオーバーヘッドの削減を果たしている。

Opportunistic routing は主に次の4ステップで構成されている。

- 中継候補ノードセット (RCS) の選択
- RCS の優先順位を決定
- RCS へのブロードキャスト
- 優先順位に応じた再ブロードキャストをするか否かの決定 (RCS 同士の協調)

図 2.3, 2.4 に Opportunistic routing の基本モデルを示す。 N_s が送信ノード、 N_d が宛先ノードである。送信ノード N_s は RCS として $N_1 \sim N_n$ を選択する。次に送信ノードは選択した RCS それぞれに優先順位を指定してパ

ケットをブロードキャストする。受信した $N_1 \sim N_n$ のノードはそれぞれ自身の優先順位を確認し、中継タイマー(待ち時間)を設定する。中継タイマーは優先順位が高いノードほど早くタイムアウトするように設定し、タイマーが切れたノードから再ブロードキャストを行う。自身の中継タイマーが切れる前に自身より優先順位が高いノードの再ブロードキャストを受信した場合、自身の再ブロードキャストをキャンセルし、冗長なパケットの増加を防ぐ。

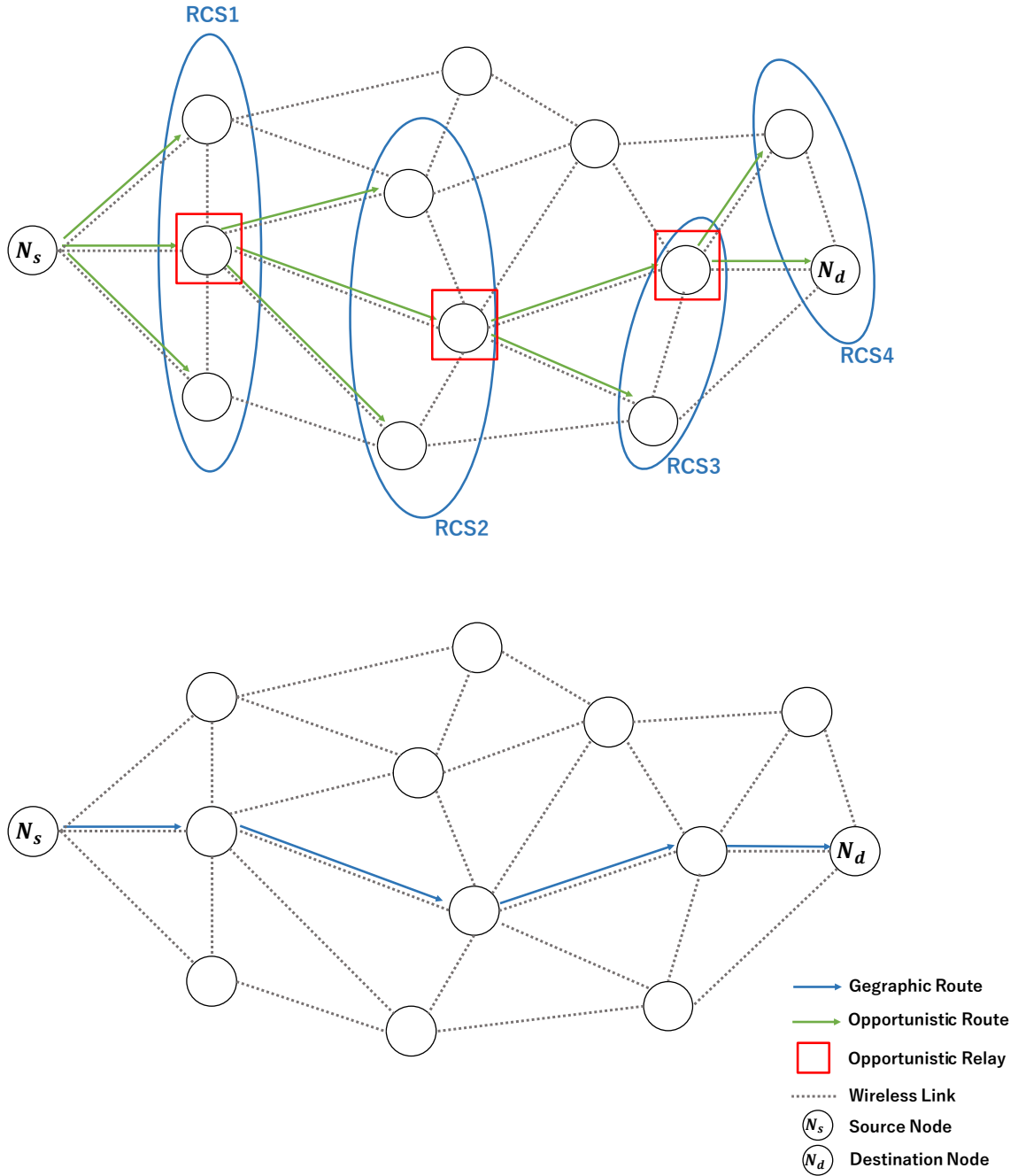


図 2.2: Geographic routing と Opportunistic routing

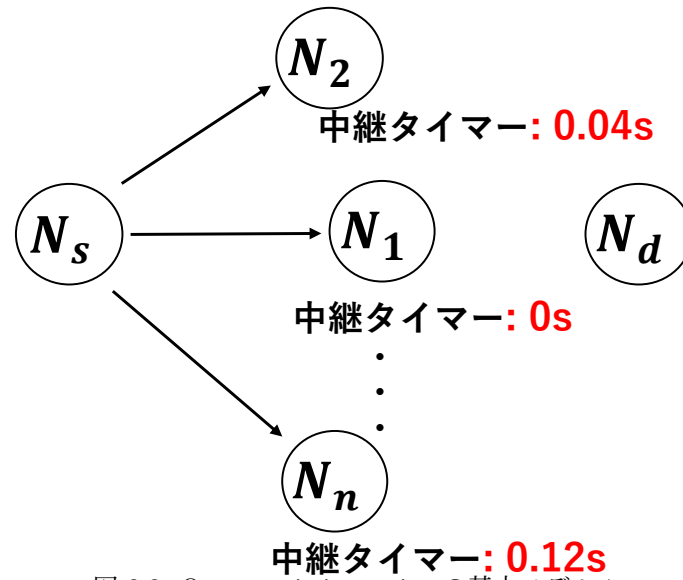


図 2.3: Opportunistic routing の基本モデル 1

再ブロードキャストキャンセル

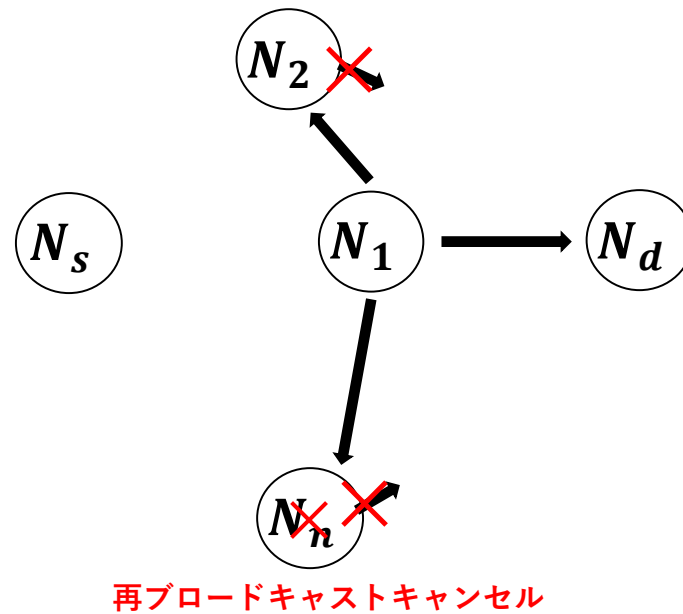


図 2.4: Opportunistic routing の基本モデル 2

これらのことから, Opportunistic routing において, 優先順位決定アルゴリズムが通信性能に直接影響を及ぼすことがわかる.

代表的な Opportunistic routing として Opportunistic multi-hop routing for wireless networks (EXOR) [16] が

提案されている。これは、RCS の優先順位を決定するメトリックとして、Expected transmission cost(ETX) [17] を用いている。しかし、ETX 値は VANET の性質であるノードのランダムで高速なモビリティを考慮していないという問題がある。

そこで、新たに VANET に適した ETX 値を考案した Link state aware geographic opportunistic routing protocol(LSGO) [18] が提案された。LSGO では、VANET 用に最適化された ETX 値を RCS の優先順位を決定するメトリックとして使用し、パケット到達率の向上、エンドツーエンド遅延の減少を実現している。また、Collision-aware opportunistic routing protocol (SCAOR) [19] では、パケットの衝突でネットワークパフォーマンスを低下させる問題を防ぐために、ノード密度パラメータを RCS の優先順位を決定するメトリックとして追加した。その結果、高速道路において EXOR や LSGO に比べ通信性能が向上することを示している。Hybrid opportunistic and position-based routing protocol (OPBR) [20] では、パケットが RCS に到達しない場合、遅延が増加するという問題を解決するために、隣接ノードの位置情報からリンクの切断を推測した。この結果パケット到達率の向上、エンドツーエンド遅延の減少を示している。

しかし、既存の opportunistic routing の多くは、都市環境を想定して考案されているが、性能評価で建物によるシャドウイングの影響が考慮されておらず、通信性能を過大評価している可能性がある。また、これによりシャドウイングの影響を考慮したルーティングプロトコルが設計されていない可能性がある。

そこで、本研究では、既存 opportunistic routing である LSGO をネットワークシミュレータ NS-3 [21] のシャドウイングモデルである Obstacle Shadowing Model [22] を用いて評価し、建物によるシャドウイングが起こる場合と起こらない場合の通信性能を検証し、問題点を明らかにする。

2.4.4 Geocast routing

これまでの節では、ある特定ノードにデータを届ける Unicast routing protocol を紹介した。本節では、ある特定領域にいる全ノードにデータを届ける Geocast routing protocol [23] について紹介する。特定領域にいる多くのノードに情報を届けるために、最も単純な方式がフラッディング手法である。しかし、フラッディング手法はパケットを受信したすべてのノードがブロードキャストをするため、ブロードキャストストームの発生する確率が高まる。そこで、宛先方向へのフラッディングを行う指向性フラッディングがある。指向性フラッディングの代表例として、Location-Based-Multicast (LBM) [24] が提案されている。LBM では、宛先領域 (Geocast Region) と転送エリアを表す (Forwarding Region) を用いる LBM scheme1、データパケットを受け取ったノードが、自身と宛先領域の中心座標との距離を算出し、自身が送信ノードより宛先領域の中心座標に近い倍のみデータパケットを転送する LBM scheme2 の2種類の転送手法が手案されている。scheme1, scheme2 の動作例を図 2.5, 2.6 に示す。

LBM Scheme1

Scheme1 の手順を以下の (1)～(4) に示す.

手順 1 ソースノード S は, 矩形領域 $OPQB$ を Geocast region として指定する.

手順 2 S は, 自身と Geocast region を含む最小の矩形 $ASCB$ を Forwarding Region として指定する. その後, Forwarding Region の情報を含めたデータパケットをフラッディングする.

手順 3 データパケットを受信したノードは, 自身が Forwarding Region 内にいる場合, 自身と Geocast Region を含む Forwarding Region を再設定しフラッディングを行う. 自身が Forwarding Region 外にいる場合, データパケットを破棄する.

手順 4 Geocast Region に到達するまで手順 3 を繰り返す.

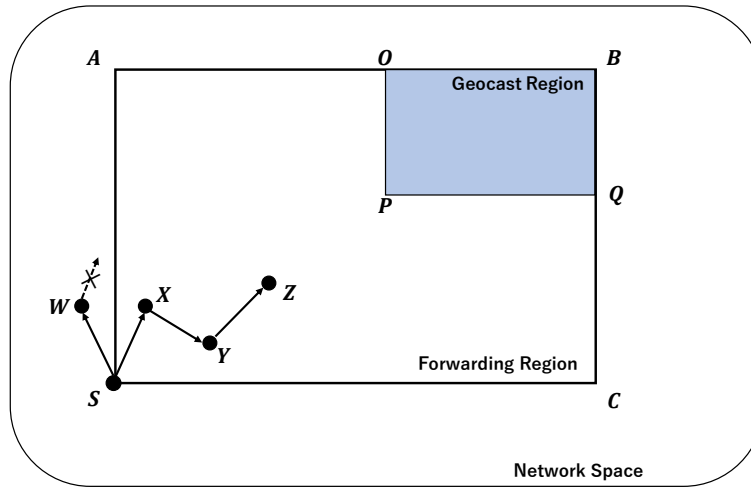


図 2.5: LBM:scheme1

LBM Scheme1

Scheme2 の手順を以下の (1)～(3) に示す.

手順 1 ソースノード S は, Multicast Region の中心座標と自身の位置情報を含めたデータパケットをフラッディングする.

手順 2 データパケットを受信した各ノードは, 1 ホップ前のノード (ノード X の場合のノード S) の位置情報と, 自身の位置情報を確認し, それぞれの Multicast region の中心座標までの距離 ($Dist$) を算出する. 1 ホップ前のノードより自身が Multicast region の中心座標に近い場合, データパケットに自身の位置情報を再設定しフラッディングを行う. 例えば, 図の場合 $Dist_x < Dist_s$ の関係が成り立つため, ノード X はノード S からパケットを受

信した場合, フラッディングを行う。しかし, $Dist_x < Dist_y$ の関係が成り立つ, ノード X からのパケットをノード Y が受信した場合, データパケットを破棄する。

手順 3 Geocast Region に到達するまで手順 2 を繰り返す。

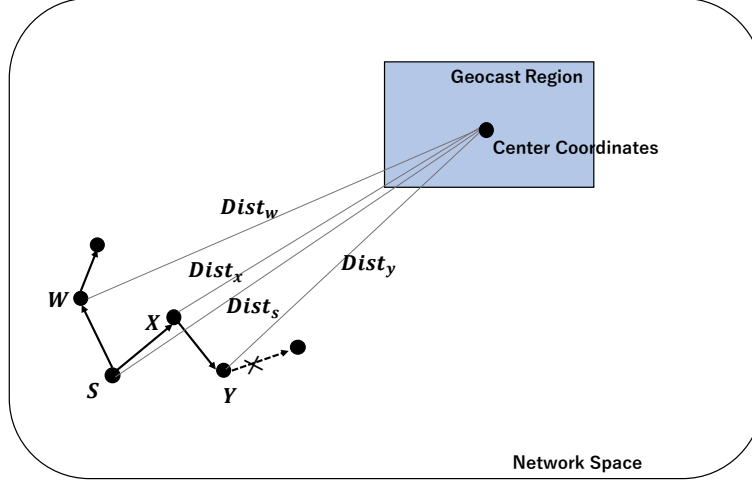


図 2.6: LBM:scheme2

本研究では, 提案する Opportunistic routing を拡張し, Geocast routing においても有効であることを示す。

2.5 Local optimum problem

2.4.2 節で紹介した Geographic routing の既存研究では, 各送信ノードは自分より宛先ノードに近い隣接ノードの中から中継ノードとして最適なノードを 1 つ選択する。同様に 2.4.3 節で紹介した多くの VANET 用に設計された Opportunistic routing においても, 各送信ノードは自分より宛先ノードに近い隣接ノードの中から CRS を選択する。しかし, 時には自分より宛先ノードに近い隣接ノードが存在しない場合が発生する。この問題を Local optimum problem [6] と呼ぶ。Local optimum problem は, 図 2.7 のように建物による電波の遮断が起きやすい都市環境では発生確率が上昇する。したがって, 特に VANET において自分より宛先ノードに近い隣接ノードから中継ノードを選択するタイプのルーティングでは, この問題を防ぐアプローチと発生した場合の対処法 (recovery strategy) の考案が必用である。

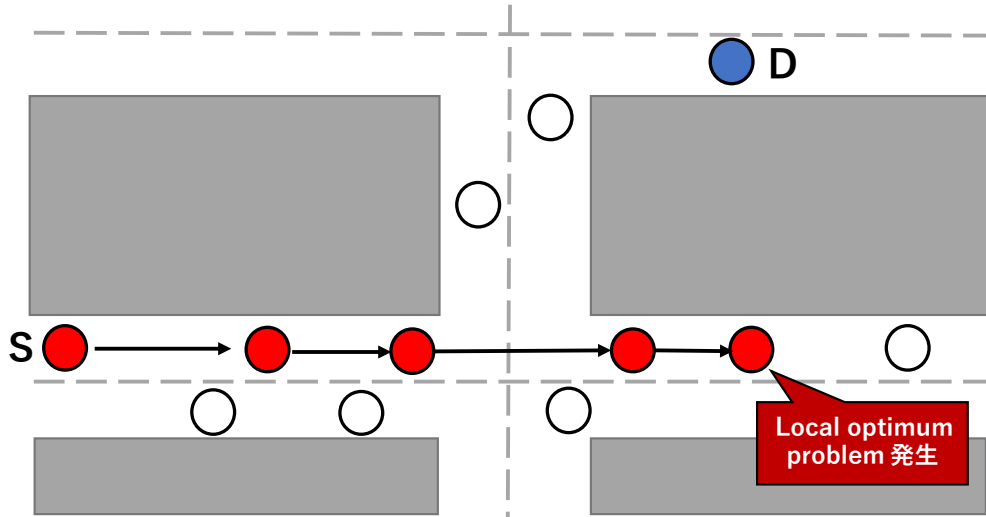


図 2.7: Local optimum problem

2.6 Recovery strategy

前節で説明した Local optimum problem がルーティング中に発生した場合、これに対処する中継戦略が必要となる。これを Recovery strategy [25] と呼ぶ。recovery strategy の基本モデルを図 2.8 に示す。 N_1 で Local optimum problem が発生する。次に N_1 は、自身の位置情報をパケットに加え recovery strategy を開始する。 recovery strategy は、Local optimum problem が発生したノード (N_1) の位置より宛先に近いノードにパケットが到達するまで繰り返される。 N_2 までパケットが到達した場合 N_2 は N_1 よりも宛先に近いため、元の中継を開始する。

代表的な recovery strategy として Greedy perimeter stateless routing (GPSR) [6] の perimeter forwarding と呼ばれる recovery strategy が提案されている。 perimeter forwarding の例を図 2.9 に示す。 perimeter forwarding ではグラフ理論で古くからよく知られている右手の法則を使用する。この図では送信ノード S が宛先ノード D に最も近いいため Local optimum problem が発生している。この場合、送信ノードは自分と宛先ノードを結んだ線から反時計回りに隣接ノードを探索し、最初に発見したノードに対してパケットを送信する。 perimeter forwarding の 2 ホップ目以降では、1 ホップ前のノード (ノード x の場合はノード S) と自ノードを直線で結び、この直線から半時計回りに探索したノードに対してパケットを送信する。これを繰り返すことにより迂回ルートを構築することが可能になる。しかし、右手の法則を使用する場合、すべてのエッジが交差していない必要がある。例えば図 2.10 のようなエッジ (リンク) の接続状態の場合 ($x \rightarrow u \rightarrow z \rightarrow w \rightarrow u \rightarrow x$) のようにループが発生する可能性がある。GPSR ではループの原因となるクロスリンクを削除する方式が提案されているが、この方式は障害物が多く存在する都市環境ではネットワークの切断につながる可能性がある。したがって、perimeter forwarding は VANET には適していない。

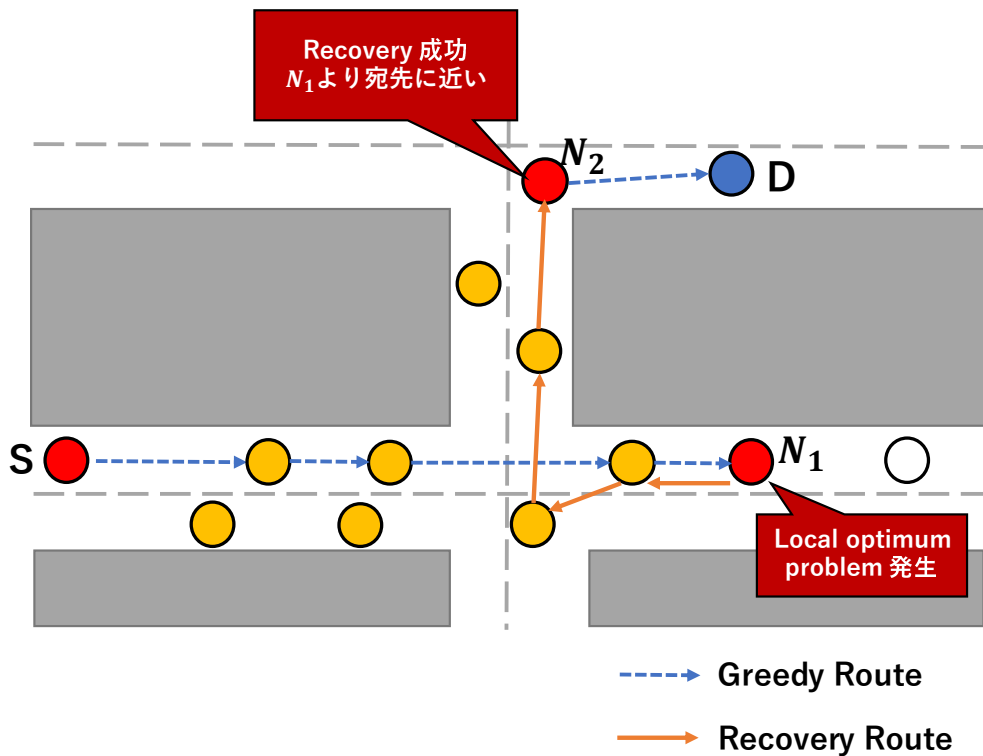


図 2.8: Recovery strategy

GPSR の問題点に対処するため, Greedy Perimeter Coordinator Routing(GPCR) [7] が都市環境用に提案された. GPCR の recovery strategy における主なアイデアは, Coordinator と呼ばれる交差点に位置するノードを中継ノードとして最も優先して選択することである. GPCR の recovery strategy の例を図 2.11 に示す. GPCR の recovery strategy は, 右手の法則を使用した道路の選択と同一道路内の制限された greedy forwarding の2つの手順を繰り返し行う. 図では Local optimum problem が発生したノード S が転送する道路を選択し, 次の交差点を目指し greedy forwarding を行う. パケットが交差点ノード C_1 に到達すると, C_1 は右手の法則を使用し, 転送する道路を選択する. この手順を繰り返す. GPCR では, 各交差点にノードが存在する場合, GPSR のようにクロスリンクによるループは発生しない. しかし, 交差点ノードが存在しない場合ループが発生するという問題が生じる. この問題を解決するため, VANET cross Link Corrected Routing (VCLCR) [26] が提案されている. VCLCR では, 転送中の道路 ID をパケットに格納することで, ルーチングループを検知し, クロスリンクを削除する. しかし, この方式ではパケットに格納すべきデータ量が増加することと, クロスリンクを削除するためのパケット数が増加してしまう問題がある.

Junction-Based Routing (JBR) [27] の recovery strategy では, GPSR や GPCR のような右手の法則ではなく, 新たに最小角度法と呼ばれる手法を用いて中継ノードを選択する. JBR では, 図 2.12 に示すように, 交差点ノード

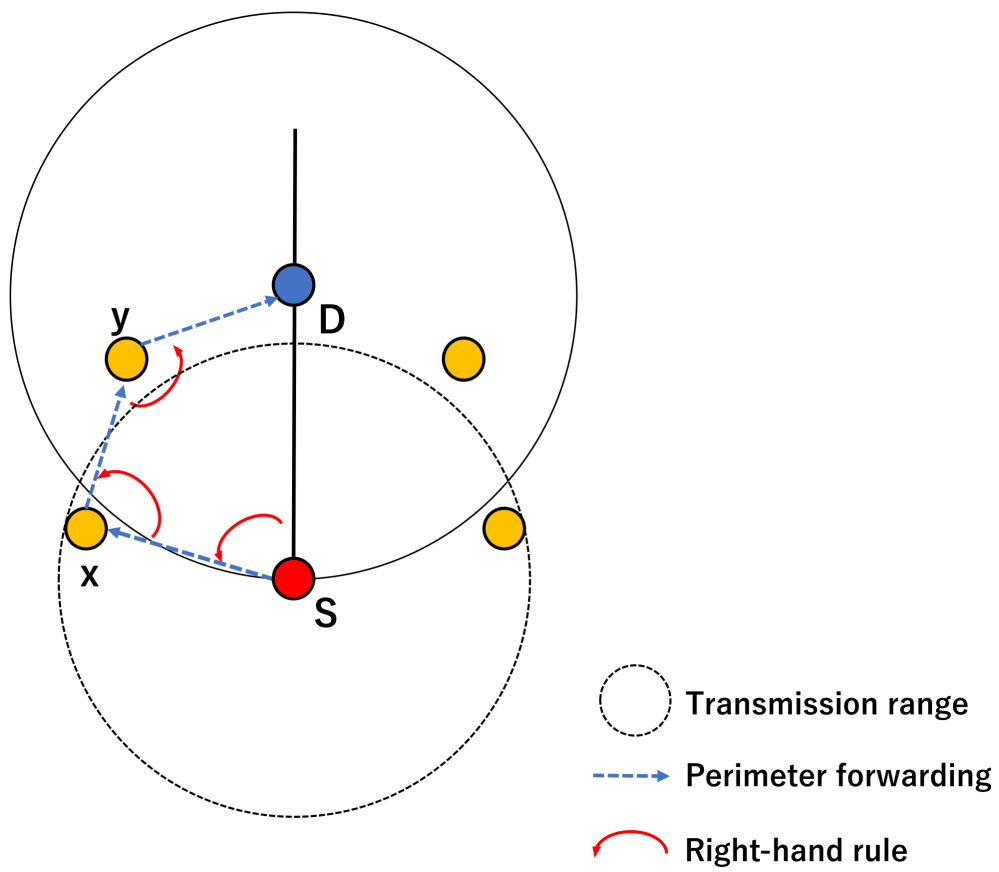


図 2.9: Perimeter forwarding

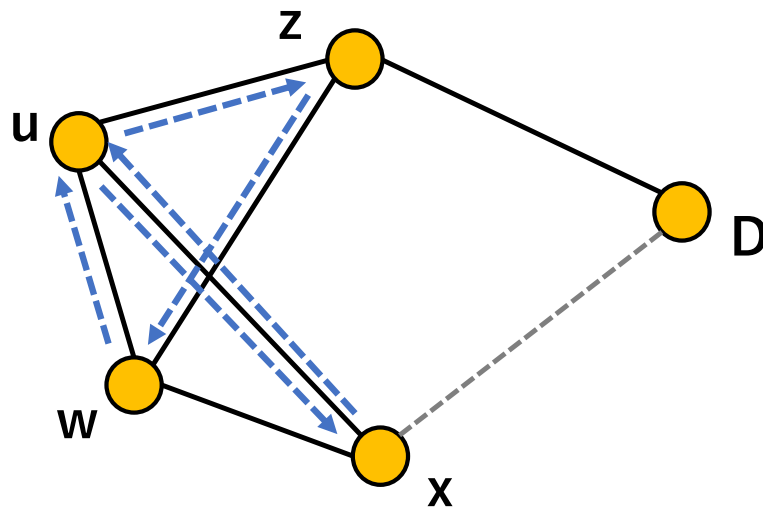


図 2.10: ループが発生する例

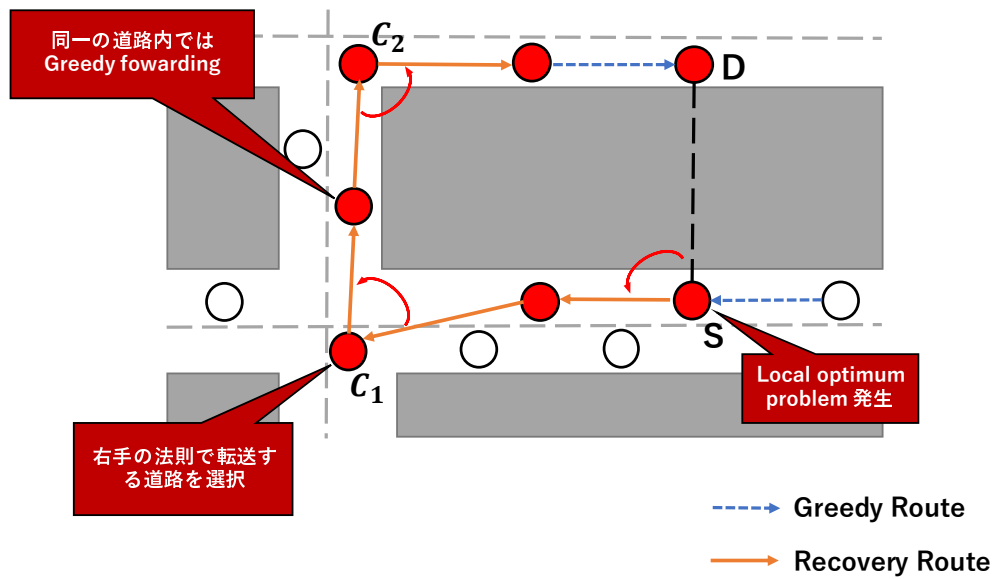


図 2.11: GPCR

までは従来の方式と同様に greedy forwarding, 交差点ノードまでパケットが到達した場合, 交差点ノードは最小角度法に従って中継ノードを選択する. 図の例ではノード B が選択されている. 最小角度法の利点は, 右手の法則のようなループが起きないことである. しかし, JBR や GPCR のように交差点中心の recovery strategy では, 交差点ノードが存在しない場合アルゴリズムが機能しないという問題が発生する. また, JBR や GPCR などの交差点中心の recovery strategy を提案している既存研究の多くは, 建物によって電波が完全に遮断される仮定を基に, アルゴリズムが設計されている. これは現実的な仮定ではない. 本研究ではこれらの recovery strategy の問題に対処する新しいアルゴリズムを提案する.

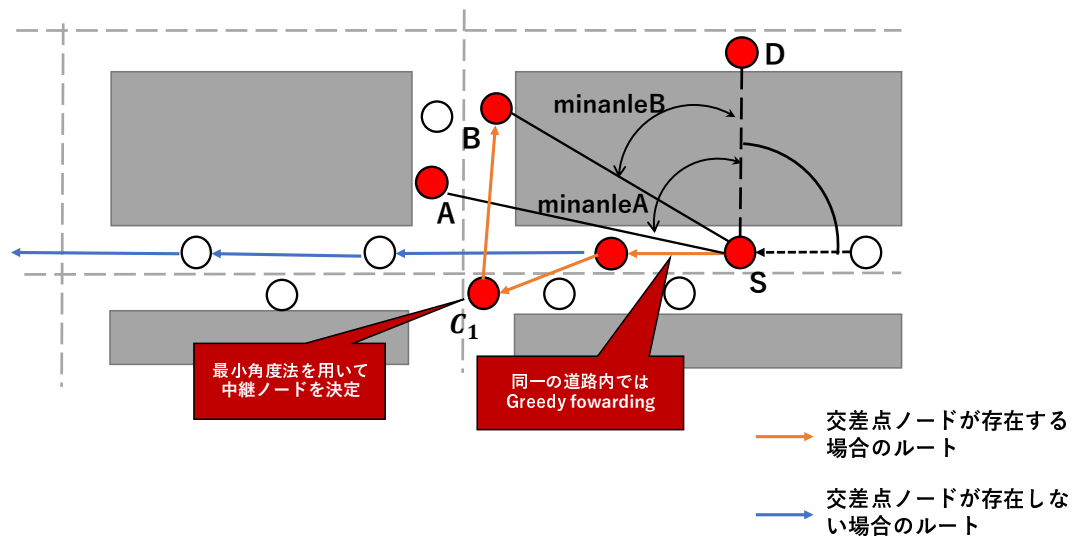


図 2.12: JBR

第3章

LSGO

3.1 概要

LSGO は VANET 用に設計された opportunistic routing では代表的なものの一つである。LSGO では、各ノードは自ノードの ID と現在の位置情報で交際される Hello パケットを定期的にブロードキャストする。これにより各ノードは隣接ノードの情報を得ることができる。送信ノード（ソースノードまたは任意の i ホップ目の中継ノード）は、Hello パケットで取得した情報に基づいて、中継候補ノードセット:RCS の選定とそれらに優先順位を割り当て、データパケットをブロードキャストする。各送信ノードは次節以降で説明する、リンク品質と宛先までの距離の2つのメトリックに従って、RCS の優先順位を決定する。データパケットを受信した各ノードは、自身の ID が含まれているかどうかを確認し、含まれていない場合はパケットを破棄する。含まれていた場合、優先順位をチェックし、次節で説明する優先度スケジューリングアルゴリズムに従ってパケットを再ブロードキャストするか否かを決定する。

3.2 リンク品質の推定

LSGO では、各ノードが Hello パケットを定期的にブロードキャストし、それを用いてリンク品質 ETX を推定する。Hello パケットは、自ノードの ID, X 座標, Y 座標で構成されている。ETX を算出するために、各ノードは近隣ノードから最初に Hello パケットを受信した時間 t_0 を記録する。そして、現在時刻を t , ウィンドウサイズを $w(\text{second})$, Hello パケットの送信間隔を τ とすると、予想伝送確率 $r(t)$ はウィンドウサイズ w で場合分けされ、式 (3.1) で算出される。

$$r(t) = \begin{cases} \text{count}(t, t_0), & 0 < t - t_0 < 1, \\ \frac{\text{count}(t, t_0)}{(t - t_0)/\tau}, & 1 \leq t - t_0 \leq w \\ \frac{\text{count}(t - w, t)}{w/\tau}, & t - t_0 \geq w \end{cases} \quad (3.1)$$

ウィンドウサイズ w は, $r(t)$ を算出する際に, 現在時刻 t より以前に取得した Hello パケットの有効期間である. 例えば, 現在時刻 $t=10(\text{s})$, ウィンドウサイズ $w=5(\text{s})$ とすると, 時刻 5(s) より古い Hello パケットの情報は $r(t)$ を算出する際には用いない. $(t, t_0) / \tau$ は, ウィンドウサイズの間に受信されるべき Hello パケット数であり, $\text{count}(t, t_0)$ は $t \sim t_0$ の期間中に実際に受信された Hello パケットの数である.

各近隣ノードとのリンクの非対称性は考慮せず, 一方向の予想伝送確率 $r(t)$ のみを使用して ETX を計算する. 一方向伝送確率が $r(t)$ であると仮定すると, リンク ETX は式 (3.2) で算出される.

$$ETX = \frac{1}{r(t)^2} \quad (3.2)$$

3.3 優先度スケジューリングアルゴリズム

LSGO では, タイマーベースの優先度スケジューリングアルゴリズムを使用する. このアルゴリズムでは, 最も優先度が高いノードが最初にパケットを送信する. ほかの候補ノードは, 優先順位の高いノードからのパケットを受信すると, 自身のパケットを破棄する. タイマーが期限切れになり, 自身より優先度の高いノードからのパケットを受信していない場合, 送信を開始する. LSGO は以下の式 (4.4) によって, ノード i の優先度が算出される.

$$\frac{D_{sd} - D_{id}}{ETX_i^2}, D_{id} < D_{sd} \quad (3.3)$$

D_{sd} は送信ノードから宛先ノードまでの距離, D_{id} は中継候補ノード i から宛先ノードまでの距離である. $D_{id} > D_{sd}$ の条件を満たさない場合は, 優先度の計算を行わずに RCS から除外する. 式 (4.4) で算出された値が大きいほどノード i の優先順位が高くなる.

3.4 RCS 選択アルゴリズム

Opportunistic routing において RCS に含まれるノード数が多い場合, バックアップリンクの数が多くなるためパケット到達率は向上するが, RCS に含まれるノード同士の協調 (再ブロードキャストキャンセル) がされない確率が高まるというトレードオフが存在する. このため LSGO では, 信頼性を確保しながら, 送信回数を減らすため

に RCS に含まれるノード数を最適化するアルゴリズムが提案されている．式 (4.4) を用いて各隣接ノードの優先順位を $p = 1, 2, \dots, N$ (1 が最も優先順位が高い) とすると, N は次の条件を満たす必要があり, RCS に含まれるノードは $1 \sim N$ に制限される．

$$1 - \prod_{p=1}^N (1 - r_p(t)) \geq R \quad (3.4)$$

式 (3.4) における $r_p(t)$ ($1 \leq p \leq N$) は, 送信ノードが保持する隣接ノード (優先順位 p) に対する予想伝送確率である．式 (3.4) の左辺は送信ノードからのパケットを候補ノード $1 \sim N$ のいずれかのノードが受信すると予想される確率であり, 右辺 R はその確率の閾値である． R が大きいほど, RCS に含まれるノード数が増加し, 小さくなるほど RCS に含まれるノード数が減少する．車両密度が小さい場合や送信ノードと各隣接ノード間の予想伝送確率が低い場合, 式 (3.4) 満たすことができない場合がある．その場合, $D_{id} < D_{sd}$ の条件を満たすすべての隣接ノードが RCS として選択される．また, 送信ノードと各隣接ノードとの予想伝送確率が高い場合, 候補ノード数 N は小さくなるため, 信頼性を確保しながら, 最低限の候補ノード数を選択することができる．

3.5 シャドウイングと RCS 数の影響

本節では, シャドウイングによる電波減衰が起きやすい都市環境において, RCS に含まれるノード数がどのように通信性能に影響を与えるのか, LSGO の RCS 選択アルゴリズムは有効なのかを調査する．また, シャドウイングによる電波減衰が起こる場合と起こらない場合とでの LSGO の通信性能に与える影響を調査する．

3.5.1 シミュレーション設定

シミュレーションパラメータを表 3.1, シミュレーションシナリオを図??に示す．シミュレーションシナリオは交通流シミュレータの SUMO [28] を使用して作成した．シミュレーション開始時に, ランダムな送信ノードと宛先ノードがそれぞれ 10 台ずつ割り当てられ, 通信を開始する．各交差点には信号機を配置し, 図の灰色の領域に建物を配置した．NS-3 の電波伝搬モデルとしてシャドウイングモデルである Obstacle shadowing model [22] を使用した．シャドウイングによる伝搬損失 $L_{s,o}$ は各壁による損失と建物の貫通距離 (m) に基づいて式 (3.5) で算出される．

$$L_{s,o} = \alpha n + \beta d_o \quad (3.5)$$

シャドウイングモデルには 2 つのパラメータが存在する． α は壁あたりの減衰 (db), β は建物の貫通距離あたりの減衰 (db) である．また, n は貫通した建物の壁の数であり, d_o は建物の貫通距離 (m) である．本シミュレーションでは, $\alpha = 10$ dB and $\beta = 0.4$ dB で評価を行った．

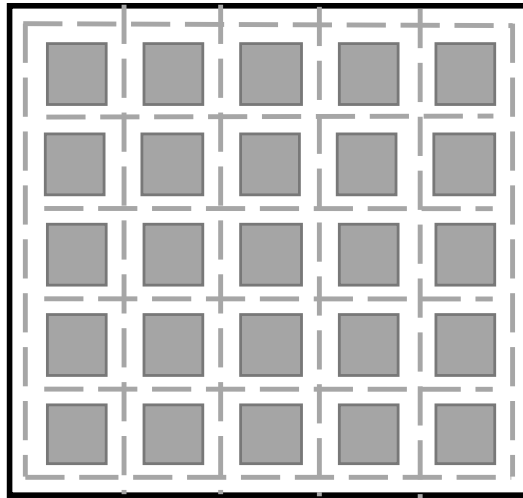


図 3.1: シミュレーションシナリオ

表 3.1: シミュレーションパラメータ

Network Simulator	NS-3 (v3.30)
Traffic Simulator	SUMO
Simulation area	1000m × 1000m
Mobility model	Random mobility
Transmission range	250m
Number of vehicles	200, 300, 400
Radio propagation model	obstacle shadowing model [22]
MAC Layer	802.11p
Packet Size	512 byte
Simulation Time	30 s
hello interval	1 s
Window size w	10 s
shadowing parameter α	10db
shadowing parameter β	0.4db

3.5.2 評価項目

本シミュレーションでは、LSGO の通信性能を評価するためパケット到達率 (PDR), エンドツーエンド遅延 (Delay), オーバーヘッド (Overhead) の 3 つの評価項目で評価した。PDR, Delay, Overhead の算出式をそれぞれ

式 3.6, 3.7, 3.8 に示す.

$$PDR = \frac{D_{recv}}{S_{sent}} \times 100 \quad (3.6)$$

ここで, PDR はソースノード (データパケットを一番初めに生成したノード) から宛先ノードに送信されるパケットの到達率を表す. S_{sent} はソースノードが送信した合計パケット数を表し, D_{recv} は宛先ノードが受信した合計パケット数を表す.

$$Delay = \frac{\sum_{i=1}^N ED_i}{N} \quad (3.7)$$

ここでエンドツーエンド遅延 (秒) は, ソースノードがパケットを送信してから宛先ノードに到達するまでににかかる平均時間を表す. ED_i は, 宛先ノードが正常に受信したパケット $i (1 \leq i \leq N)$ が, ソースノードの送信から宛先ノードに到達するまでににかかる時間を表す. N は宛先ノードが正常に受信したパケット数を表す.

$$Overhead = \frac{N_{sent}}{D_{recv}} \quad (3.8)$$

ここでオーバーヘッドは, 1 データパケットを宛先ノードに届けるためにどれだけのパケット数を費やしたかを表す. N_{sent} はネットワーク全体における各ノードが送信した合計パケット数を表す.

3.5.3 RCS 数の影響

本シミュレーションでは, RCS に含まれるノード数が通信性能にどのように影響するのかを評価した. シャドウイングパラメータ $\alpha = 10$, $\beta = 0.4$, ノード数は 400 に設定した. 図 3.2, 3.3, 3.4 は, RCS 数を変化させたときのパケット到達率, エンドツーエンド遅延, オーバーヘッドを示している. RCS_LSGO は, RCS 数を LSGO のアルゴリズムに従って決定した場合の取得データを示している. 今回のシミュレーションでは, 式 3.4 の閾値 R は, RCS 数が最も多くなる 1.0 に設定した. RCS_1~5 は RCS 数を 1~5 個に設定した時の取得データを示している. また, RCS_1~5 の時の RCS 数は最大値であり, 各送信ノードより宛先ノードに近いノードが設定した RCS 数より少ない場合, 隣接するすべてのノードが RCS に含まれる.

パケット到達率 (PDR)

図が示す通り, RCS 数が増加するほどパケット到達率が向上している. これは RCS 数が多いほど, RCS に含まれるノードのいずれかにパケットが到達する確率が上昇するからである. また, 本シミュレーションシナリオと obstacle shadowing model を用いて評価した場合, LSGO の RCS 選択アルゴリズムの性能が低いことがわかる.

LSGO の RCS 選択アルゴリズムは予想伝送確率を使用して設計されており、予想伝送確率は Hello パケットの受信履歴から計算される。しかし、実際の Hello パケットはデータパケットよりもデータサイズが小さいため、データパケットより高確率で受信される。これがこのアルゴリズムの性能低下の原因だと推測される。

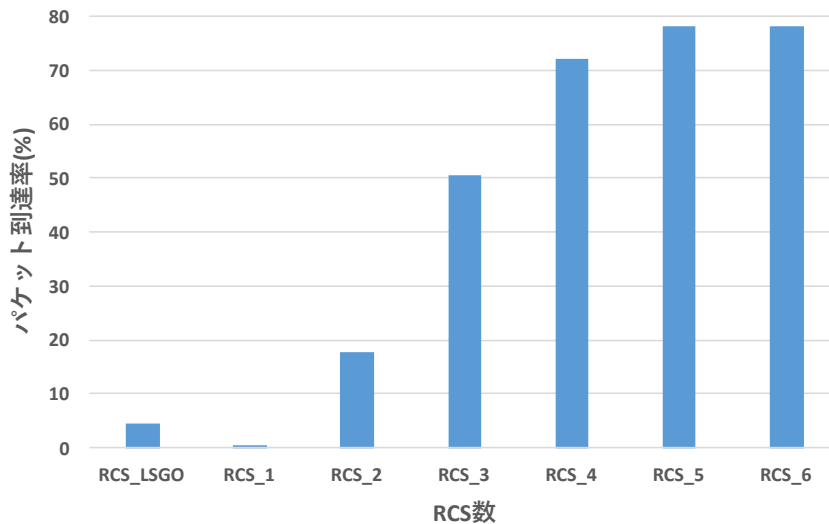


図 3.2: RCS 数の変化にともなう PDR

エンドツーエンド遅延

図が示す通り、RCS 数が増加するほど、遅延は増加している。これは 2 通りの理由が推測される。1 つ目は、RCS 数が少ない場合、ソースノードと宛先ノードの距離が近い場合のみ宛先ノードが正常にパケットを受信したからである。図 3.5 に、送信ノードから宛先ノードまで正常に到達したパケットの平均ホップ数を示す。RCS 数が少ない場合、ホップ数が減少していることがわかる。これは RCS 数が少ない時には、送信ノードと宛先ノードの距離が近い場合に限り、正常にパケットが到達したことを示している。2 つ目は、RCS 数が多いほど、優先順位が低い中継候補ノードのみパケットを受信した場合、優先順位の低いノードほど待ち時間 (中継タイマー) が長いからである。

オーバーヘッド

図が示す通り、RCS 数が増加するほど、オーバーヘッドが減少している。これは RCS が増加するほど、ネットワーク全体における各ノードが送信した合計パケット数は増加しているが、宛先ノードが正常に受信したパケット数も増加したためである。また、ホップ数が著しい RCS 数 1 を除き、RCS 数が増加するほどオーバーヘッドが減少しているが、5 から 6 にかけて少し増加している。これは、5 から 6 にかけて宛先が正常に受信したパケット数に差

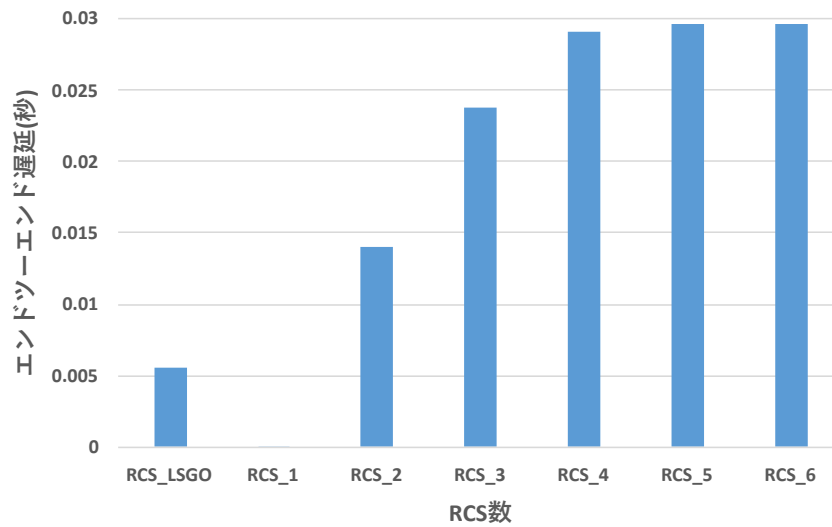


図 3.3: RCS 数の変化にともなうエンドツーエンド遅延

がないのに対して、ネットワーク全体における各ノードが送信した合計パケット数が増加しているからである。したがって、本シミュレーションでは RCS 数 5 の場合が最も効率的である。

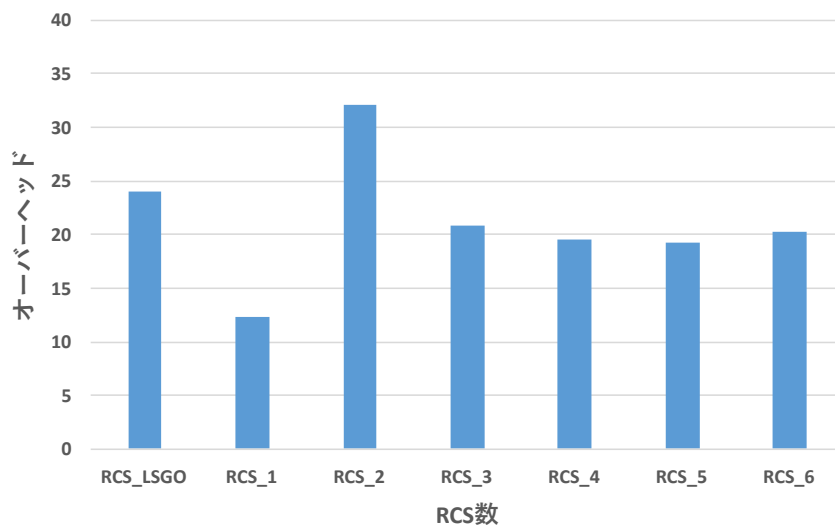


図 3.4: RCS 数の変化にともなうオーバーヘッド

3.5.4 シャドウイングの影響

本シミュレーションでは、建物のシャドウイングによる電波の減衰が起こる場合の LSGO の通信性能に与える影響を評価した。また RCS 数は 5 に設定した。

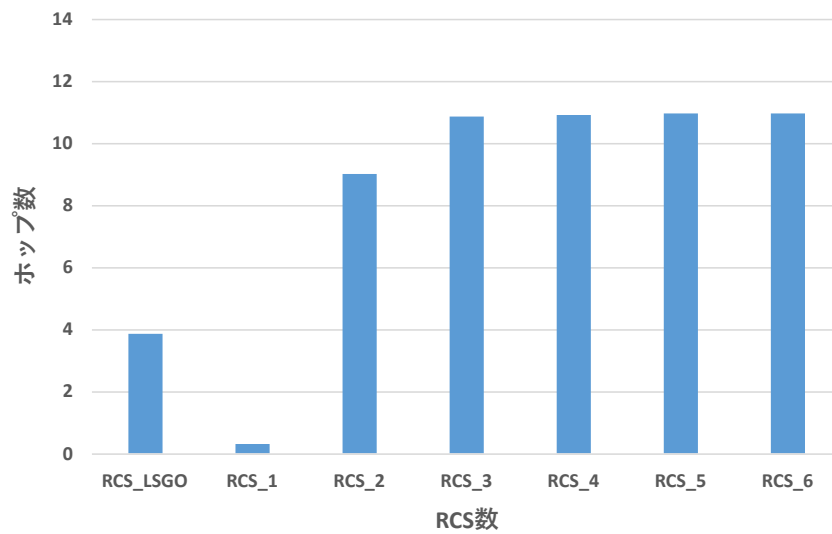


図 3.5: RCS 数の変化にともなうホップ数

パケット到達率

図 3.6 は、ネットワークシミュレーションでシャドウイングの影響を考慮した場合としない場合とでの、パケット到達率を示している。シミュレーションでシャドウイングを考慮した場合、全てのノード数においてパケット到達率が減少している。これは、シャドウイングによる電波減衰が原因だと推測される。

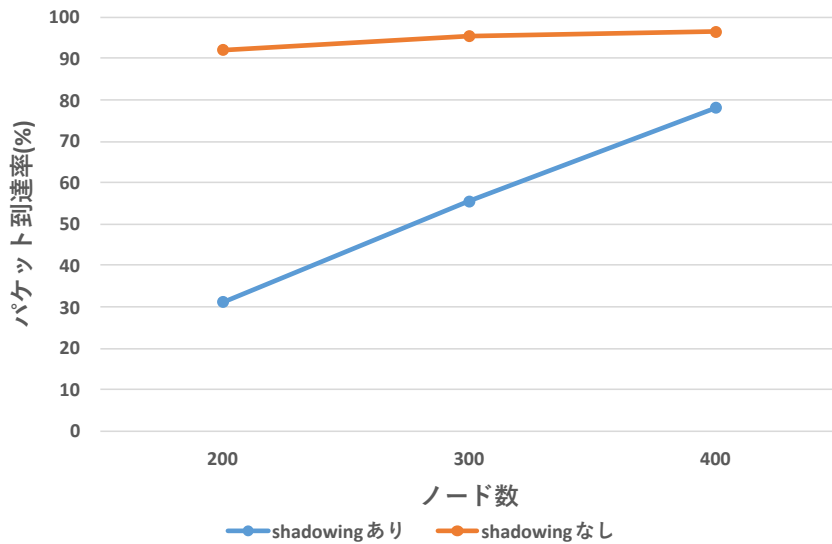


図 3.6: パケット到達率 シャドウイングの有無

エンドツーエンド遅延

図 3.7 は、ネットワークシミュレータでシャドウイングの影響を考慮する場合としない場合とでのエンドツーエンド遅延 (秒) を示している。シミュレーションでシャドウイングを考慮した場合、全てのノード数においてエンドツーエンド遅延が増加している。これはシャドウイングによる電波減衰が起こり、建物を通過するパケットが届きにくくなることで、ソースノードと宛先ノードを直線的に結ぶような経路が形成することが難しくなったことが原因だと考えられる。

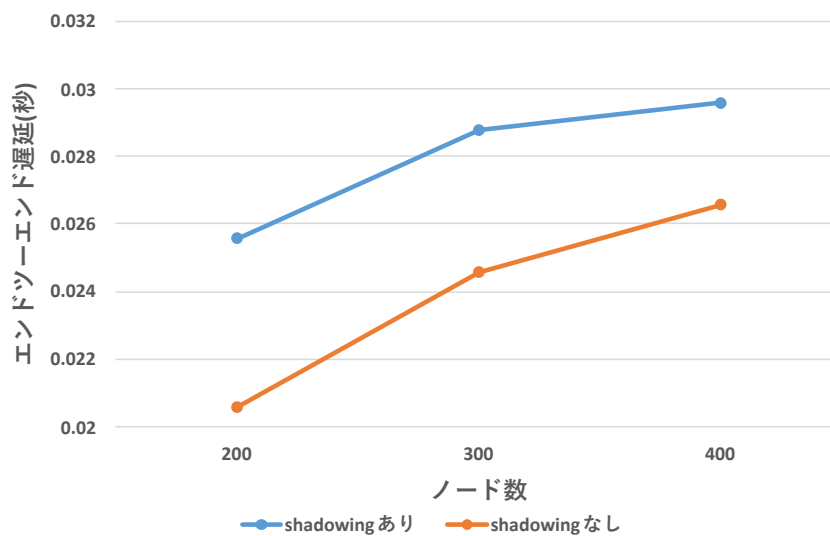


図 3.7: エンドツーエンド遅延 シャドウイングの有無

オーバーヘッド

図 3.8 は、ネットワークシミュレータでシャドウイングの影響を考慮した場合としない場合とでのオーバーヘッドを示している。シミュレーションでシャドウイングを考慮した場合、すべてのノード数においてオーバーヘッドが増加している。これは2通りの理由が推測される。1つ目は、シャドウイングによる電波減衰が起こり、建物を通過するパケットが届きにくくなることで、ソースノードと宛先ノードを直線的に結ぶような経路が形成することが難しくなったため、ホップ数が増加したと推測される。2つ目は、opportunistic routing での送信ノードから指定された RCS に指定されたノード同士が自分より優先度の高いノードからのパケットを建物による電波減衰によって、受け取れない確率が増加し、再転送がキャンセルされていないことが原因だと推測される。

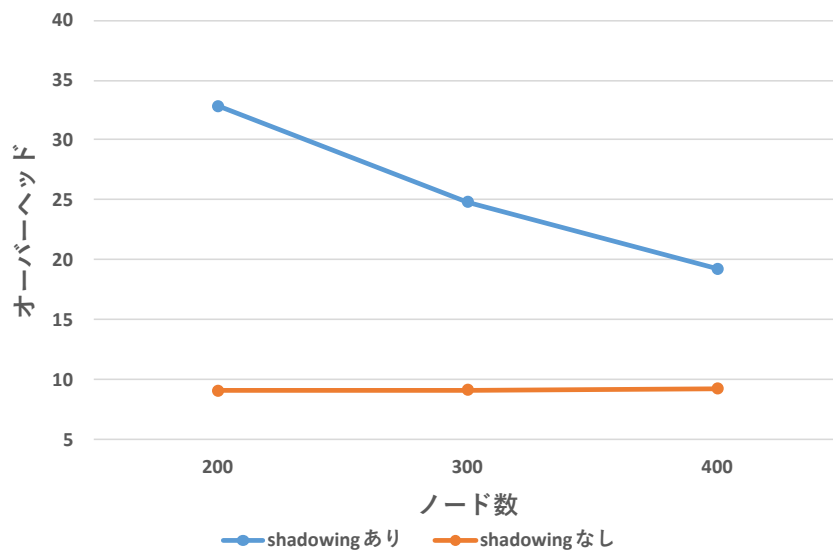


図 3.8: オーバーヘッド シャドウイングの有無

3.5.5 LSGO の問題点

本節では, LSGO の中継戦略の問題点について考察する. LSGO では, 中継候補ノードの優先順位をあて先ノードまでの近さとリンク品質を基に決定する. 問題のあるシチュエーションの一例を図 3.9 に示す.

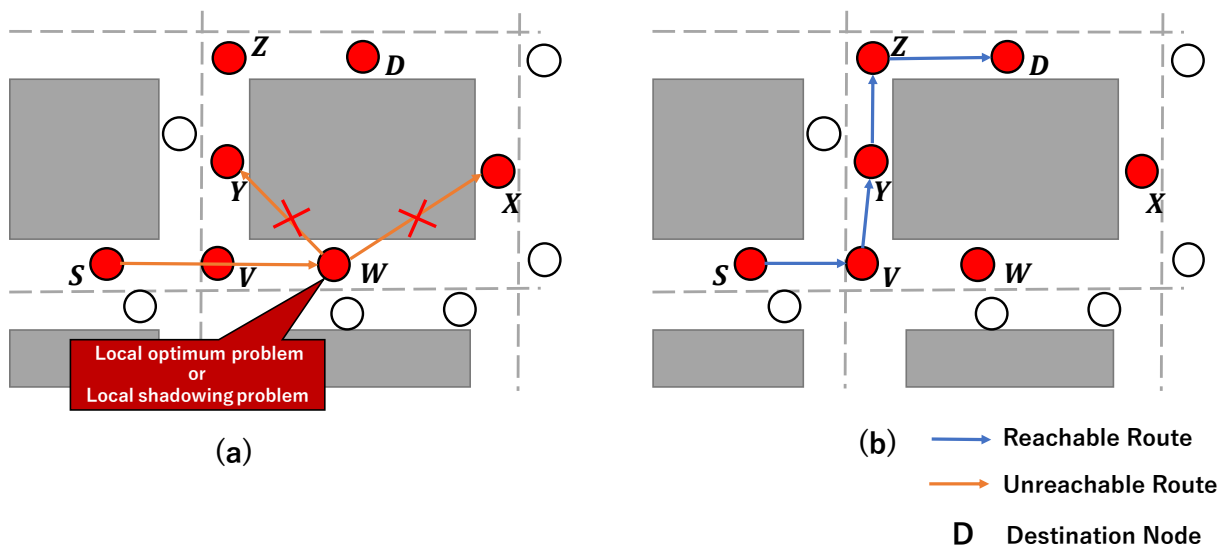


図 3.9: 中継戦略の問題点

図 (a) のように送信ノード S が, ノード W を最も優先度の高い中継ノードとして選択した場合を考える. この場合, ノード W に続く中継ノード (ノード W より宛先に近いノードを選択) は, シャドウイングによりリンク

品質が良くないノード X と Y のみとなる。この問題を Local shadowing problem と呼ぶ。また、シャドウイングの強度が強い場合、 X と Y のリンクが完全に遮断されている場合が考えられる。この場合、2.5 節で紹介した Local optimum problem が発生する。これらのことから、LSGO の中継戦略は、Local shadowing problem や Local optimum problem に陥る可能性が高いことがわかる。この問題は、図 (b) に示すように、ノード V のような交差点ノードを中継ノードとして選択することで回避することができる。

第4章

車両位置とリンク状態を考慮した地理的 opportunistic routing

4.1 概要

本研究では, 以下の 3 つを提案する.

1. シャドウイングを考慮した opportunistic routing(SIGO)
2. シャドウイングを考慮した opportunistic recovery strategy(ORS)
3. 1 の oppotrunicstic routing を基に拡張した geocast routing

1 では LSGO の問題点を解決する opportunistic routing を提案する. 性能評価では, LSGO との比較を行った. 2 では, 既存 recovery strategy の問題を解決する opportunistic recovery strategy 提案する. 提案する recovery strategy と比較手法として JBR を SIGO の recovery strategy として加え比較を行った. 3 では, SIGO と LSGO をそれぞれ geocast routing に拡張し, それぞれの比較を行った.

4.2 前提条件

SIGO では, 以下のような仮定と定義をおいている.

- A *road segment* : 2 つの交差点を結ぶ道路の一部分. (交差点は含めない)
- A ソースノード : 2 つの交差点を結ぶ道路の一部分. (交差点は含めない)
- A 送信ノード : 2 つの交差点を結ぶ道路の一部分. (交差点は含めない)
- A *LSN* : 2 つの交差点を結ぶ道路の一部分. (交差点は含めない)
- All nodes are equipped with GPS and have access to digital maps.

- Each node can identify the road segments and the street intersections where its neighbor nodes exist since it periodically receives hello packets from its neighbor nodes.
- 宛先ノードの位置情報は、何らかの位置情報サービスを利用することを想定する。

4.3 SIGO: Shadowing-based Intersection Geographic Opportunistic Routing

本研究では, shadowing-based intersection geographic opportunistic routing(SIGO) という, シャドウイングを考慮した opportunistic routing を提案する. SIGO では, 中継ノードの優先度を決定するメトリックとして, 宛先ノードまでの距離, リンク品質に加え, 交差点ノードを優先する指標である *IRI*(intersection relay index) を用いる. 最初の2つのメトリックは, 3章で紹介した LSGO と同様の方法で算出する. SIGO では, LSGO と同様に各ノードが定期的に Hello パケットをブロードキャストする. 送信ノードは宛先ノードにパケットを届けるために, Hello パケットで収集した情報に基づいて, RCS の選定と RCS に含まれるノードの優先度情報を含むデータパケットをブロードキャストする. RCS の優先度は後述するアルゴリズムに従って, 決定する. データパケットを受信した各ノードは, パケットに自身の ID が含まれているかどうかを確認し, 含まれていない場合はパケットを破棄する. 含まれている場合, ノードは自身の優先度をチェックし 4.4.4 節で説明する優先度スケジューリングアルゴリズムに従ってパケットを再ブロードキャストするか決定する.

4.3.1 パケットフォーマット

SIGO では, 各ノードが定期的に Hello をブロードキャストして, 隣接ノードのリンク品質と位置を把握する. Hello パケットのフォーマットを図 4.1 に示す.

- *ID*: Hello パケットを送信するノードの *ID*
- *X*: Hello パケットを送信するノードの *x* 座標.
- *Y*: Hello パケットを送信するノードの *y* 座標.

データパケットのフォーマットを図 4.2 に示す. SIGO では制御パケットを使用しないため, 各中継候補ノードに割り当てられた優先度情報がデータパケットに含まれる.

- *SourceId*: ソースノードの ID.

<i>ID</i>
<i>X</i>
<i>Y</i>

図 4.1: Hello パケットフォーマット

- *DstId*: 宛先ノードの ID.
- *Dst_xPos*: 宛先ノードの x 座標.
- *Dst_yPos*: 宛先ノードの y 座標.
- ID_i : 中継候補ノードの優先度 i . $i = 1, 2, 3, \dots$ (数字が低いほど優先順位が高い)
- *Data*: ペイロード部.

<i>SourceId</i>
<i>DstId</i>
<i>Dst_xpos</i>
<i>Dst_ypos</i>
<i>ID₁</i>
<i>ID₂</i>
<i>...</i>
<i>ID_N</i>
<i>Data</i>

図 4.2: SIGO データパケットフォーマット

4.3.2 Intersection Relay Index (IRI)

SIGO では、各送信ノードは以下の 2 つの条件を満たした場合 IRI を算出する。

- 送信ノードよりも宛先ノードに近い交差点ノードが存在する。
- 送信ノードが存在する road segment に隣接する交差点に交差点ノードが存在する。

IRI は以下の手順で算出する。

手順 1: 最も宛先ノードに近い road segment (closest road segment) の選定. 送信ノードは、自分より宛先ノードに近い隣接ノードが存在する road segment の中で、宛先ノードに最も近い road segment を 1 つ選択する。図 4.3 に示すように、最も宛先ノードに近い road segment の算出には、各 road segment の中心座標を用いる。

手順 2: closest road segment への予想伝送確率の算出. 送信ノードは closest road segment に位置するノードの中で、少なくとも 1 つのノードに到達する予想伝送確率 R_p を式 4.1 で算出する。

$$R_p = 1 - \prod_{k=1}^N (1 - r_k(t)) \quad (4.1)$$

ここで、 $r_k(t)$ は、closest road segment に存在するノード k ($1 \leq k \leq N$) の予想伝送確率である。予想伝送確率は、3.2 と同様の方法で算出する。 N は closest road segment に存在するノード数を表す。

手順 3: IRI の算出. 手順 2 で算出した R_p を用いて、隣接交差点ノード i の IRI_i を式 4.2 で算出する。

$$IRI_i = \alpha \frac{\theta_i}{R_p}, \theta_i \geq 45 \quad (4.2)$$

ここで、 θ_i は図 4.4 に示すように、送信ノードと宛先ノードを結ぶ直線と、送信ノードと交差点ノード i を結ぶ直線のなす角度である。 θ_i が大きくなるほど、 R_p が小さくなるほど、 IRI_i は大きくなる。 α ($\alpha > 0$) は、 IRI_i の重み付け係数である。 IRI_i が大きくなるほど、送信ノードは高い確率で交差点ノード i を RCS に含み、高い優先度を与える確率が増加する。提案方式では R_p が小さい場合、交差点ノードが優先される確率が高まる。これは、交差点ノードを介して closest road segment に存在するノード群にパケットを届けることが目的である。また、 θ_i ($\theta_i \leq 90$) が大きい場合、送信ノードは高い確率で交差点ノード i を RCS に含み、高い優先度を与える確率が増加する。これは、 θ_i が大きいとき、宛先までの距離とリンク品質で優先度を算出すると図 4.5 のような優先順位になる確率が高まる。この場合、Local optimum problem になる確率が増加する。したがって、これを防ぐために提案方式では θ_i が大きくなるほど、交差点ノードの優先度が増加するように設計した。また、 θ_i が小さい場合交差点ノードが優先されると、ホップ数が増加し通信制約が低下する問題が発生する。そのため、提案方式では θ_i が 45 より大きい場合のみ、 IRI_i の優先度を算出する。

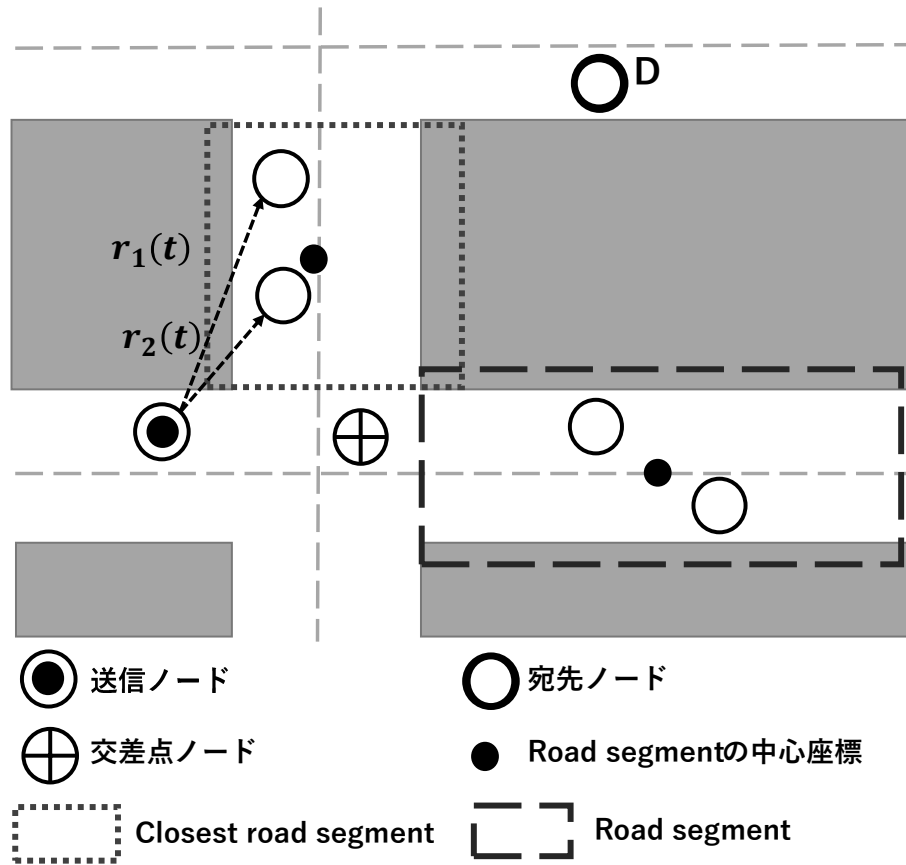


図 4.3: Closest road segment

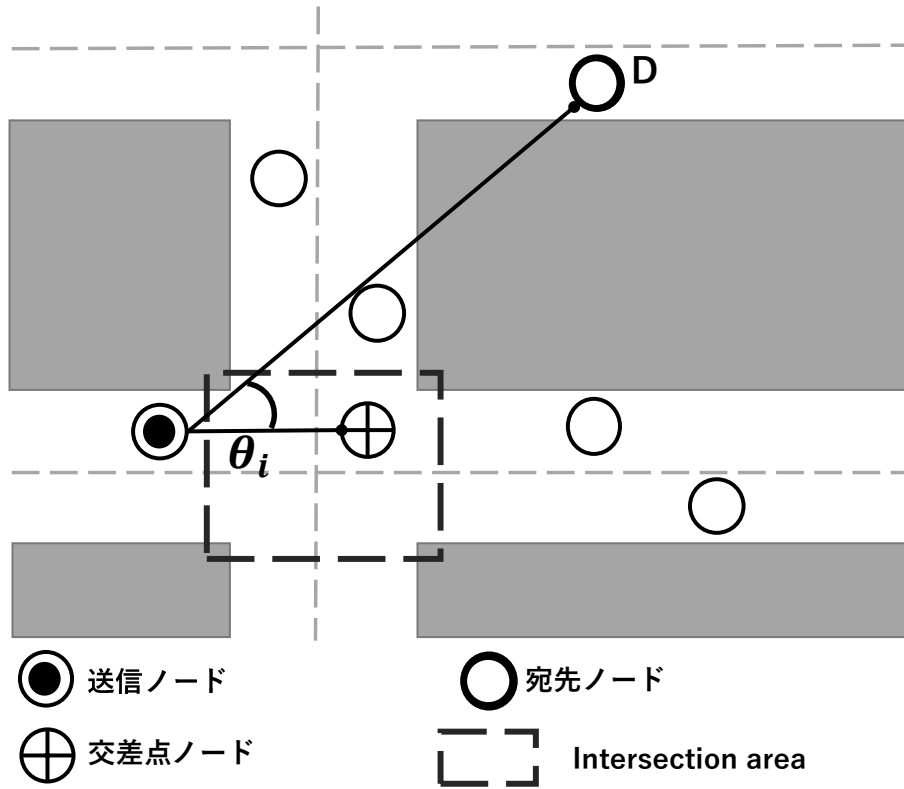
4.3.3 優先度スケジューリングアルゴリズム

SIGO では、タイマーベースの優先度スケジューリングアルゴリズムを使用する。このアルゴリズムでは、最も優先度が高いノードが最初にパケットをブロードキャストする。他の中継候補ノードは、自身より優先度の高いノードからのパケットを受信すると、待機中のパケットを破棄する。タイマーが期限切れになり、自身より優先度の高いノードからのパケットを受信していない場合、RCS の選定、RCS に含まれるノードの優先順位をパケットに含みブロードキャストを開始する。SIGO は、中継候補ノード i の優先度を以下の式 4.3, 4.4 で算出する。

$$\frac{D_{sd} - D_{id}}{ETX_i^2} + IRI_i, D_{id} < D_{sd} \quad (4.3)$$

$$\frac{D_{sd} - D_{id}}{ETX_i^2}, D_{id} < D_{sd} \quad (4.4)$$

ここで、 D_{sd} は送信ノードから宛先ノードまでの距離、 D_{id} は各中継候補ノード i から宛先ノードまでの距離で

図 4.4: 角度 θ_i

ある. $D_{id} < D_{sd}$ の条件を満たさない場合は, 優先度の計算は行わずに RCS から除外する. 式 4.3 はノード i が交差点ノードの場合, 式 4.4 はノード i が交差点ノード以外の場合に適用される. また, 式 4.3, 4.4 で算出された値が大きいほどノード i の優先度が高くなる.

4.4 ORS: Opportunistic Recovery Strategy

提案した Opportunistic routing(SIGO) は, Local optimum problem に陥ることがある. すなわち, 自分より宛先ノードに近い隣接ノードが存在しない場合である. この Local optimum problem を解決するために, recovery strategy が必要である. 本研究では, 従来の中継ノードを一つ選択するユニキャスト型の recovery strategy とは異なり, SIGO と同様に RCS に向けてパケットをブロードキャストする opportunistic recovery strategy(ORS) を提案する. ORS では, SIGO と同様により高い優先度を持つ中継候補ノードからパケットをブロードキャストする. 自身より優先度の高い中継候補ノードからのパケットを受信した場合, 自身の待機中パケットを破棄する. 提案する ORS では, 中継候補ノードの優先度を決定するメトリックとしてリンク品質と JBR で提案された最小角度法を用いる. 最初に Local optimum problem に陥ったノードを LSN, LSN にパケットを送信したノード (LSN の 1

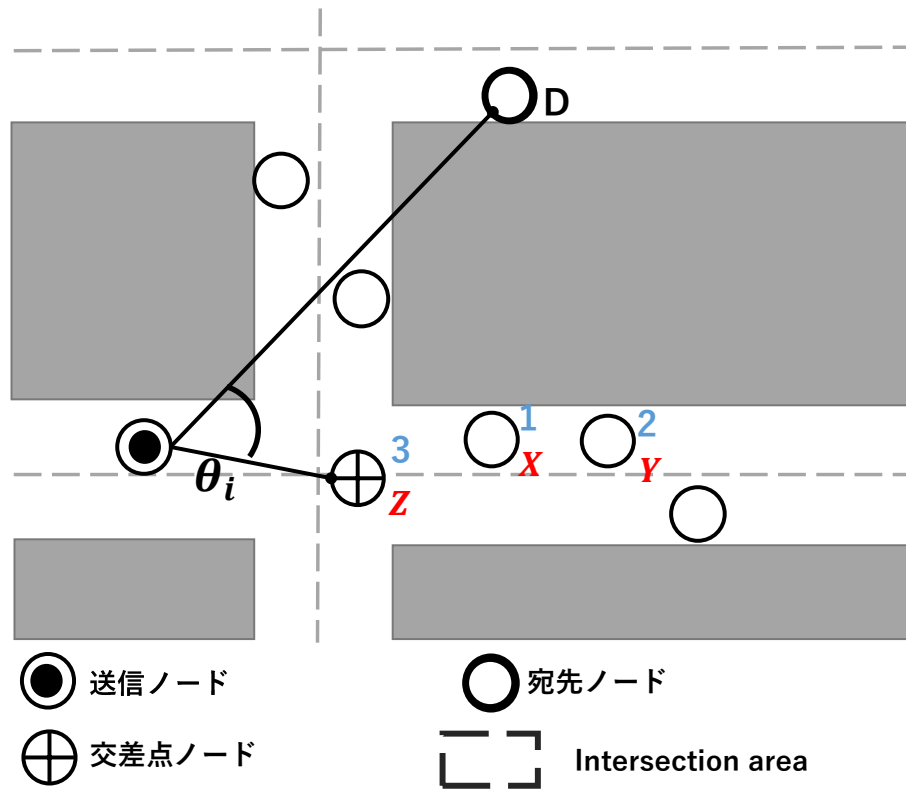


図 4.5:

ホップ前のノード) を PLSN と名付ける。LSN は従来の recovery strategy と同様に, 自身の位置情報をパケットに含めてパケットをブロードキャストする。LSN より宛先に近いノードがパケットを受信した場合, 通常の中継戦略 (SIGO) を開始する。また, ORS では最小角度法を用いるため, recovery strategy が完了するまで, LSN と PLSN の位置情報が常にパケットに含まれる。ORS のフローチャートを図 4.6 に示す。

4.4.1 パケットフォーマット

ORS のデータパケットのフォーマットを図 4.7 に示す。

- *SourceId*: ソースノードの ID.
- *DstId*: 宛先ノードの ID.
- *Dst_xPos*: 宛先ノードの x 座標.
- *Dst_yPos*: 宛先ノードの y 座標.

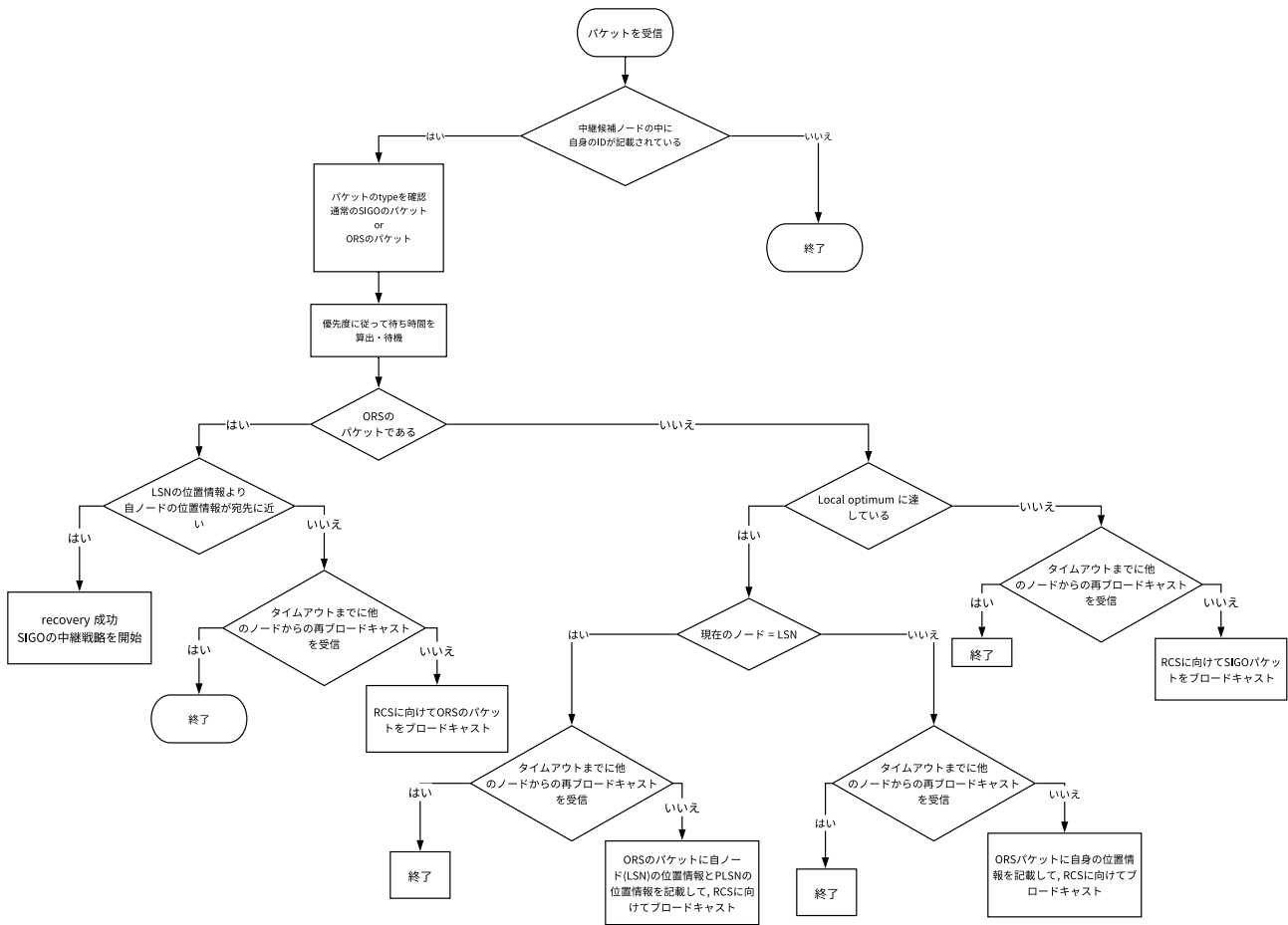


図 4.6: SIGO と ORS のフローチャート

- ID_i : 中継候補ノードの優先度 i . $i = 1, 2, 3, \dots$ (数字が低いほど優先順位が高い)
- $Send_xPos$: 送信ノードの x 座標.
- $Send_yPos$: 送信ノードの y 座標.
- LSN_xPos : LSN の x 座標.
- LSN_yPos : LSN の y 座標.
- $PLSN_xPos$: PLSN の x 座標.
- $PLSN_yPos$: PLSN の y 座標.
- $Data$: ペイロード部.

ここで, ID_i , $Send_xPos$, $Send_yPos$ 以外の情報は recovery strategy 中には変更されない. 各 recovery strategy における送信ノードは中継候補ノードの優先度情報 ID_i と自身の位置情報 $Send_x$, $Send_y$ を更新しブロードキャストする.

<i>SourceId</i>
<i>DstId</i>
<i>Dst_xpos</i>
<i>Dst_ypos</i>
<i>ID₁</i>
<i>ID₂</i>
<i>...</i>
<i>ID_N</i>
<i>Send_xpos</i>
<i>Send_ypos</i>
<i>Lsn_xpos</i>
<i>Lsn_ypos</i>
<i>PLsn_xpos</i>
<i>PLsn_ypos</i>
<i>Data</i>

図 4.7: ORS パケットフォーマット

4.4.2 RCS に含まれるノードの条件

ORS では, 条件 4.5 を満たす隣接ノードの中から RCS を選定する. 条件 4.5 を満たさない隣接ノードは RCS の対象外となり後述する優先度の計算も行わない.

$$(nldis_i > cldis) \text{ AND } (nldis_i > mndis_i) \quad (4.5)$$

$cldis$ は送信ノードと送信ノードの1ホップ前のノード (送信ノードにパケットを送信したノード) との距離, $nldis$ は送信ノードの1ホップ前のノードと検討中のノード (RCSに含まれる条件を満たすノード) の距離, $mndis$ は送信ノードと検討中のノードの距離である (図 4.8).

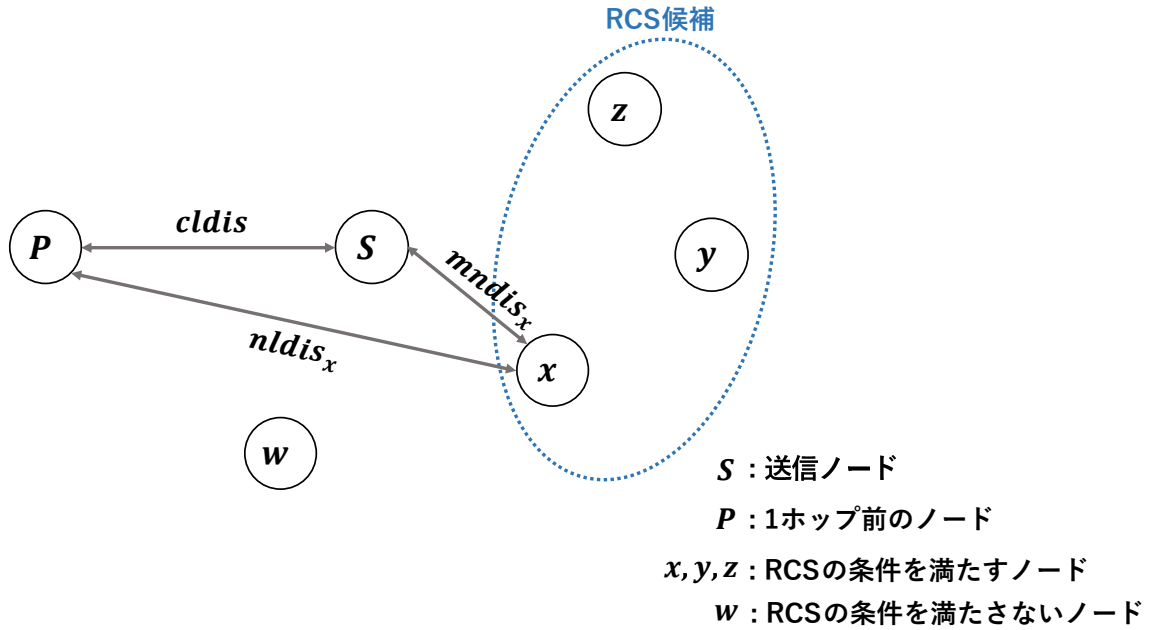


図 4.8: RCS に含まれるノードの条件

4.4.3 最小角度法

ORS では, 中継候補ノードの優先度を決定するメトリックの1つとして最小角度法を用いる. ORS における各送信ノード (LSN も含む) は, 条件 4.5 を満たす各隣接ノード i の $sdangle$ と $snangle_i$ を算出する (図 4.6). $sdangle$ は LSN と宛先ノードを結ぶ直線と LSN と PLSN を結ぶ直線のなす角度である. $snangle_i$ は LSN と RCS の条件を満たす中継候補ノード i を結ぶ直線と LSN と PLSN を結ぶ直線のなす角度である. 次に算出した $snangle$ と $sdangle$ を用いて, 式 4.6 で中継候補ノード i の $minangle_i$ を算出する.

$$minangle_i = |sdangle - snangle_i| \quad (4.6)$$

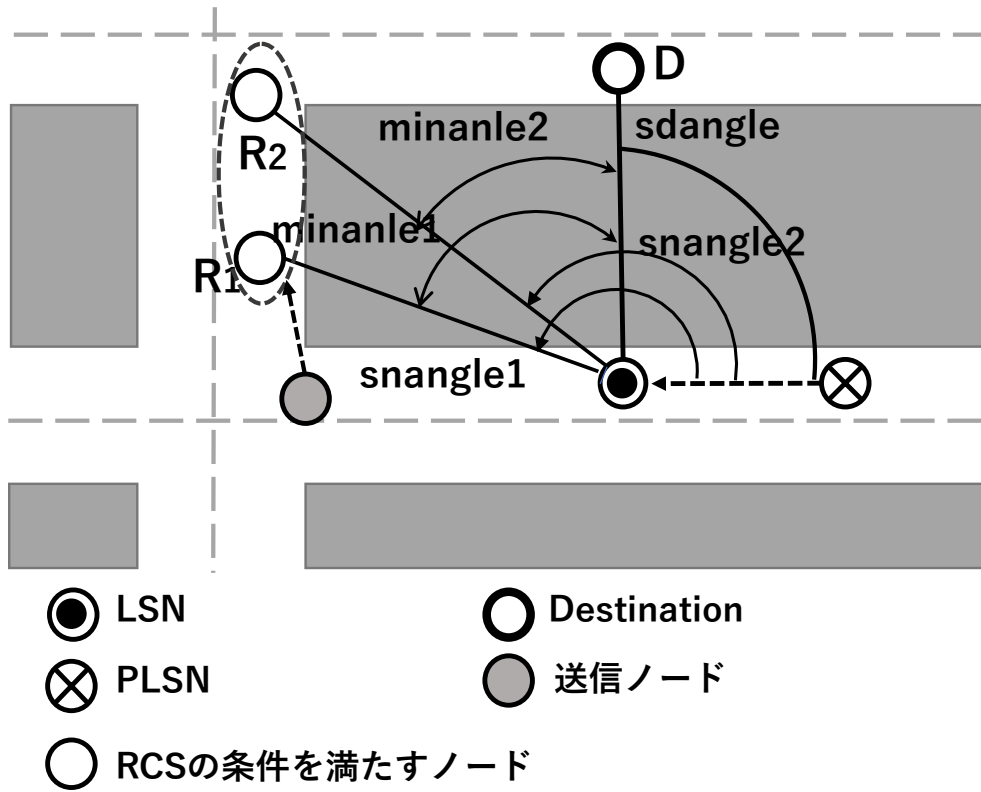


図 4.9: 最小角度法

4.4.4 優先度スケジューリングアルゴリズム

ORS では, SIGO と同様にタイマーベースの優先度スケジューリングアルゴリズムを使用する. ORS において, 各送信ノードは中継候補ノード i の優先度を式 4.7, 4.8 で算出する.

$$\frac{360 - \minangle_i}{ETX_i^2} + mndis \quad (4.7)$$

$$\frac{360 - \minangle_i}{ETX_i^2} \quad (4.8)$$

ここで, 式 4.7 は, 送信ノードと中継候補ノード i が同一道路セグメントに存在する場合, または中継候補ノード i が交差点ノードの場合に適用される. それ以外の場合は, 式 4.8 が適用される. また, 式 4.7, 4.8 で算出された値が大きいほどノード i の優先度が高くなる.

4.5 Geocast routing への拡張

本研究では、4.3 節の SIGO を Geocast に拡張した転送手法 (GSIGO) を提案し、SIGO が Geocast routing においても有効であることを示す。GSIGO では、主に 2 種類転送方法に分類できる (図 4.10)。1 つ目は、Geocast region の中心座標 (SIGO における宛先ノードの位置情報) を目指した SIGO と同様の転送手法。2 つ目は、Geocast region 内に存在するノード全体にパケットを拡散するためのフラッディングである。GSIGO では、ソースノードは Geocast region に関する情報と RCS として選択したノードの優先度情報をパケットに含みブロードキャストを行う。パケットを受信した各ノードは、geocast region に存在するか否かで動作が異なる。

Geocast region に存在しない場合

各受信ノードは、パケットに自身の ID が含まれている場合、SIGO の優先度スケジューリングアルゴリズムに従う。それ以外はパケットを破棄する。また、フラッディングによるパケットを受信した場合、受信したパケットを送信したノードが Geocast region に存在する場合のみ、フラッディングを行う。それ以外の場合は、パケットを破棄する。

Geocast region に存在する場合

各受信ノードはパケットを受信した場合、フラッディングを行う。

また、Geocast region に存在するか否かに関係なく、過去に一度受信したことがあるパケットを受信した場合は、パケットを破棄する。GSIGO のフローチャートを図 4.11 に示す。

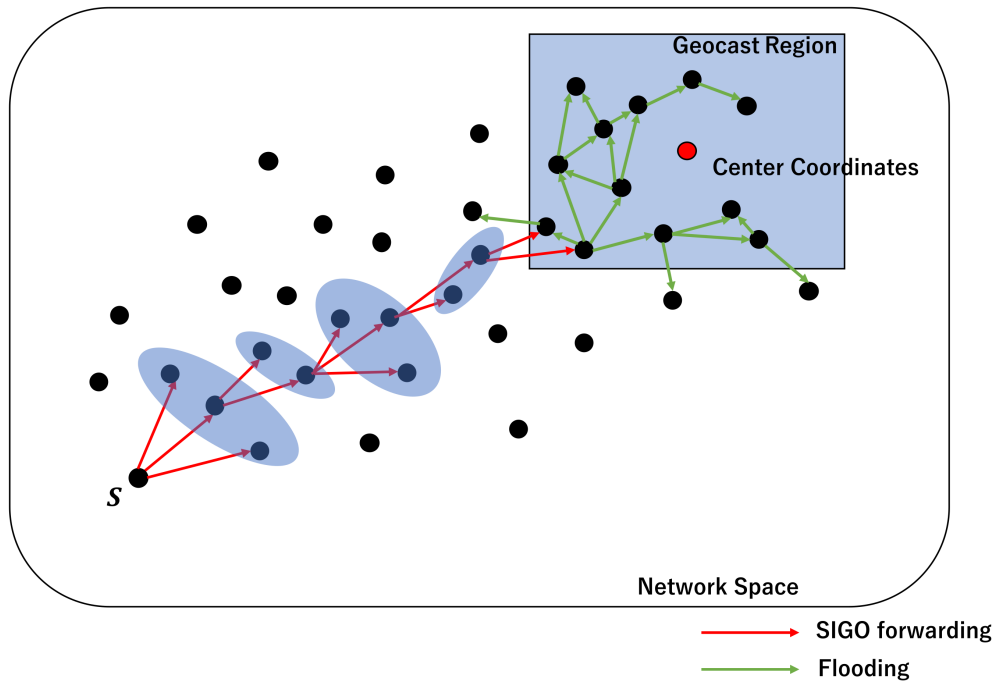


図 4.10: GSIGO の概要

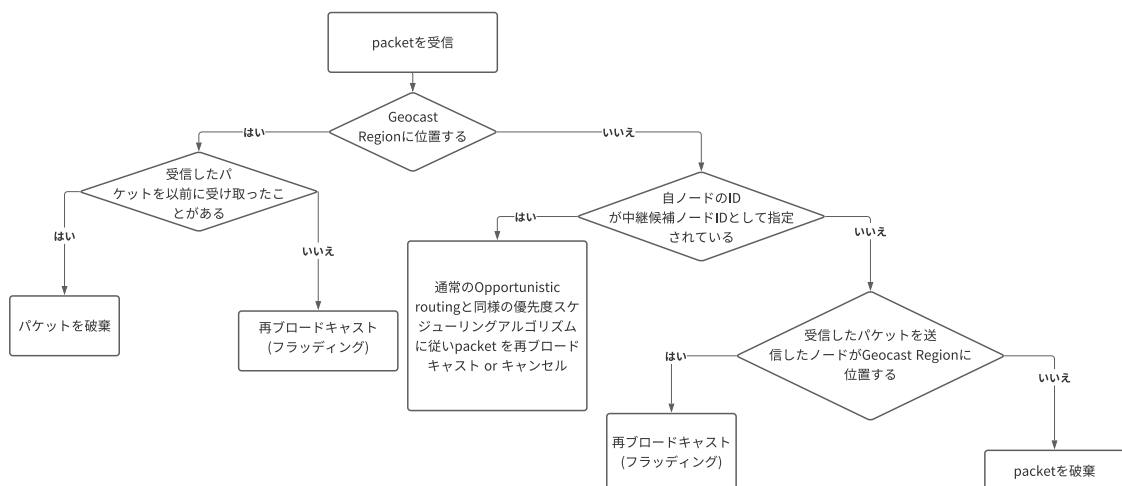


図 4.11: GSIGO フローチャート

第5章

性能評価

5.1 概要

本シミュレーションでは、提案した3つのプロトコル (SIGO, ORS, GSIGO) を 3.5 節と同様のシミュレーション設定とシミュレーションシナリオで評価した。また、各プロトコル共に RCS 数の最大値は 5 に設定した。したがって各送信ノードは、隣接ノードの優先順位を計算し、優先度が高い順に 5 つのノードを RCS に選定する。また、シャドウイングの強度による通信性能の影響を調査するため、式 3.5 のシャドウイングパラメータ α を変化させて評価を行った。以下のシミュレーション結果を表すグラフにおいて、プロトコル名 (α) と表記したものは、そのプロトコルがシャドウイングパラメータ α の時の取得結果を表す。例えば、SIGO(10) の場合、シミュレーションパラメータが 10 の時の SIGO の結果を表す。

5.2 Opportunistic routing の評価

本節では、SIGO の有効性を評価するため、PDR、エンドツーエンド遅延、オーバーヘッドの 3 つの評価項目を用いて LSGO と比較した。各評価項目の算出方法は 3.5.2 節と同様である。

パケット到達率 (PDR)

図 5.1 は、ノード数とシャドウイングパラメータを変化させたときの SIGO と LSGO の PDR を示している。図に示す通り、PDR の評価では以下のような結果が得られた。(1) シャドウイングパラメータが増加するほど、SIGO と LSGO の差が大きくなり、通信性能の向上を果たしている。(2) ノード数が増加するほど、SIGO と LSGO の差が大きくなり、通信性能の向上を果たしている。(1) の結果はシャドウイングパラメータが増加するほど、LSGO は図 3.9(a) のように Local optimum problem に陥る可能性が高まるのに対して、SIGO では交差点ノードを優先することで図 3.9(b) のように、この問題を回避していることが原因だと推測される (Opportunistic routing の評価

では recovery straty は未実装であるため, Local optimum problem に陥るとパケットをドロップする). また, (2) の結果はノード数が増加するほど, 送信ノードの隣接ノードに交差点ノードが存在する確率が増加するためだと推測できる.

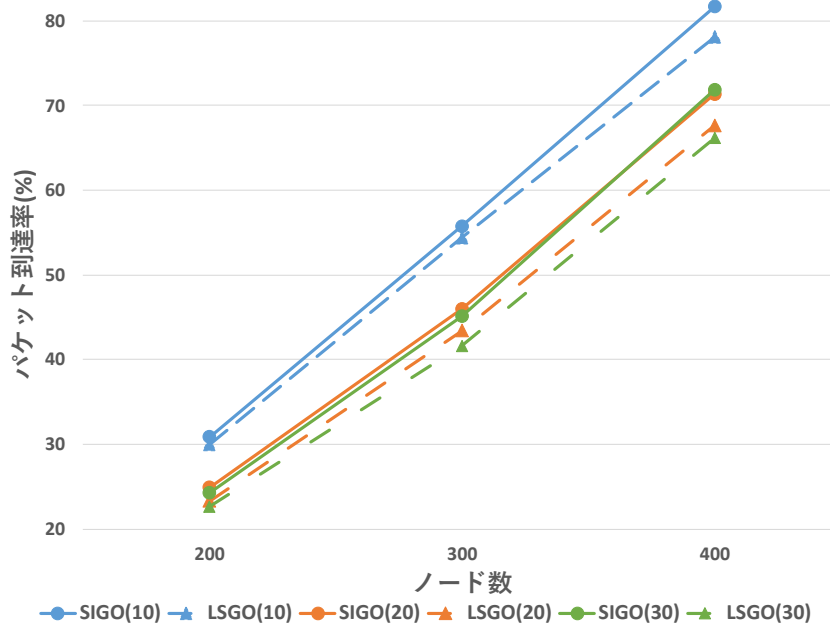


図 5.1: Packet delivery ratio vs. number of nodes and shadowing intensity

図 5.2 は, ノード数とシャドウイングパラメータを変化させたときの SIGO と LSGO のエンドツーエンド遅延を示している. 図が示す通り, SIGO と LSGO とともにノード数が増加するほど, エンドツーエンド遅延が増加している. これは, ノード数が増加するほど送信ノードの隣接ノード数が多くなり, より距離が遠いソースノードと宛先ノードのペアでパケットの到達に成功しているため, 結果としてよりソースノードと宛先ノードの距離が遠いほどホップ数が増加するため, 遅延が増加したと推測される. また, 本シミュレーション設定とシミュレーションシナリオにおいて, 提案プロトコルのエンドツーエンド遅延に対する影響は非常に小さいものであった. これは以下の 3 つの理由が推測される. (1) 本シミュレーションのシナリオは格子状であるため, パケットをのどの道路で中継しても, ソースノードと宛先ノード間の距離が変わらない. (2) 本シミュレーションでは, Local optimum problem に対処する recovery strategy を実装していない. (3) 本シミュレーションでは, 再送制御は使用しなかった.

図 5.3 は, ノード数とシャドウイングパラメータを変化させたときの SIGO と LSGO のオーバーヘッドを示している. 図に示す通り, 以下の 3 つの結果が得られた. (1) ノード数が増加するほど, LSGO と SIGO 共にオーバーヘッドが減少する. (2) シャドウイングパラメータが増加するほど, LSGO に比べて SIGO のオーバーヘッドが向上する. (3) ノード数が増加するほど, SIGO と LSGO のオーバーヘッドの差が小さくなる. (1) の結果は, LSGO

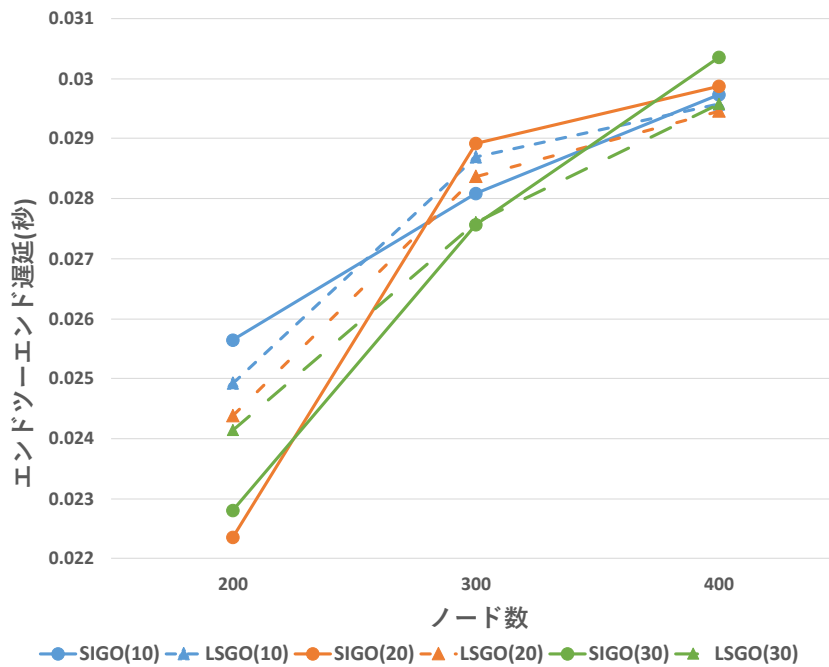


図 5.2: End-to-end delays vs. number of nodes and shadowing intensity

と SIGO 共にノード数が増加すると、各送信ノードに隣接するノード数が増加し、宛先ノードが正常にパケットを受信した総数が増加するからだと推測される。(2)の結果は、シャドウイングパラメータが増加するほど、LSGOと比較して SIGO は宛先ノードが正常にパケットを受信した総数が増加したからだと推測される。(3)の結果は、交差点ノードによる中継がパケット数を増加させる可能性があるからだと推測される。例えば、宛先ノード方向に建物が存在し、SIGO のアルゴリズムで交差点ノードが中継候補ノードの中で最も優先度が高いノードとして選択されたとする。この場合交差点ノードは、RCS を異なる road segment に存在するノードから選定する確率が高まる。このとき、優先度の低い中継候補ノードが建物による電波の遮断により、優先度の高い中継候補ノードからのパケットを受信できない可能性が高くなる。結果として、優先度の低い中継候補ノードのブロードキャストキャンセルがされないため、冗長なパケットが増加する。図 5.4 にこの状況の一例を示す。

5.3 Recovery strategy の評価

5.4 Geocast routing の評価

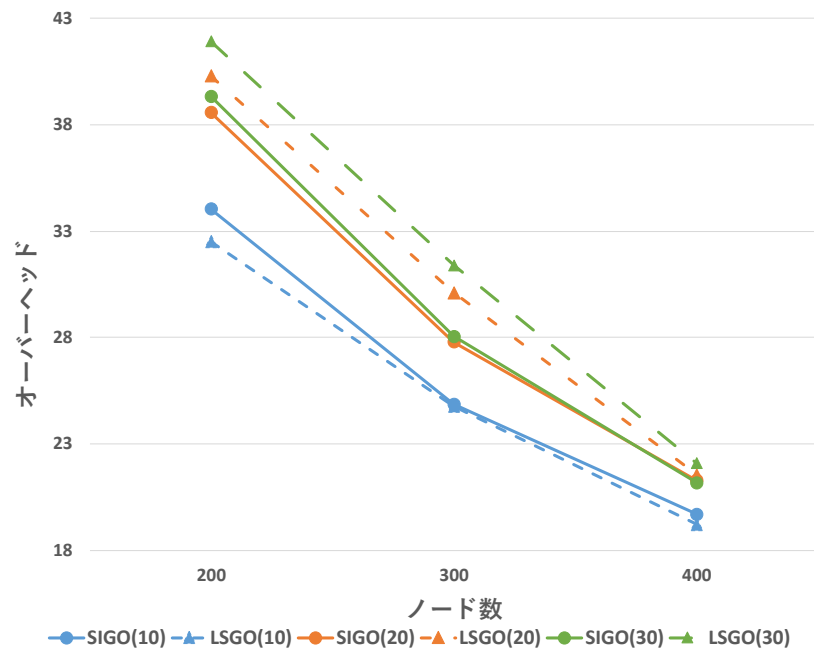


図 5.3: Routing protocol overhead vs. number of nodes and shadowing intensity

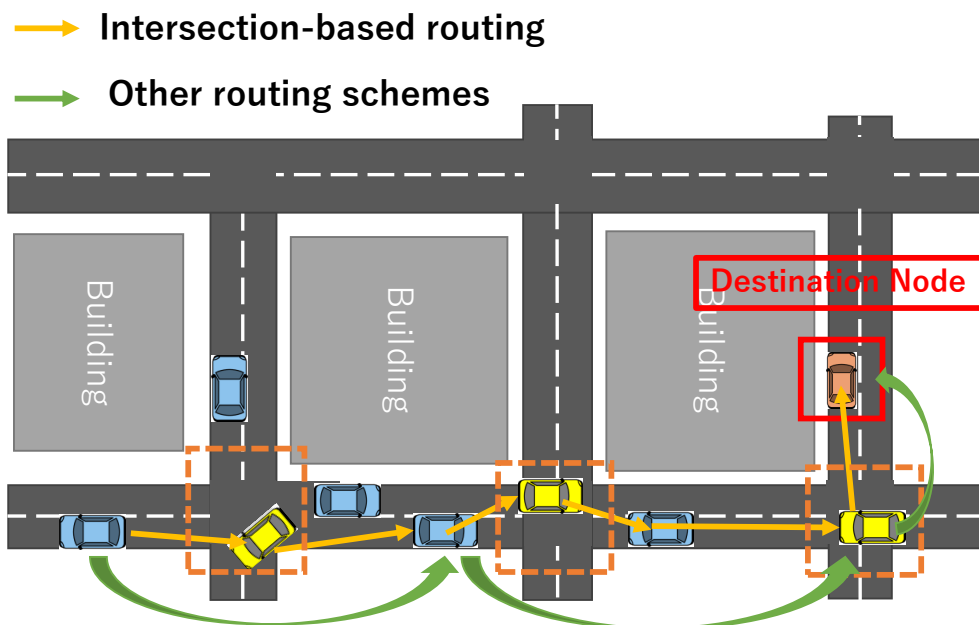


図 5.4: 交差点ノードによる中継がオーバーヘッドを増加させる原因

第6章

結論

謝辞

本論文では筆者が立命館大学情報理工学部情報コミュニケーション学科において行なった「VANET を用いた速度超過車両検出のためのブロードキャスト制御法」の成果をまとめたものである。

本研究を遂行するにあたり、全過程を通じて懇切丁寧なる御指導、御鞭撻を賜わった、立命館大学情報理工学部野口 拓教授に深甚なる感謝の意を表す。

立命館大学情報理工学部において、御指導、御教授を賜わった立命館大学情報理工学部 Alberto Gallegos Ramonet 特任助教、前田 忠彦教授、山本 寛准教授、西村 俊和准教授、瀧本 栄二助教を始め、各教員の方々に衷心より御礼申し上げます。

ネットワークシステム研究室の諸兄には、日頃より多くの御助言、御協力戴き、種々の面でお世話になった。ここに深謝申し上げます。

ここに記して、以上の方々に深甚なる感謝の意を捧げる。

参考文献

- [1] L. Figueiredo, I. Jesus, J. Machado, J. Ferreira, and J. Martins de Carvalho, “Towards the development of intelligent transportation systems,” *ITSC 2001. 2001 IEEE Intelligent Transportation Systems. Proceedings (Cat. No.01TH8585)*, pp. 1206–1211, 2001.
- [2] A. D. Devangavi and R. Gupta, “Routing protocols in vanet — a survey,” pp. 163–167, 2017.
- [3] C. Perkins and E. Royer, “Ad-hoc on-demand distance vector routing,” *Proceedings WMCSA '99. Second IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp. 90–100, 1999.
- [4] D. B. Johnson, D. A. Maltz, J. Broch *et al.*, “Dsr: The dynamic source routing protocol for multi-hop wireless ad hoc networks,” *Ad hoc networking*, vol. 5, no. 1, pp. 139–172, 2001.
- [5] T. Clausen, P. Jacquet, C. Adjih, A. Laouiti, P. Minet, P. Muhlethaler, A. Qayyum, and L. Viennot, “Optimized link state routing protocol (olsr),” 2003.
- [6] B. Karp and H.-T. Kung, “Gpsr: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks,” *Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, pp. 243–254, 2000.
- [7] C. Lochert, M. Mauve, H. Füßler, and H. Hartenstein, “Geographic routing in city scenarios,” *ACM SIGMOBILE mobile computing and communications review*, vol. 9, no. 1, pp. 69–72, 2005.
- [8] K. C. Lee, J. Härri, U. Lee, and M. Gerla, “Enhanced perimeter routing for geographic forwarding protocols in urban vehicular scenarios,” *2007 IEEE Globecom Workshops*, pp. 1–10, 2007.
- [9] V. Naumov and T. R. Gross, “Connectivity-aware routing (car) in vehicular ad-hoc networks,” pp. 1919–1927, 2007.
- [10] S. Schnauffer and W. Effelsberg, “Position-based unicast routing for city scenarios,” *2008 International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks*, pp. 1–8, 2008.
- [11] M. Jerbi, S.-M. Senouci, T. Rasheed, and Y. Ghamri-Doudane, “Towards efficient geographic routing in urban vehicular networks,” *IEEE transactions on vehicular technology*, vol. 58, no. 9, pp. 5048–5059, 2009.

- [12] K. Shafiee and V. C. Leung, "Connectivity-aware minimum-delay geographic routing with vehicle tracking in vanets," *Ad Hoc Networks*, vol. 9, no. 2, pp. 131–141, 2011.
- [13] S.-H. Cha, K.-W. Lee, and H.-S. Cho, "Grid-based predictive geographical routing for inter-vehicle communication in urban areas," *International Journal of Distributed Sensor Networks*, vol. 8, no. 3, p. 819497, 2012.
- [14] T.-Y. Wu, Y.-B. Wang, and W.-T. Lee, "Mixing greedy and predictive approaches to improve geographic routing for vanet," *Wireless Communications and Mobile Computing*, vol. 12, no. 4, pp. 397–378, 2012.
- [15] Y. Xu, L. Wang, and Y. Yang, "Dynamic vehicle routing using an improved variable neighborhood search algorithm," *Journal of Applied Mathematics*, vol. 2013, 2013.
- [16] S. Biswas and R. Morris, "Exor: Opportunistic multi-hop routing for wireless networks," *Proceedings of the 2005 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pp. 133–144, 2005.
- [17] D. S. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris, "A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing," *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking*, pp. 134–146, 2003.
- [18] X. Cai, Y. He, C. Zhao, L. Zhu, and C. Li, "Lsgo: link state aware geographic opportunistic routing protocol for vanets," *EURASIP Journal on wireless communications and networking*, vol. 2014, no. 1, pp. 1–10, 2014.
- [19] V. Sadatpour, F. Zargari, and M. Ghanbari, "A collision aware opportunistic routing protocol for vanets in highways," *Wireless Personal Communications*, vol. 109, no. 1, pp. 175–188, 2019.
- [20] A. Ghaffari, "Hybrid opportunistic and position-based routing protocol in vehicular ad hoc networks," *Journal of Ambient Intelligence and Humanized Computing*, vol. 11, no. 4, pp. 1593–1603, 2020.
- [21] G. Carneiro, "Ns-3: Network simulator 3," *UTM Lab Meeting April*, vol. 20, pp. 4–5, 2010, <https://www.nsnam.org>.
- [22] S. E. Carpenter and M. L. Sichitiu, "An obstacle model implementation for evaluating radio shadowing with ns-3," *Proceedings of the 2015 Workshop on Ns-3*, pp. 17–24, 2015.

- [23] S. Allal and S. Boudjit, “Geocast routing protocols for vanets: Survey and guidelines,” *2012 Sixth International Conference on Innovative Mobile and Internet Services in Ubiquitous Computing*, pp. 323–328, 2012.
- [24] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya, “Geocasting in mobile ad hoc networks: Location-based multicast algorithms,” *Proceedings WMCSA ’99. Second IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp. 101–110, 1999.
- [25] S. Boussoufa-Lahlah, F. Semchedine, and L. Bouallouche-Medjkoune, “Geographic routing protocols for vehicular ad hoc networks (vanets): A survey,” *Vehicular Communications*, vol. 11, pp. 20–31, 2018.
- [26] K. C. Lee, P.-C. Cheng, J.-T. Weng, L.-C. Tung, and M. Gerla, “Velcr: A practical geographic routing protocol in urban scenarios,” *UCLA Computer Science Department, Tech. Rep. TR080009*, 2008.
- [27] S. Tsiachris, G. Koltsidas, and F.-N. Pavlidou, “Junction-based geographic routing algorithm for vehicular ad hoc networks,” *Wireless personal communications*, vol. 71, no. 2, pp. 955–973, 2013.
- [28] P. A. Lopez, M. Behrisch, L. Bieker-Walz, J. Erdmann, Y.-P. Flötteröd, R. Hilbrich, L. Lücken, J. Rummel, P. Wagner, and E. Wießner, “Microscopic traffic simulation using sumo,” *2019 IEEE Intelligent Transportation Systems Conference (ITSC)*, pp. 2575–2582, 2018.