

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第5207192号  
(P5207192)

(45) 発行日 平成25年6月12日 (2013. 6. 12)

(24) 登録日 平成25年3月1日 (2013. 3. 1)

(51) Int. Cl.

F I

H O 4 W 52/02 (2009. 01)

H O 4 W 52/02 1 1 1

H O 4 W 84/18 (2009. 01)

H O 4 W 84/18

H O 4 W 28/02 (2009. 01)

H O 4 W 28/02

請求項の数 19 (全 13 頁)

(21) 出願番号 特願2009-530397 (P2009-530397)  
 (86) (22) 出願日 平成19年9月25日 (2007. 9. 25)  
 (65) 公表番号 特表2010-505348 (P2010-505348A)  
 (43) 公表日 平成22年2月18日 (2010. 2. 18)  
 (86) 国際出願番号 PCT/US2007/020686  
 (87) 国際公開番号 W02008/042164  
 (87) 国際公開日 平成20年4月10日 (2008. 4. 10)  
 審査請求日 平成22年9月27日 (2010. 9. 27)  
 (31) 優先権主張番号 60/848, 608  
 (32) 優先日 平成18年9月29日 (2006. 9. 29)  
 (33) 優先権主張国 米国 (US)  
 (31) 優先権主張番号 11/803, 953  
 (32) 優先日 平成19年5月16日 (2007. 5. 16)  
 (33) 優先権主張国 米国 (US)

(73) 特許権者 597115727  
 ローズマウント インコーポレイテッド  
 アメリカ合衆国 55317 ミネソタ州  
 、チャナッセン、マーケット・ブルバード 8200  
 (74) 代理人 100082005  
 弁理士 熊倉 禎男  
 (74) 代理人 100067013  
 弁理士 大塚 文昭  
 (74) 代理人 100086771  
 弁理士 西島 孝喜  
 (74) 代理人 100109070  
 弁理士 須田 洋之  
 (74) 代理人 100109335  
 弁理士 上杉 浩

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 無線メッセージの局所的にアクティブにされた高速アクティブスケジューリングをもつ無線メッシュネットワーク

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

メッセージを伝送し受信することができる複数のノードを有する無線メッシュネットワークを動作させるための方法であって、

前記ネットワークの前記ノードを、いつメッセージを前記ノードにより伝送し受信することができるか定義する全体的な規則的アクティブスケジューリングに同期させ、

伝送側ノード及び受信側ノードを、メッセージを送信するという前記伝送側ノードの保留メッセージキューの深さに基づいて、高速アクティブスケジューリングに局所的に同期させる、

ステップを含み、前記高速アクティブスケジューリングは、全体的な規則的アクティブスケジューリングによるものより迅速にメッセージを通信するためにノードをリンクするものであることを特徴とする方法。

【請求項 2】

前記局所的に同期させるステップは、

前記伝送側ノードにおける前記保留メッセージキューの深さを示すパラメータを含むメッセージを送信し、

前記受信側ノードにおいて、前記パラメータに基づいて、前記伝送側ノードと共に前記高速アクティブスケジューリングで動作するかどうか判断する、ステップを含むことを特徴とする請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】

10

20

前記局所的に同期させるステップは、

前記受信側ノードから前記伝送側ノードに、前記高速アクティブスケジュールで、前記伝送側ノードがさらに別のメッセージを前記受信側ノードに伝送できるかどうかを示す確認通知を伝送する、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 2 に記載の方法。

【請求項 4】

前記受信側ノードは、前記受信側ノードの前記パラメータ及び動力資源に基づいて、前記高速アクティブスケジュールで動作するかどうか判断することを特徴とする請求項 2 に記載の方法。

【請求項 5】

10

前記局所的に同期させるステップは、

前記受信側ノードの前記保留メッセージキューが満たされたときに、前記伝送ノードからのメッセージを受信したことを確認通知しない前記受信側ノードにより、前記第 1 高速アクティブスケジュールを中止する、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 2 に記載の方法。

【請求項 6】

そのノードにおけるある不活動性の期間の後で、ノードの前記高速アクティブスケジュールを非アクティブにする、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 1 に記載の方法。

【請求項 7】

20

前記ノードにおいて前記高速アクティブスケジュールを非アクティブにすることにより、前記ノードにおいて前記全体的な規則的アクティブスケジュールに戻る、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 6 に記載の方法。

【請求項 8】

送信キューを有する複数のノードを有する無線メッシュネットワークにおいてメッセージを通信するための方法であって、

全体的な規則的アクティブスケジュールによりメッセージを伝送し受信するようにノードを動作させ、

第 1 の伝送側ノードと第 2 の受信側ノードとの間で、前記第 1 のノードキューの深さに基づいて、高速アクティブスケジュールを局所的にアクティブにする、  
ステップを含み、前記高速アクティブスケジュールは、全体的な規則的アクティブスケジュールによるものより迅速に前記第 1 のノードと前記第 2 のノードの間でメッセージを通信することを可能にするものであることを特徴とする方法。

30

【請求項 9】

前記局所的にアクティブにするステップは、

前記第 1 のノードから前記第 2 のノードにメッセージを伝送する  
ステップを含み、前記メッセージは、前記第 1 のノードが送信する用意ができているメッセージの数の表示を含んでおり、

前記第 2 のノードにおいて、前記第 1 のノードが送信する用意ができているメッセージの数及び前記メッセージを扱う前記第 2 のノードの資源に基づいて、前記高速アクティブスケジュールをアクティブにするかどうか判断する、  
ステップを含むことを特徴とする請求項 8 に記載の方法。

40

【請求項 10】

前記局所的にアクティブにするステップは、

前記第 2 のノードから前記第 1 のノードに、次のメッセージに対して前記高速アクティブスケジュールを用いるかどうかを示す確認通知を伝送する、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 9 に記載の方法。

【請求項 11】

前記高速アクティブスケジュールを局所的に非アクティブにする、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 8 に記載の方法。

50

**【請求項 1 2】**

前記第 2 のノードは、前記第 1 のノードは送信する用意ができていないさらに別のメッセージはないことを示すメッセージに応答して、前記高速アクティブスケジュールを局所的に非アクティブにする、  
ステップをさらに含むことを特徴とする請求項 1 1 に記載の方法。

**【請求項 1 3】**

前記第 2 のノードは、前記第 2 のノードのメッセージキューが満たされたときに、前記高速アクティブスケジュールを局所的に非アクティブにすることを特徴とする請求項 1 1 に記載の方法。

**【請求項 1 4】**

前記第 2 のノードは、あるタイムアウト期間内に前記第 1 のノードからメッセージを受信しなかったときに、前記高速アクティブスケジュールを局所的に非アクティブにすることを特徴とする請求項 1 1 に記載の方法。

**【請求項 1 5】**

前記第 1 及び第 2 のノードは、前記高速アクティブスケジュールが局所的にアクティブにされる間、前記全体的な規則的アクティブスケジュールにより、バックグラウンドで動作し続けることを特徴とする請求項 8 に記載の方法。

**【請求項 1 6】**

メッセージを伝送し受信することができる複数のノードを含む無線メッシュネットワークであって、

各々の伝送側ノードは、メッセージの一部として、前記伝送側ノードにおける保留メッセージキューの深さを示すパラメータを含んでおり、

各々の受信側ノードは、前記伝送側ノードから受信した前記メッセージに含まれる前記パラメータのみに基づいて、将来のメッセージを前記伝送側ノードから受信するための高速アクティブスケジュールをアクティブにするかどうかを判断し、前記第 1 のアクティブスケジュールは全体的な規則的アクティブスケジュールによるものより迅速にメッセージを通信することを可能にするものである  
ことを特徴とするネットワーク。

**【請求項 1 7】**

前記受信側ノードは、前記伝送側ノードから受信した前記メッセージの確認通知により前記高速アクティブスケジュールを局所的にアクティブにすることを特徴とする請求項 1 6 に記載のネットワーク。

**【請求項 1 8】**

前記受信側ノードは、メッセージの不活動性、送信するさらに別のメッセージはないという前記伝送側ノードからの表示、及び満たされた前記受信側ノードにより送信されるメッセージのキューのうちの少なくとも 1 つに基づいて、前記高速アクティブスケジュールを局所的に非アクティブにすることを特徴とする請求項 1 6 に記載のネットワーク。

**【請求項 1 9】**

前記ノードは、高速アクティブスケジュールが、局所的な要求に基づいて伝送側ノードと受信側ノードとの間で局所的にアクティブにされる場合以外は、メッセージを伝送し受信するために、前記全体的な規則的アクティブスケジュールにより動作することを特徴とする請求項 1 6 に記載のネットワーク。

**【発明の詳細な説明】****【技術分野】****【0001】**

本発明は、無線メッシュネットワークに関する。具体的には、本発明は、ネットワークにおけるノードが、まだ対処されていないメッセージ要求に基づいて、メッセージのスケジューリングを局所的に判断する無線メッシュネットワークに関する。

**【背景技術】****【0002】**

低電力、センサ/アクチュエータベースの適用例のために設計された無線メッシュネットワークシステムにおいて、ネットワークの多くのデバイスは、長寿命電池によってか又は低電力エネルギーキャパシタリング電源によって、電力を供給されなければならない。120VACユーティリティのような電力コンセントは、普通は、大きな据え付け費を負うことなく器具(センサ)及びアクチュエータが配置されなければならない危険領域に隣接して配置されることはなく、又はその中には許可されないことがある。低い据え付けコストの必要性によって、無線メッシュネットワークの一部として通信する電池電源デバイスの必要性が生じる。再充電できない一次電池のような有限電源の効果的使用が、高機能無線デバイスにとって極めて重要である。電池は5年より長く、好ましくは製品の寿命まで持つことが期待される。

10

真の無線メッシュネットワークにおいては、各デバイスは、メッシュネットワークで、それ自体並びに他のデバイスに対してメッセージをルーティングできなければならない。ネットワークを通してノードからノードへホッピングするメッセージの概念は、低電力RFラジオを用いることができ、さらに、メッシュネットワークは一端から他端へメッセージを送給する、かなりの物理的領域に渡る可能性があるため利点がある。高電力ラジオはメッシュネットワークにおいては必要ではなく、集中型基地局に直接話す遠隔デバイスを採用するポイント・ツー・ポイントシステムとは対照的である。

メッシュネットワークプロトコルは、デバイス間及びデバイスとデータコレクタ又は幾らかのより高いレベルの高速データバスへのブリッジ又はゲートウェイとの間でメッセージングするための代替経路の形成を可能にする。無線メッセージのための代替の冗長な経路を有することは、環境的影響のため又は干渉のために別の経路がブロックされた又は低下した場合でさえ、メッセージが流れる少なくとも1つの代替経路があることを保証することによって、データ信頼性を高める。

20

#### 【0003】

幾つかのメッシュネットワークプロトコルは、全てのデバイスが指定された親及び少なくとも1つの代替親を有するように、確定的にルートされる。メッシュネットワークの階層においては、人間の家族におけるように、親は子を持ち、子は孫を持ち、以下同様である。各デバイス(又は「ノード」)は、ネットワークを通して子孫のためのメッセージをゲートウェイのような何らかの最終目的地へ取り次ぐ。親デバイスは、電池電源又は有限エネルギー電源のデバイスとすることができる。ノードがより多くの子孫を持てば持つほど、より多くのトラフィックをルートしなければならず、今度は直接にそれ自体の電力消費を増加させ電池寿命を縮めることになる。

30

電力を節約するために、幾つかのプロトコルは、メッセージに注意を向けるために、制限された時間の量においてのみノードのラジオをオンにすることにより、どのノードも、あらゆる時間の期間中に扱うことができるトラフィックの量を制限する。故に、平均電力を削減するために、プロトコルは、オンとオフの状態の間でラジオのデューティサイクルを可能にすることができる。幾つかのプロトコルは、電力を節約するために、ネットワーク全体が同時にオンとオフになるように、グローバル・デューティサイクルを用いる。他のプロトコル(例えばTDMAベース)は、互いにリンクされるノードの通信する対のみが所定の時間に同期様式でオンとオフに変わるようにスケジュールされるローカル・デューティサイクルを用いる。典型的には、リンクは、一組のノードに、通信のための特定のタイムスロット、ラジオにより用いられるRF周波数チャネル、その時点で、誰が受信しているか(Rx)、及び誰が伝送しているか(Tx)を割り当てることにより、予め定められる。

40

#### 【0004】

幾つかのプロトコルは、規則的に繰り返されるスケジュールで、リンクをモードに割り当てる概念を採用し、それにより、ネットワークにおけるデバイスによる更新及びメッセージの規則的な送給を可能にする。幾つかの進歩したTDMAベースのプロトコルは、多数のアクティブなスケジュールの概念を採用することができ、これらの多数のスケジュールは、すべてが同時に稼動し、又は、特定のスケジュールが、必要なときはいつでも、グ

50

ローバルネットワークコントローラによりアクティブにされる／非アクティブにされる。例えば、低速アクティブスケジュールのリンクノードは、低電力消費を実現するために、メッセージ間でより長い時間の期間においてメッセージを送信する。高速アクティブスケジュールのリンクノードは、より良好なスループット及びより少ない待ち時間のために、メッセージをより高速で送信するが、ノードにおいてより高い電力消費をもたらす。多数のアクティブなスケジュールを可能にするプロトコルにおいては、幾つかのスケジュールは、上流側トラフィックのため、他のものは下流側トラフィックのため、さらに他のものは、デバイス加入及び構成といったネットワーク管理機能のために最適化されることができる。異なるときにおける異なるニーズを満たすために、ネットワーク全体にわたり種々のスケジュールを全体的にアクティブにする／非アクティブにすることは、電力消費と少ない待ち時間との間の有利なトレードオフの実現に対してある程度の融通性を与えるが、すべてのノードに対して同じスケジュールを適用し、したがって局所的な最適化は与えない。

10

#### 【0005】

同期されたシステムにおいては、ノードは、メッセージを送ることができるようになる前に、次の所定のオン時間まで、伝送するのを待たなければならない。待機は、待ち時間を増加させ、これが適当に抑えられず、管理されない場合には、多数の適用例において非常に不利なものとなる。互いにリンクされたノードの対が適当に同期されていない場合には、ラジオは、不適切なときにオンになっていたり又は不適切なときに不適切なモード（ $R \times$ 又は $T \times$ ）になっていたりすることがあるため、メッセージを送る際にうまく行かない。唯一のアクティブなスケジュールが長いサイクル時間を有する場合には、スケジュールされたリンク間の時間は長くなり、待ち時間も長くなる。高速スケジュールがアクティブにされた場合には、スケジュールされたリンク間の時間は短くなるが、電池寿命は時間と共にはっきりと減少する。

20

幾つかのプロトコルは、バックグラウンドで低速の全体的なスケジュールを稼働させ、付加的な高速スケジュールを全体的にアクティブにする／非アクティブにすることを可能にする。ネットワーク全体にわたり高速スケジュールを全体的にアクティブにし、全体的なコマンドを聞いたとすべてのノードから確認が戻されるには時間がかかるため、ネットワーク又はサブネットワークは、遷移時間中は少応答モードのまま残る。さらに、全体的にアクティブにされた高速スケジュールにおいては、電力は、その子孫が高速スケジュールから利益を受けなくても、ネットワークにおけるすべての親ノードにおいて浪費される。これらのありがたくない親ノードは、その子孫が、規則的アクティブスケジュールがネットワークのその部分において十分ではないと送信する以外に付加的なものがなくても、より頻繁に全体的な高速アクティブスケジュールに注意を向けなければいけない。

30

#### 【0006】

幾つかのプロトコルは、ノードが有することができる子孫の数を制限することができ、それにより、ノードがサポートしなければならないロードを減少させる。他のプロトコルは、これらの措置のすべての組み合わせを採用して、平均電力消費を減少させる。これらの節電措置のすべては、ネットワークにおけるノードがメッセージを送る作業を行う可能性を減少させる効果を有し、したがって、ネットワークを通して送給されたメッセージの待ち時間を増加させる。ラジオをデューティサイクル化することは、待ち時間を増加させる。メッセージをノードからノードにホッピングさせることは、待ち時間を増加させる。子孫の数を制限することによりホップ深さ（ホップ計数）を増加させることは、待ち時間を増加させる。低速アクティブスケジュール（長いサイクル期間）を稼働させることは、待ち時間を増加させる。高速アクティブスケジュールを全体的にアクティブにすることでさえ、時間がかかる。情報の価値は時間と共に小さくなる傾向があるため、待ち時間が長ければ長いほど、情報の価値は小さくなる。

40

電力消費と待ち時間との間のトレードオフを減少させるプロトコルに対する改良は、ユーザ干渉及び構成なしで、同じプロトコルを幅広い種類の最終アプリケーションに用いることを可能にするため、非常に価値がある。全体的な最適化に局所的な最適化を与える改

50

良は、最も融通性があり、最も価値がある。

【発明の概要】

【課題を解決するための手段】

【0007】

メッシュネットワークのルーティングに対する改良は、要求ベースのルーティングの単純な形態を採用することにより実施することができる。送信側デバイスにおける保留メッセージキューの深さ（保留メッセージの数）を示すパラメータは、各々のメッセージパケットに配置されるネットワークのメッセージヘッダ情報の一部として、ホップ毎にノード間で送ることができる。この情報は、ネットワーク又はサブネットワークにおけるデバイスにより、ネットワーク上又はネットワークの一部に配置される対処されていないメッセージ要求を示す。メッセージバッファキューパラメータ（BQ#）は、ネットワークメッセージヘッダの通常の部分とすることができ、メッシュネットワーク全体にわたり送信されるすべてのメッセージに含まれることができる。ネットワーク又はサブネットワークにおけるノードは、より多くのトラフィックが所与の時間の期間でネットワークの一部において生じることを選択的に可能にすることにより、どのような全体的な再構成もなしで、対処されていない要求に応答する。このことは、ネットワークが、要求が満たされるまで、選択的に及び局所的にトラフィックの容量を増加させることを可能にし、次いで、ネットワークがより低電力の定常状態の動作モードに戻るようにする。この要求／応答機構はプロトコルに構築されており、ネットワークにおいて、全体的にではなく局所的にアクティブにされるため、より高いトラフィック機能で動作する必要のないネットワークにおけるノードは、より高い電力消費の不利益を被ることがない。

10

20

【図面の簡単な説明】

【0008】

【図1】メッシュネットワークを示すブロック図である。

【図2】メッセージをゲートウェイノードに伝送するためのメッシュネットワーク内のノードの階層を示す。

【発明を実施するための形態】

【0009】

図1は、ゲートウェイノードGW1及びGW2と、ノードA、B、C、D、E、F、X、Y、及びZを含むメッシュネットワーク10を示す。各々のノードは、無線通信のためのラジオトランシーバと、寿命の長い電池又は省電力エネルギー源といった電源とを含む。さらに、ノードは、関連する信号処理回路をもつセンサ又はアクチュエータと、RFトランシーバがアクティブである時間スケジュールを含むノードの動作を制御するための制御回路とを含むことができる。

30

ゲートウェイノードGW1及びGW2は、高速ネットワーク14上で、メッシュネットワーク10をホストコンピュータ12とインターフェース接続させる。高速ネットワーク14は、Ethernet（登録商標）、Profibus、Foundation Fieldbus、Modbus、DeviceNet等といった有線ネットワーク、又は、Wi-Fi、WiMAX等の別個の無線ネットワークとすることができる。メッセージは、ホスト12からゲートウェイノードGW1又はGW2に伝送され、次いで幾つかの異なる経路の1つの上で、メッシュネットワーク10の選択されたノードに伝送されることになる。同様に、メッシュネットワーク10の個々のノードからのメッセージは、ゲートウェイノードGW1又はGW2に到達するまで、幾つかの経路の1つの上で、メッシュネットワーク10を通してノードからノードにルートされ、次いで、高速ネットワーク14上でホスト12に伝送される。

40

【0010】

図2は、ノードからホスト12へのメッセージの伝送のためのメッシュネットワーク10内のノードの階層の例を与える。同様な階層は、ホスト12からノードへのメッセージの伝送のために用いることができる。

図2に示す階層においては、ノードAはノードBの親であり、ノードBは2つの子、す

50

なわちノードC及びDを有する(すなわち、ノードC及びDは、ノードAの孫である)。ノードBがノードAにデータを送信する必要があると仮定する。データは、ノードB自体から生成されることができ、又は、ノードBがその子であるノードC及びDから受信して転送しなければならないデータとすることができ、又は、その孫であるノードE及びFから転送されたデータとすることができる。生成され、これらのノードを通してルートされているメッセージのトラフィックが、時々スムーズで規則的であり、時々厳しくて不規則であると仮定する。本発明の一態様によれば、ノードBがメッセージをノードAに送信するとき、これはさらに、ノードBがその内部メッセージバッファ内に格納した保留メッセージノードBの数を宣言する変数BQ#を含む。例えば、ノードBにより送信されたBQ# = 2は、ノードAに対して、ノードBのメッセージバッファには依然として2つの保留メッセージがあることを示す。ノードBにおける2つの保留メッセージは、例えば、ノードCからの1つの保留メッセージ及びノードDからの1つの保留メッセージ(或いはノードE又はノードF)からもたらされることができ、又はもう2つの保留メッセージはノードB自体からもたらされることができ、受信側ノード(この例ではノードA)が、どのノードが保留メッセージを生じさせたかを知る理由はない。受信側ノードは、保留メッセージがノードBにあり、送信されるのを待っていることを知っていればよい。

10

#### 【0011】

通常、低電力ノードのために最適化されたネットワークメッセージング及びルーティングに用いられる所定の全体的なスケジュールは、規則的でアクティブなスケジュール(より長いサイクル時間)を採用する。この全体的な規則的でアクティブなスケジュールは、メッセージ情報に対するより遅い応答及びより長い待ち時間を代償に行われる。全体的な高速アクティブスケジュールを用いることにより、親は、かなり頻繁に、その子からのメッセージに注意を向けるようにスケジュールされ、したがって、応答を改良し、待ち時間を減少させる。しかし、より頻繁に注意を向けることは、より多くの電力を必要とし、電池の寿命を減らす。

20

子ノードから親ノードに送られたBQ#を用いることは、親ノードに対して、子からの(及びすべてのその子孫からのプロキシによる)メッセージに注意を向けるために、どれだけ頻繁にそのラジオを実際にオンにしなければならないかを示す。子ノードが多数の入ってくるメッセージを有し、又は、多数のメッセージを迅速に生成し、そのメッセージバッファを十分に高速に空にできない場合には、子ノードは、最終的にメッセージをそのバッファのさらに深いところに格納する。BQ#は、子ノードがメッセージを受信する度又はメッセージを生成してこれをメッセージバッファに格納する度に増加する。BQ#は、子ノードが、親が伝送を正確に受信したことを示す親からの確認通知メッセージを受信する毎に1ずつ減少する。

30

#### 【0012】

BQ#は、各々のパケットをもって送信されたメッセージヘッダの一部であるため、受信側(親)ノードは、付加的なメッセージ要求を満たすのを助けることができるかどうか判断する。そうである場合には、受信側ノードは、そのリンクに対して高速アクティブスケジュールをアクティブにし、2つのノードに対して予め判断された高速アクティブスケジュールに注意を向け始める。換言すると、受信側ノードは、送信側ノードにより与えられる入力(BQ#)及びそれ自体の機能に基づいて、それ自体とその子との間のリンクに対して高速アクティブスケジュールを作動させる。受信側ノードは、次いで、特別確認通知メッセージ(ACK+)を送信側ノードに送信し戻して、メッセージを受信したこと、及び、現在高速アクティブスケジュールモードにあることを示す。

40

メッセージバッファのキューパラメータが、現行のメッセージは最後の保留メッセージであることを示すときには(BQ# = 1)、他には保留メッセージはない。最新BQ#の受け取りによるこの知識の受信に基づいて、受信側ノードは、高速アクティブスケジュールにもう注意を向けなくてもよくなることを知り、次の規則的にスケジュールされた時間までラジオをオフにすることができる(すなわち、規則的なアクティブスケジュールに戻る)。

50

## 【 0 0 1 3 】

本発明の一実施形態によれば、全体的な規則的なアクティブスケジュール（デバイス間の所定のオン及びオフ時間の通常のパターンで構成される）は、メッシュネットワーク 10 の一部である各々のノードのバックグラウンドで稼動する。このことは、高速アクティブスケジュールモジュールを非アクティブにしたデバイスによってでも、すべてのメッセージを幾らかの規則的な間隔で伝送及び受信できることを補償する。規則的なアクティブスケジュールはネットワークに対する全体的なものであり、いずれの個々のノードによっても局所的に非アクティブにされることはできない。

プロトコルは、メッセージ確認通知機構を採用することができるため、送信側ノードはそのメッセージが適当に受信されたことを判断することができる。受信側ノードは、入ってくるメッセージが適当に対処され枠に入れられたかどうかを確認し、その完全性、及び、正確と思われるものが即時の応答を確認通知メッセージ（ACK又はACK+）形態で送信側ノードに戻されたかどうかを確認する。送信側ノードは、次いで、受信側ノードからの適当な確認通知メッセージの受信により、送信済みメッセージをその内部バッファから消去することができる。伝送されたメッセージが所与の時間の量において確認通知されない場合には、送信側ノードは、何らかの将来の予めスケジュールされたときに、メッセージを再伝送するように判断することができる。上述のように、受信側ノードから送信側ノードに送信し戻された特別なACK+メッセージは、受信側ノードは、高速アクティブスケジュールモードに注意を向けて、より多くのメッセージを迅速に受信する用意があることを送信側ノードに示す。換言すると、受信側ノードは、次いで、スケジュールが重なるため、次の所定の高速アクティブスケジュールのタイムスロット、並びに、所定の規則的なアクティブなタイムスロットに注意を向け始める。受信側ノードが高速アクティブスケジュールのタイムスロットの所与の数において、又は所定の時間の量の後で、伝送を聞かなかった場合には、高速アクティブスケジュールをリンク毎に自動的に非アクティブにして、節電のために、規則的なアクティブスケジュールモードに戻る。したがって、ノードは低電力になるが、局所的なトラフィックの変動に応答性がある。

## 【 0 0 1 4 】

本発明の一態様によれば、高速アクティブスケジュールのリンクは、マスターネットワークコントローラによってではなく、ノード自体によりアクティブ化/非アクティブ化される。このことは、機構を上流側のボトムアッププロセスにする。メッセージの活動は、ネットワーク 10 を通して上方にリップルし、元のノードから開始して、データシンクノード（例えば、ゲートウェイ）に移動する。図 2 に示す例においては、メッシュネットワーク 10 が正常に稼動しているとき、ノード E におけるバッファはノード D 及びノード B におけるバッファを空にし、満たす。ノード F におけるバッファはノード D 及び X におけるバッファを空にし、満たす。ノード C 及び D におけるバッファは、ノード B 及び X におけるバッファを空にし、満たす。ノード B におけるバッファは、ノード A 及び Y におけるバッファを空にし、満たす。ノード X におけるバッファはノード A 及び Z を空にし満たす。ノード A、Y 及び Z におけるバッファは、ゲートウェイノード GW 1 及び GW 2 におけるバッファを空にする。ゲートウェイノード GW 1 及び GW 2 は、ホストコンピュータ上で稼動するゲートウェイアプリケーションにより非常に迅速に作動させることができる。各々のゲートウェイノード GW 1、GW 2 は、これに向けられたすべてのネットワークメッセージに対するデータシンクと考慮することができ、メッシュネットワーク 10 において通常は障害にならないように、十分な容量及び機能で設計される。

## 【 0 0 1 5 】

無線メッシュネットワーク 10 に用いられる局所的にアクティブにされた第 1 アクティブスケジュールリングに対する適用例の一例は、デジタルバルブコントローラ（DVC）又はレーダレベルゲージ又は振動モニタからのような無線遠隔デバイス診断である。DVC 診断ファイルは、32 キロバイトの大きさのデータとすることができる。典型的な無線プロトコルに共通の、メッセージ当たり 70 から 80 バイトのペイロードにおいて、400 ものメッセージパケットがファイル転送を完了することが要求される。典型的な無線メッ

10

20

30

40

50



シュネットワークプロトコルを用いて、こうした大きい診断ファイルを、ホストシステムにアップロードするには数時間かかる。ネットワーク全体にわたり高速アクティブスケジュールを全体的にアクティブにすることは、アップロードプロセスを大いに高速化するが、アップロードメッセージ経路に能動的に参加していないノードは、次いで、不要に電力を消費する。説明されたメッセージバッファキュー機構と共に、局所的にアクティブにされたスケジューリングを用いることにより、元のDVCノードからゲートウェイノードGW1、GW2におけるデータシンクへの経路上のルーティング帯域幅は要求に応じて劇的に増加する。

【0016】

ホストシステムのアプリケーション（ホスト12上で稼動する）がゲートウェイGW1又はGW2を通して接続し、ノードEに配置されるDVCが自己診断ルーチンを実行すると仮定する。これを行うためには、診断要求メッセージがゲートウェイGW1又はGW2を通り、下流側にネットワーク10を通してノードEに送られる。例えば、経路は、ホスト12 GW1 A B D E又はホスト12 GW1 Y B Eとすることができる。応答メッセージは、例えば、経路E D X Z GW1（又はGW2）ホスト12により、ノードEにおけるDVCからゲートウェイGWに帰り、要求と適合しており、診断ファイルのアップロードプロセスを開始する。DVCが診断ファイルのアップロードプロセスを開始するに伴い、診断ファイルを小さい連続番号が付けられ、典型的には各々が70から80バイトであるデータパケットにセグメント化し、そのメッセージバッファをデータパケットで満たし始める。メッセージの出る行く伝送は、依然としてより低速の全体的な通常のアクティブなスケジュールでスケジュールされているため、DVCノードは、プロセスのこの時点でメッセージバッファを迅速に満たす。メッセージバッファが満たされたときには、データを診断ファイルからメッセージバッファに転送するプロセスは、次に説明されるようにメッセージが首尾よく送信され、確認通知されるまで、停止する。DVCデバイス（ノードE）が首尾よく第1の出ていくメッセージにおけるファイルの第1部分をその親の1つ（この例ではノードDと仮定する）に伝送したときには、これはメッセージバッファキュー番号（BQ#）を含む。ノードEのBQ#は、例におけるこの点で幾らかの最大値と恐らく等しくなり、DVCデバイスは、送信の用意ができたはるかに多くの情報を有することを示す。ノードDがメッセージパケットを受信し、次いで、ノードEから受信するBQ#を調べると仮定する。BQ#に対する大きい値を見ると、ノードDは、それ自体の機能及び動力資源の知識に基づいて、より多くのトラフィックを扱うことができると判断し、その高速アクティブスケジュールをオンにする。これは次いで、ACK+確認通知をノードEに戻して、より高速のスケジュールで、より多くのメッセージを受信する用意があることを示す。ノードEは、ノードDから確認通知を受け取ると、そのバッファから第1メッセージパケットを消去して、別のパケットが大きい診断ファイルからそのメッセージバッファにロードされる場所をあけ、次いで、高速アクティブスケジュールに基づいて、メッセージをノードDに伝送し始める。このことは、メッセージは、出力するより速く入力として受け入れることができるため、ノードDにおけるメッセージバッファを迅速に満たすことを生じさせる。ノードDのメッセージバッファが満たされたとき、ノードDはノードEからの別のメッセージの受け取りの確認通知を拒否し、アップロードプロセスは、一時的にストールする。

【0017】

ノードDが規則的なアクティブスケジュールで、首尾よいメッセージをその親の1つ（ノードB又はノードXのいずれか）に伝送したときに、アップロードプロセスは再度継続する。この上流側メッセージには、恐らくプロセスのこの時点の最大値で設定されたノードDのBQ#が含まれる。議論のために、ノードBが第1のアップロードされたメッセージパケットE D Bを受信すると仮定する。ノードBがノードDから適当にメッセージを受信し、ノードDからのBQ#を調べると仮定する。これが大きい値であることにより、ノードBは、ノードDにより与えられるより多くの作業を扱うことができるかどうか判

10

20

30

40

50

断しなければならない。ノードBは、制限された電源から電力を与えられていること又はその電池残量が低いことを知っているため、その高速アクティブスケジュールをアクティブにできないと判断したと仮定する。ノードBは、次いで、規則的なACK確認通知メッセージをノードDに戻して、依然として規則的アクティブスケジュール上にあり、その高速アクティブスケジュールはアクティブにできなかったことを示す。ノードBは、次いで、規則的なアクティブスケジュールを用いて、メッセージをその親であるノードA及びYに送り続ける。メッセージパケットは、E D B A GW 1 (又はGW 2) 又はE B A GW 1 (又はGW 2) 及びE D B Y GW 1 (又はGY 2) を通過するが、トラフィックはノードBで障害になる。

【0018】

規則的なアクティブスケジュールにおいては、あらゆるノードは幾つかのメッセージを各々の親に各々のサイクルにおいて少なくとも一度送信するようにプログラムされる。したがって、ノードDは、そのメッセージの幾つかを他の親であるノードXに、各々の規則的アクティブスケジュール中に少なくとも一度送信する。ノードXがノードDから適当にメッセージを受信したと仮定する。ノードXは、ノードDから受信するBQ#を調査する。大きいBQ#値により、ノードXは、ノードDにより与えられる付加的な作業を扱うことができるかどうか判断しなければならない。ノードXは、ノードCより高機能であり、その高速アクティブスケジュールをアクティブにすると仮定する。次いで、ノードXは、ACK+メッセージをノードDに送信し戻し、メッセージを受信してその高速アクティブスケジュールをアクティブにしたことを示す。ノードDは、ACK+メッセージを受信して、ノードBに対してよりノードXに対して迅速にメッセージを送信し始めることができることを知る。ノードXにメッセージを送信することは、ノードXにおけるメッセージバッファを迅速に満たし、アップロードプロセスは再び一時的にストールする。

【0019】

ノードXは、規則的なアクティブスケジュールで、メッセージパケットをその親であるノードA及びZに送信する。前の議論におけるように、ノードA及びZは、ノードXにより与えられる付加的な作業を扱うことができるかどうか判断しなければならない。いずれか一方がその高速アクティブスケジュールをアクティブにし、ACK+をノードXに送信した場合には、高速アップロードプロセスは迅速に再開して、ノードA (又はノードZ) におけるバッファを満たす。ゲートウェイノードGWは、ネットワーク10において最も有能なノードである。これは常に高速アクティブスケジュールを稼働させており、受信したメッセージに対して常にACK+確認通知で応答する。パケットE D X A GW 1 (GW 2) 又はE D X Z GW 1 (又はGW 2) のアップロードは迅速に生じ、高速アップロード経路が単一の全体的な規則的アクティブスケジュールのサイクル内で確立されるという結果になる。

高速経路は、支持ノードがそれを継続することを可能にする限り、又は、診断ファイル転送が完了し、バッファが空になるまで持続する。ノードEのバッファが最後の残りのメッセージをちょうど伝送したときには、そのBQ#はBQ# = 1に下がり、次いで、ACKメッセージを受信したときにはBQ# = 0に下がる。この最後のメッセージを受信すると、ノードDは迅速にノードEとの高速アクティブスケジュールのリンクを非アクティブにし、全体的な規則的アクティブスケジュールのリンクに戻る。ノードDは、依然として、それ自体のメッセージバッファを空にすることができるまで、ノードXとの上流側のアクティブスケジュールのリンクを開いたままにする。ノードXからの最終確認通知 (ACK又はACK+) の受信により、ノードDは、ノードXとの高速アクティブスケジュールリンクを非アクティブにする。ノードX、A、及びYのメッセージバッファが空になると、同じことがこれらにも生じる。

【0020】

ノードBは、依然として、規則的アクティブスケジュールでノードDと通信しているため、偶然に、ノードXの代わりにファイル転送の最後のパケットを受信することができる。ノードXは、不活動性のために高速アクティブスケジュールを止める方法が必要である

10

20

30

40

50

。ノードに構築されたタイムアウト機構は、所与の不活動性の期間の後で、その高速アクティブスケジュールを非アクティブにすることが好ましい。ノードBがノードDから最後のファイル転送パケットを受信したこの例では、ノードX及びZは、所与の期間の不活動性の後で時間切れになり、高速アクティブスケジュールを非アクティブにし、全体的な規則的アクティブスケジュールのみに戻る。ノードA又はYのいずれかがこの最後のパケットをノードBからゲートウェイノードGW1又はGW2に取り次ぎ、それが終わったときに高速アクティブスケジュールを非アクティブにする。代替的なノードであるノードY又はノードAは、場合によっては、不活動性のために時間切れになる。時間切れ期間は、厳密に時間ベースであってもよいし、高速アクティブフレームのサイクルの定数を計数することにより判断してもよい。

10

#### 【0021】

上の例においては、ノードB、C及びFは、より低速の規則的アクティブスケジュールで送信するのみであり、したがって、必要以上に電力を消費しない。ノードBは、リソース制限のために、高速アクティブスケジュールに入らないという選択をし、ノードC及びFは、ノードEからゲートウェイノードGW1又はGW2への上流側経路上にないため、高速アクティブスケジュールをアクティブにする必要になったことはない。

ネットワークを通して高速ホップ経路を確立する必要性は、ゲートウェイノードGW1又はGW2に取り付けられたゲートウェイ又はホストベースのアプリケーションからではなく、ネットワークにおけるあらゆるデバイス内で生じることができる。局所的にアクティブにされたスケジュールを有することは、これらのニーズに対して、全体的にアクティブにされた高速アクティブスケジュールよりはるかに応答性があり、主ネットワーク内にサブネットワークを自己形成することを可能にする。

20

#### 【0022】

局所的な要求に基づく高速アクティブスケジュールの局所的なアクティブ化は、種々の実施形態による多数の重要な利点を提供する。第1に、局所的にアクティブにされた、自己認識、及び自消性のサブネットワークの自己形成を可能にする。

第2に、局所的なアクティブ化は、ネットワークメッセージヘッダにおいて低いオーバーヘッド(BQ#)で実施するために単純である。

第3に、局所的なアクティブ化は、低電力ノード及び低電力ネットワークに適応可能である。これは、低電力ネットワークの中に待ち時間が少ないサブネットワークを形成することを可能にする。

30

第4に、局所的なアクティブ化は動的である。これは、ネットワークのノードで条件を変化させることに適応し、必要に応じて及び可能であれば帯域を加えるように要求を変化させることに適応し、使用可能であるときに、待ち時間を減らすために個々のノードで電力を用いる。

第5に、形成されたサブネットワークは、バックグラウンドで稼動する全体的な規則的アクティブスケジュールと連係されたまま残る。このことは、システム内の衝突及び対立を防ぐ。

#### 【0023】

第6に、高速アクティブスケジュールの局所的なアクティブ化は、ホスト12からの下流側トラフィック又はホスト12に向かう上流側トラフィックにおいて生じることができる。リンク毎に高速アクティブスケジュールを局所的にアクティブにする利点は、通信の両方向に適用可能である。

40

第7に、局所的なアクティブ化は、1つ、2つ又はそれ以上のゲートウェイを有するネットワークに適用可能である。

本発明は好ましい実施形態に関して説明されたが、当業者であれば本発明の精神及び範囲から逸脱することなく、形態及び詳細に変更を行うことができることを認識するであろう。

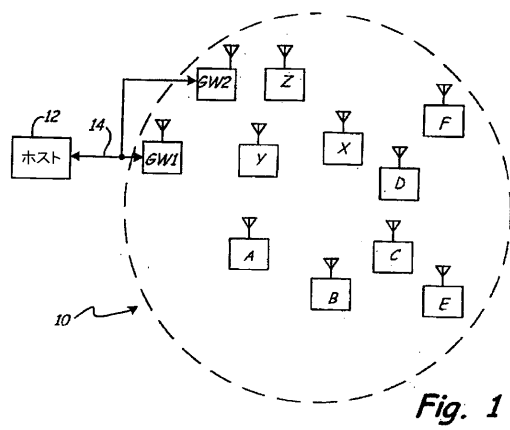
#### 【符号の説明】

#### 【0024】

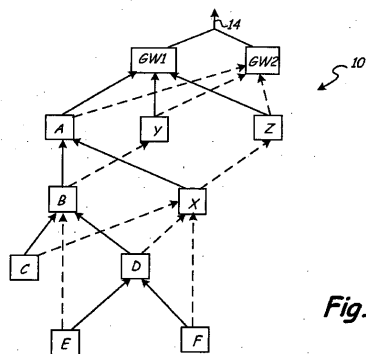
50

- 10 : メッシュネットワーク  
 12 : ホストコンピュータ  
 14 : 高速ネットワーク

【図 1】



【図 2】



---

フロントページの続き

(74)代理人 100120525

弁理士 近藤 直樹

(72)発明者 オース ケリー エム

アメリカ合衆国 ミネソタ州 5 5 3 4 4 - 3 6 9 5 エデン プレイリー テクノロジー ドラ  
イヴ 1 2 0 0 1 ローズマウント インコーポレイテッド内

(72)発明者 オストビー フィリップ ジー

アメリカ合衆国 ミネソタ州 5 5 3 4 4 エデン プレイリー テクノロジー ドライヴ 1 2  
0 0 1 ローズマウント インコーポレイテッド内

審査官 深津 始

(56)参考文献 特表 2 0 0 3 - 5 0 1 9 4 1 ( J P , A )

特表 2 0 0 6 - 5 2 7 5 2 3 ( J P , A )

(58)調査した分野(Int.Cl. , D B 名)

H 0 4 W 4 / 0 0 - H 0 4 W 9 9 / 0 0