

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第5464066号  
(P5464066)

(45) 発行日 平成26年4月9日(2014.4.9)

(24) 登録日 平成26年1月31日(2014.1.31)

(51) Int.Cl.

F I

G06K 19/07 (2006.01)

G06K 19/00 H

H04B 5/02 (2006.01)

H04B 5/02

G06K 19/00 N

請求項の数 7 (全 26 頁)

(21) 出願番号 特願2010-133181 (P2010-133181)  
 (22) 出願日 平成22年6月10日 (2010.6.10)  
 (65) 公開番号 特開2011-258071 (P2011-258071A)  
 (43) 公開日 平成23年12月22日 (2011.12.22)  
 審査請求日 平成25年6月10日 (2013.6.10)

(73) 特許権者 000002185  
 ソニー株式会社  
 東京都港区港南1丁目7番1号  
 (74) 代理人 100082131  
 弁理士 稲本 義雄  
 (74) 代理人 100121131  
 弁理士 西川 孝  
 (72) 発明者 根岸 正樹  
 東京都港区港南1丁目7番1号 ソニー株  
 式会社内  
 (72) 発明者 赤井田 徹郎  
 東京都港区港南1丁目7番1号 ソニー株  
 式会社内  
 審査官 和田 財太

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 通信装置、及び、通信方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

リーダライタとの間で近接通信を行う通信手段と、  
 前記リーダライタからのコマンドに従い、不揮発性メモリに対するデータの書き込みを  
 制御する制御手段と  
 を備え、  
 前記不揮発性メモリの記憶領域の一部は、サービスに割り当てられる最小単位の記憶領  
 域であるユーザブロックであり、  
 前記ユーザブロックは、複数のユニットを有し、  
 前記ユニットは、書き込みが行われる所定単位の記憶領域であるページを1ページ以上  
 有し、  
 前記ユーザブロックを構成する複数のユニットのうちの少なくとも1のユニットは、前  
 記ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能するバ  
 ッファユニットであり、  
 前記不揮発性メモリは、前記不揮発性メモリの記憶領域を管理するための管理情報を記  
 憶し、  
 前記管理情報は、前記ユニットを特定するユニットナンバを含み、  
 前記制御手段は、  
 前記リーダライタからのコマンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込  
 み、

10

20

前記バッファユニットのユニットナンバとして、データを書き込むべき対象のユニットである対象ユニットのユニットナンバを書き込み、

前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとする

ことで、対象ユニットへのデータの書き込みを行い、

前記通信手段において前記リーダーライタからのRF信号が受信されることで起動し、起動後、前記リーダーライタからのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、前記バッファユニットの全ページをイレースする

通信装置。

【請求項 2】

前記ユニットは、1 ページで構成され、

前記不揮発性メモリの記憶領域の他の一部は、前記ユーザブロックごとの管理情報を記憶する管理ブロックであり、

前記ユーザブロックの管理情報は、そのユーザブロックが有する複数のユニットそれぞれのユニットナンバと、データが前記不揮発性メモリに書き込まれるごとに規則的に値が更新される1のシーケンスナンバとを含む

請求項 1 に記載の通信装置。

【請求項 3】

前記ユニットは、複数のページで構成され、

1 のユニットが有する複数のページのうちの1のページは、前記ユニットごとの管理情報を記憶する管理ページであり、

前記ユニットの管理情報は、そのユニットのユニットナンバと、データが前記不揮発性メモリに書き込まれるごとに規則的に値が更新される1のシーケンスナンバとを含む

請求項 1 に記載の通信装置。

【請求項 4】

前記制御手段は、

前記リーダーライタからのコマンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込み、

前記バッファユニットのユニットナンバとして、前記対象ユニットのユニットナンバを書き込み、

その後、前記対象ユニットの前記管理ページをイレースすることで、前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとする

請求項 3 に記載の通信装置。

【請求項 5】

前記制御手段は、

前記ユニットの管理ページ以外のページに、データを書き込んだ後、前記管理ページに、前記ユニットナンバ、前記シーケンスナンバ、及び、前記ユニットに書き込んだデータのエラーを検出するためのエラー検出コードを書き込み、

前記起動処理中に、同一のユニットナンバのユニットが存在し、その同一のユニットナンバのユニットのうちの、シーケンスナンバが新しいユニットのエラー検出コードが正常である場合、前記シーケンスナンバが新しいユニットを、最新の書き込みが行われた最新ユニットとして認識し、その最新ユニットの管理ページへの、その管理ページの記憶内容の再書き込みを行う

請求項 4 に記載の通信装置。

【請求項 6】

前記不揮発性メモリは、EEPROMである

請求項 1 に記載の通信装置。

【請求項 7】

リーダーライタとの間で近接通信を行う通信手段と、

前記リーダーライタからのコマンドに従い、不揮発性メモリに対するデータの書き込みを制御する制御手段と

10

20

30

40

50

を備える通信装置の通信方法において、  
前記不揮発性メモリの記憶領域の一部は、サービスに割り当てられる最小単位の記憶領域であるユーザブロックであり、

前記ユーザブロックは、複数のユニットを有し、

前記ユニットは、書き込みが行われる所定単位の記憶領域であるページを１ページ以上有し、

前記ユーザブロックを構成する複数のユニットのうちの少なくとも１のユニットは、前記ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能するバッファユニットであり、

前記不揮発性メモリは、前記不揮発性メモリの記憶領域を管理するための管理情報を記憶し、

前記管理情報は、前記ユニットを特定するユニットナンバを含み、

前記制御手段が、

前記リーダライタからのコマンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込み、

前記バッファユニットのユニットナンバとして、データを書き込むべき対象のユニットである対象ユニットのユニットナンバを書き込み、

前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとする

ことで、対象ユニットへのデータの書き込みを行い、

前記通信手段において前記リーダライタからのRF信号が受信されることで起動し、起動後、前記リーダライタからのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、前記バッファユニットの全ページをイレースする

ステップを含む通信方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【０００１】

本発明は、通信装置、及び、通信方法に関し、特に、例えば、リーダライタとの間で近接通信を行うICカードやICチップ等の無線タグが内蔵する不揮発性メモリについて、リテンション特性を維持し、かつ、書き込みに要する書き込み処理時間を短くすることができるようにする通信装置、及び、通信方法に関する。

【背景技術】

【０００２】

近年、IC(Integrated Circuit)カード等を用いて、近距離で非接触により無線通信を行う近接通信が、例えば、電子定期券や、電子マネー等で利用されており、また、近接通信を利用した電子定期券や、電子マネーの機能を有する携帯電話機が広く普及してきている。

【０００３】

近接通信は、例えば、ISO/IEC 14443や、ISO/IEC 18092 (以下、NFC(Near Field Communication)ともいう)として規格化されている。

【０００４】

ここで、NFCの規格に準拠した通信等の近接通信を行う通信装置のうちの、RF(Radio Frequency)信号を出力するリーダライタとの間で、リーダライタからの信号に応答する形で近接通信を行うICカードやICチップ等の通信装置を、無線タグともいう。

【０００５】

無線タグは、例えば、EEPROM(Electrically Erasable Programmable Read Only Memory)等の不揮発性メモリを内蔵し、近接通信により、リーダライタとの間でやりとりされるデータの、不揮発性メモリに対する読み書きを行うことで、各種のサービスを提供する。

【０００６】

なお、無線タグの中には、リーダライタが出力するRF信号を電力として動作するバッテリーレスの無線タグがある。

10

20

30

40

50

## 【 0 0 0 7 】

バッテリーレスの無線タグは、リーダライタが出力するRF信号を電力として動作するので、リーダライタから離れると、十分な電力を得ることができなくなる。

## 【 0 0 0 8 】

このため、例えば、無線タグにおいて、内蔵する不揮発性メモリにアクセスが行われている最中に、無線タグがリーダライタから離れると、無線タグは動作することができなくなって、メモリコラプション (Memory Corruption) が生じること、すなわち、不揮発性メモリに記憶されたデータに不整合が生じることがある。

## 【 0 0 0 9 】

また、メモリコラプションは、バッテリーを有する無線タグ (例えば、携帯電話機に内蔵されたICチップ) においても、無線タグが、リーダライタから離れることによって、不揮発性メモリに書き込むデータを、リーダライタから受信することができなくなった場合に生じることがある。

## 【 0 0 1 0 】

メモリコラプションに対処する方法としては、無線タグの不揮発性メモリにおいて、最新のデータを、直前に書き込まれたデータに上書きするのではなく、直前に書き込まれたデータの記憶領域とは別の記録領域に書き込む方法がある (例えば、特許文献 1 を参照) 。

## 【 先行技術文献 】

## 【 特許文献 】

## 【 0 0 1 1 】

【 特許文献 1 】 特許第3702923号

## 【 発明の概要 】

## 【 発明が解決しようとする課題 】

## 【 0 0 1 2 】

無線タグは、上述した電子定期券や電子マネーの他、例えば、入退出の管理や、在庫管理等の各種のサービスに用いることができるが、ユーザにストレスを感じさせないように、サービスを提供するには、無線タグが内蔵する不揮発性メモリにデータを書き込むのに要する書き込み処理時間を短くする必要がある。

## 【 0 0 1 3 】

一方、無線タグが内蔵する不揮発性メモリのメモリセル (の状態) を、データが書き込まれていない (消去された) イレース (Erase) 状態や、データが書き込まれているライト (Write) 状態に、長時間に亘って保持しておくリテンション特性を高めるためには、メモリセルを構成するトランジスタの浮遊ゲートに、電荷 (電子又は正孔) を十分に蓄積する必要がある。

## 【 0 0 1 4 】

図 1 は、不揮発性メモリであるEEPROMへのデータの書き込みを説明する図である。

## 【 0 0 1 5 】

EEPROMにデータを書き込む場合、メモリセルをイレース状態にするイレースが行われ、その後、イレース状態のメモリセルをライト状態にするライトが行われる。

## 【 0 0 1 6 】

そして、例えば、EEPROMでは、ある程度のリテンション特性を維持するために、浮遊ゲートに電荷を蓄積する電荷蓄積時間が、メモリセルがイレース状態やライト状態に遷移する時間に比較して長い。

## 【 0 0 1 7 】

電荷蓄積時間を短くすれば、書き込み処理時間を短くすることができるが、電荷蓄積時間を短くすると、リテンション特性が低下する。

## 【 0 0 1 8 】

したがって、書き込み処理時間を短くすることと、リテンション特性を維持することとは、トレードオフの関係にあるが、リテンション特性が低下し、ライト状態やイレース状

10

20

30

40

50

態を維持することができない場合には、無線タグが使用不能となるので、リテンション特性を犠牲にして、書き込み処理時間を短くすることは、望ましくない。

【 0 0 1 9 】

本発明は、このような状況に鑑みてなされたものであり、リテンション特性を維持し、かつ、書き込み処理時間を短くすることができるようにするものである。

【課題を解決するための手段】

【 0 0 2 0 】

本発明の一側面の通信装置は、リーダライタとの間で近接通信を行う通信手段と、前記リーダライタからのコマンドに従い、不揮発性メモリに対するデータの書き込みを制御する制御手段とを備え、前記不揮発性メモリの記憶領域の一部は、サービスに割り当てられる最小単位の記憶領域であるユーザブロックであり、前記ユーザブロックは、複数のユニットを有し、前記ユニットは、書き込みが行われる所定単位の記憶領域であるページを1ページ以上有し、前記ユーザブロックを構成する複数のユニットのうちの少なくとも1のユニットは、前記ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能するバッファユニットであり、前記不揮発性メモリは、前記不揮発性メモリの記憶領域を管理するための管理情報を記憶し、前記管理情報は、前記ユニットを特定するユニットナンバを含み、前記制御手段は、前記リーダライタからのコマンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込み、前記バッファユニットのユニットナンバとして、データを書き込むべき対象のユニットである対象ユニットのユニットナンバを書き込み、前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとすることで、対象ユニットへのデータの書き込みを行い、前記通信手段において前記リーダライタからのRF信号が受信されることで起動し、起動後、前記リーダライタからのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、前記バッファユニットの全ページをイレースする通信装置である。

【 0 0 2 1 】

本発明の一側面の通信方法は、リーダライタとの間で近接通信を行う通信手段と、前記リーダライタからのコマンドに従い、不揮発性メモリに対するデータの書き込みを制御する制御手段とを備える通信装置の通信方法において、前記不揮発性メモリの記憶領域の一部は、サービスに割り当てられる最小単位の記憶領域であるユーザブロックであり、前記ユーザブロックは、複数のユニットを有し、前記ユニットは、書き込みが行われる所定単位の記憶領域であるページを1ページ以上有し、前記ユーザブロックを構成する複数のユニットのうちの少なくとも1のユニットは、前記ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能するバッファユニットであり、前記不揮発性メモリは、前記不揮発性メモリの記憶領域を管理するための管理情報を記憶し、前記管理情報は、前記ユニットを特定するユニットナンバを含み、前記制御手段が、前記リーダライタからのコマンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込み、前記バッファユニットのユニットナンバとして、データを書き込むべき対象のユニットである対象ユニットのユニットナンバを書き込み、前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとすることで、対象ユニットへのデータの書き込みを行い、前記通信手段において前記リーダライタからのRF信号が受信されることで起動し、起動後、前記リーダライタからのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、前記バッファユニットの全ページをイレースするステップを含む通信方法である。

【 0 0 2 2 】

以上のような一側面においては、前記不揮発性メモリの記憶領域の一部は、サービスに割り当てられる最小単位の記憶領域であるユーザブロックであり、前記ユーザブロックは、複数のユニットを有し、前記ユニットは、書き込みが行われる所定単位の記憶領域であるページを1ページ以上有し、前記ユーザブロックを構成する複数のユニットのうちの少なくとも1のユニットは、前記ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能するバッファユニットであり、前記不揮発性メモリは、前記不揮発性メモリの記憶領域を管理するための管理情報を記憶し、前記管理情報は、前記ユニットを特定するユニットナンバを含む。そして、前記制御手段は、前記リーダライタからのコ

マンドに従い、データを、前記バッファユニットに書き込み、前記バッファユニットのユニットナンバとして、データを書き込むべき対象のユニットである対象ユニットのユニットナンバを書き込み、前記対象ユニットを、新たなバッファユニットとすることで、対象ユニットへのデータの書き込みを行う。また、前記制御手段は、前記通信手段において前記リーダライタからのRF信号が受信されることで起動し、起動後、前記リーダライタからのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、前記バッファユニットの全ページをイレースする。

【 0 0 2 3 】

なお、通信装置は、独立した装置であっても良いし、1つの装置を構成している内部ブロックであっても良い。

【 発明の効果 】

【 0 0 2 4 】

本発明の一側面によれば、不揮発性メモリのリテンション特性を維持し、かつ、書き込みに要する書き込み処理時間を短くすることができる。

【 図面の簡単な説明 】

【 0 0 2 5 】

【 図 1 】 不揮発性メモリであるEEPROMへのデータの書き込みを説明する図である。

【 図 2 】 本発明を適用した通信システムの一実施の形態の構成例を示すブロック図である。

【 図 3 】 メモリ部 2 4 の論理フォーマットの例を示す図である。

【 図 4 】 メモリ部 2 4 に対するデータの書き込みを説明する図である。

【 図 5 】 メモリコラプションに対する対処を説明する図である。

【 図 6 】 無線タグ 2 0 の処理を説明するフローチャートである。

【 図 7 】 無線タグ 2 0 の書き込み処理時間を説明する図である。

【 図 8 】 メモリ部 2 4 の論理フォーマットの他の例を示す図である。

【 図 9 】 無線タグ 2 0 の処理を説明するフローチャートである。

【 発明を実施するための形態 】

【 0 0 2 6 】

[ 本発明を適用した通信システムの一実施の形態 ]

【 0 0 2 7 】

図 2 は、本発明を適用した通信システム（システムとは、複数の装置が論理的に集合した物をいい、各構成の装置が同一筐体中にあるか否かは、問わない）の一実施の形態の構成例を示すブロック図である。

【 0 0 2 8 】

図 2 において、通信システムは、リーダライタ 1 0、及び、無線タグ 2 0 から構成される。

【 0 0 2 9 】

リーダライタ 1 0 は、アンテナ 1 1 を有し、アンテナ 1 1 から RF 信号を出力することにより、無線タグ 2 0 との間で、非接触で近接通信を行い、無線タグ 2 0（が内蔵するメモリ部 2 4）に、データを記憶させ（書き込み）、また、無線タグ 2 0 からデータを読み出す。

【 0 0 3 0 】

無線タグ 2 0 は、リーダライタ 1 0 に近接すると、リーダライタ 1 0 がアンテナ 1 1 から出力する RF 信号を電源として動作を開始し、リーダライタ 1 0 との間で近接通信を行う。

【 0 0 3 1 】

近接通信では、リーダライタ 1 0 は、RF 信号をデータに従って変調することにより、データを送信し、無線タグ 2 0 は、リーダライタ 1 0 が RF 信号によって送信するデータを受信して、内蔵するメモリ部 2 4 に書き込む。

【 0 0 3 2 】

10

20

30

40

50

また、無線タグ 20 は、メモリ部 24 に記憶されたデータを読み出し、リーダライタ 10 から送信されてくる RF 信号を負荷変調することで、データを、リーダライタ 10 に送信する。

【0033】

すなわち、無線タグ 20 は、アンテナ 21、RF 部 22、コマンドシーケンサ部 23、及び、メモリ部 24 を有する。

【0034】

アンテナ 21 は、例えば、コイルとコンデンサとからなる共振回路で構成され、リーダライタ 10 からの RF 信号を受信し、RF 部 22 に供給する。

【0035】

RF 部 22 は、リーダライタ 10 との間で近接通信を行う。

【0036】

すなわち、RF 部 22 は、リーダライタ 10 と無線タグ 20 とが近接することにより、アンテナ 21 で、リーダライタ 10 からの RF 信号を受信されると、その RF 信号から電源となる電力を得て、必要なブロックに供給する。

【0037】

また、RF 部 22 は、リーダライタ 10 からの RF 信号を、コマンドやデータに復調し、コマンドシーケンサ部 23 に供給する。

【0038】

さらに、RF 部 22 は、コマンドシーケンサ部 23 から供給されるデータに従って、リーダライタ 10 からの RF 信号を負荷変調することで、データを、リーダライタ 10 に送信する。

【0039】

コマンドシーケンサ部 23 は、RF 部 22 から供給される、リーダライタ 10 からのコマンドに従って、シーケンス制御を行うことで、メモリ部 24 に対するデータの読み書き等の制御を行う。

【0040】

すなわち、コマンドシーケンサ部 23 は、リーダライタ 10 からのコマンドが、データの書き込みを要求するライトコマンドである場合、そのライトコマンドとともに、リーダライタ 10 から送信され、RF 部 22 から供給されるデータを、メモリ部 24 に書き込む。

【0041】

また、コマンドシーケンサ部 23 は、リーダライタ 10 からのコマンドが、データの読み出しを要求するリードコマンドである場合、メモリ部 24 からデータを読み出し、RF 部 22 に供給する。

【0042】

メモリ部 24 は、例えば、EEPROM 等の不揮発性メモリであり、コマンドシーケンサ部 23 の制御（管理）の下、データを記憶する。

【0043】

[メモリ部 24 の論理フォーマット]

【0044】

図 3 は、図 1 の無線タグ 20 が有するメモリ部 24 の論理フォーマットを説明する図である。

【0045】

メモリ部 24 の記憶領域の一部は、例えば、定期券や、所定のサービス提供者が管理する電子マネー、イベント等のチケット等のサービスに割り当てられる最小単位の記憶領域であるユーザブロックになっている。

【0046】

メモリ部 24 には、1 個以上のユーザブロックが設けられる。

【0047】

ここで、サービスには、1 個以上のユーザブロックが割り当てられ、その 1 個以上のユ

10

20

30

40

50

ーザブロックに、サービスを提供するためのデータが記憶される。

【0048】

ユーザブロックは、複数である $M+1$ 個のユニットを有する（ $M$ は、1以上の整数）。

【0049】

ユニットには、サービスを提供するためのデータが書き込まれる。但し、ユーザブロックを構成する $M+1$ 個のユニットのうちの1個のユニットは、ユーザブロックに書き込まれるデータをバッファリングするバッファとして機能する。

【0050】

以上のように、ユーザブロックを構成する1個のユニットは、バッファとして機能するため、ユーザブロックは、バッファとして機能する1個のユニットと、サービスを提供するためのデータを記憶する1以上の $M$ 個のユニットとの、合計で、複数である $M+1$ 個のユニットを有する。

10

【0051】

ここで、以下、ユーザブロックを構成する $M+1$ 個のユニットのうちの、バッファとして機能するユニットを、バッファユニットともいい、バッファユニットではないユニットを、データユニットともいう。

【0052】

図3では、ユーザブロックを構成する $M+1$ 個のユニットのうちの、 $M+1$ 番目のユニットが、バッファユニットになっており、他の1ないし $M$ 番目の $M$ 個のユニットは、データユニットになっている。

20

【0053】

なお、バッファユニットとなるユニットは、ユーザブロックに対するデータの書き込みが行われると変化するが、その説明は、後述する。

【0054】

ユニットは、1以上である $K$ 個のページを有する。

【0055】

ページは、メモリ部24に対する書き込みが行われる最小単位の記憶領域であり、図3では、1ページは、 $N$ バイトの記憶領域になっている。

【0056】

ここで、図3では、ユニットが有するページのうちの1ページは、メモリ部24の記憶領域を管理するための管理情報を記憶するページ（管理ページ）として使用される。

30

【0057】

すなわち、図3では、ユニットを構成する $K$ 個のページのうちの特定の1個のページは、そのユニットを管理するための管理情報が記憶される管理ページになっている。

【0058】

したがって、図3では、ユニットには、データを記憶する1ページ以上のページ（データページ）と、1ページの管理ページとが必要であるため、ユニットを構成するページ数 $K$ は、複数である。

【0059】

なお、図3では、ユニットを構成する $K$ 個のページのうちの $K$ 番目のページが、管理ページになっている。管理ページとなるページは、（バッファユニットのように）変化せず、固定のページである。

40

【0060】

管理ページには、ユニットナンバ、（1個の）シーケンスナンバ、及び、エラー検出コードが、ユニットの管理情報として書き込まれる。

【0061】

ユニットナンバは、そのユニットナンバが書き込まれる管理ページを有するユニットを特定する情報である。

【0062】

シーケンスナンバは、メモリ部24にデータが書き込まれるごとに規則的に更新される

50



値であり、例えば、直前の値に対して、1などの所定値をインクリメント又はデクリメントした値や、直前の値を引数として所定の関数を演算することにより求められる値、入力値と出力値とを対応付けたテーブルを用い、直前の値を入力値として求められる出力値等を採用することができる。

【 0 0 6 3 】

なお、ここでは、例えば、メモリ部 2 4 にデータが書き込まれるごとに1ずつインクリメントされる値を、シーケンスナンバとして用いることとする。

【 0 0 6 4 】

エラー検出コードは、ユニットに書き込まれたデータの誤り（エラー）を検出する誤り検出用のコードで、例えば、CRC(Cyclic Redundancy Checking)等である。

10

【 0 0 6 5 】

[ メモリ部 2 4 に対するデータの書き込み制御 ]

【 0 0 6 6 】

図 4 は、コマンドシーケンサ部 2 3 による、メモリ部 2 4 に対するデータの書き込みの制御を説明する図である。

【 0 0 6 7 】

図 4 において、データが書き込まれるユニットを有するユーザブロックは、M+1個のユニット#1,#2,・・・,#M+1を有する。

【 0 0 6 8 】

そして、図 4 では、データの書き込みが行われる直前（書き込み前）においては、M+1個のユニット#1ないし#M+1のうちの、例えば、M+1番目のユニット#M+1が、バッファユニットになっており、他の1ないしM番目のユニット#1ないし#Mが、データユニットになっている。

20

【 0 0 6 9 】

また、図 4 では、書き込み前においては、データユニット#mのユニットナンバS\_PADは、値mになっている。

【 0 0 7 0 】

なお、バッファユニットには、ユニットナンバS\_PADは付与されないが、図 4 では、便宜上、バッファユニットになっているユニット#M+1のユニットナンバS\_PADを、バッファユニットを表す値としての0としてある。

30

【 0 0 7 1 】

また、図 4 では、書き込み前のデータユニット#1のシーケンスナンバSEQが、値Xになっている。他のデータユニット#2ないし#MのシーケンスナンバSEQの図示は、省略してある。

【 0 0 7 2 】

ここで、1つのユニット#mは、K個のページから構成される。いま、ユーザブロックの1番目のユニット#1の1番目のページを、第1ページということとすると、ユニット#mは、第(m-1)K+1ページないし第mKページのK個のページから構成される。そして、各ユニット#mの最後のページである第mKページは、管理ページである。

【 0 0 7 3 】

40

いま、例えば、リーダーライタ 1 0 から無線タグ 2 0 に対して、ユニットナンバS\_PADが値1のユニットへのデータの書き込みを要求するライトコマンドが、データとともに送信されてきたとする。

【 0 0 7 4 】

この場合、コマンドシーケンサ部 2 3 は、リーダーライタ 1 0 からのライトコマンドに従い、そのライトコマンドとともに送信されてきたデータを、書き込みを行うべき対象のユニットである対象ユニット、すなわち、ユニットナンバS\_PADが値1になっているユニット#1（ライトコマンドによって書き込みが要求されているユニットナンバS\_PADのユニット）ではなく、バッファユニットになっているユニット#M+1に書き込む。

【 0 0 7 5 】

50

さらに、コマンドシーケンサ部 2 3 は、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに、対象ユニットであるユニット#1のユニットナンバS\_PAD=1と同一のユニットナンバS\_PAD=1、所定の値Yに更新されたシーケンスナンバSEQ、及び、エラー検出コードを書き込む。

【 0 0 7 6 】

ここで、図 4 では（後述する図 5 でも同様）、エラー検出コードの図示を省略してある。

【 0 0 7 7 】

また、図 4 において、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに書き込まれるシーケンスナンバSEQの値Yは、対象ユニットであるユニット#1の管理ページに書き込まれているシーケンスナンバSEQ=Xを1だけインクリメントすることにより更新した値X+1である。

【 0 0 7 8 】

以上のように、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに、値が1のユニットナンバS\_PAD、所定の値Yに更新されたシーケンスナンバSEQ、及び、エラー検出コードが書き込まれることで、ユニット#M+1は、バッファユニットではなく、ユニットナンバS\_PADが値1のデータユニットとなる。

【 0 0 7 9 】

その結果、この時点では、ユニットナンバS\_PADが値1のユニットは、ユニット#1及び#M+1の 2 個となる。

【 0 0 8 0 】

但し、ユニット#M+1のシーケンスナンバSEQ=Yは、ユニット#1のシーケンスナンバSEQ=Xよりも新しい値、すなわち、シーケンスナンバSEQ=Xを更新した値X+1になっている。

【 0 0 8 1 】

したがって、ユニットナンバS\_PADが値1の、2 個のユニット#1及び#M+1については、シーケンスナンバSEQを参照することで、最新のデータが書き込まれたユニット#M+1と、データが過去に書き込まれたユニット#1（ユニットナンバS\_PADが値1のユニットに書き込まれたデータのうちの、最新のデータの直前に書き込まれたデータを記憶しているユニット）とを区別することができる。

【 0 0 8 2 】

ここで、ユニットナンバS\_PADが同一の 2 個のユニットが存在する場合に、その 2 個のユニットのうちの、最新のデータが書き込まれたユニット（本実施の形態では、シーケンスナンバが大きい方のユニット）を、新ユニットともいい、データが過去に書き込まれたユニット（シーケンスナンバが小さい方のユニット）を、旧ユニットともいう。

【 0 0 8 3 】

その後、コマンドシーケンサ部 2 3 は、ユニットナンバS\_PADが値1になっている 2 個のユニット#1及び#M+1のうちの旧ユニット、すなわち、対象ユニットであるユニット#1の管理ページをイレースし、イレース状態にすることで、ユニット#1を、新たに、バッファユニットとして、メモリ部 2 4 にデータを書き込む書き込み処理を完了する。

【 0 0 8 4 】

なお、上述したように、バッファユニットには、ユニットナンバS\_PADは付与されないが、図 4 では、新たにバッファユニットになったユニット#1のユニットナンバS\_PADを、バッファユニットであることを表す値0としてある。

【 0 0 8 5 】

以上のように、コマンドシーケンサ部 2 3 は、リーダーライタ 1 0 からのライトコマンドに従い、データを、バッファユニットであるユニット#M+1に書き込み、バッファユニットのユニットナンバとして、対象ユニットであるユニット#1のユニットナンバS\_PAD=1を書き込み、ユニット#1を、新たなバッファユニットとすることで、結果的に対象ユニットとなった、ユニットナンバS\_PADが値1のユニット#M+1へのデータの書き込みを行う。

【 0 0 8 6 】

10

20

30

40

50

その結果、メモリ部 24 では、ユニットナンバS\_PADが値1のユニットに記憶されるデータに関して、最新のデータ（図4では、ユニット#M+1に書き込まれたデータ）が、直前（前回）のデータ（図4では、ユニット#1に書き込まれていたデータ）を残したまま書き込まれるので、メモリコラプション、すなわち、例えば、メモリ部 24 にアクセスが行われている最中に、無線タグ 20 がリーダライタ 10 から離れること等によって、メモリ部 24 に記憶されたデータに不整合が生じた場合に対処することができる。

【0087】

図5は、メモリコラプションに対する対処を説明する図である。

【0088】

図5において、書き込み前においては、図4の場合と同様に、M+1番目のユニット#M+1が、バッファユニットになっており、他の1ないしM番目のユニット#1ないし#Mが、データユニットになっている。

10

【0089】

また、書き込み前においては、データユニット#mのユニットナンバS\_PADは、値mになっており、バッファユニットであるユニット#M+1のユニットナンバS\_PADは、バッファユニットを表す値0になっている。

【0090】

いま、例えば、図4の場合と同様に、リーダライタ 10 から無線タグ 20 に対して、ユニットナンバS\_PADが値1のユニットを対象ユニットとするデータの書き込みを要求するライトコマンドが、データとともに送信されてきたとする。

20

【0091】

この場合、コマンドシーケンサ部 23 は、図4で説明したように、リーダライタ 10 からのライトコマンドに従い、そのライトコマンドとともに送信されてきたデータを、バッファユニットになっているユニット#M+1（ユニットナンバS\_PADが値0になっているユニット）に書き込む。

【0092】

さらに、コマンドシーケンサ部 23 は、図4で説明したように、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに、対象ユニットであるユニット#1のユニットナンバS\_PAD=1と同一のユニットナンバS\_PAD=1、対象ユニットであるユニット#1のシーケンスナンバSEQ=Xを更新した値Y=X+1のシーケンスナンバSEQ、及び、エラー検出コードを書き込み、その後、対象ユニットであるユニット#1の管理ページをイレースし、イレース状態にすることで、ユニット#1を、新たに、バッファユニットとして、メモリ部 24 にデータを書き込む書き込み処理を完了する。

30

【0093】

いま、書き込み処理の途中、すなわち、例えば、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに、ユニットナンバS\_PAD=1、所定の値Yに更新されたシーケンスナンバSEQ、及び、エラー検出コードを書き込んでいる最中に、無線タグ 20 が、リーダライタ 10 から離れ、無線タグ 20 に、必要な電力が供給されなくなった（電源断になった）とする。

【0094】

この場合、コマンドシーケンサ部 23 は、次に、リーダライタ 10 と無線タグ 20 とが近接することにより、電源が供給されて起動したとき（次回の起動時）に、メモリ部 24 の記憶内容をリカバリする。

40

【0095】

すなわち、例えば、バッファユニットになっているユニット#M+1の管理ページに、ユニットナンバS\_PAD=1、所定の値YのシーケンスナンバSEQ、及び、エラー検出コードのうちの、少なくとも、ユニットナンバS\_PAD=1、及び、所定の値Yに更新されたシーケンスナンバSEQが書き込まれた後に、電源断になったとすると、ユニットナンバS\_PADが値1で同一の2個のユニット#1及び#M+1が存在する。

【0096】

50

図4で説明したように、ユニットナンバS\_PADが値1の、2個のユニット#1及び#M+1については、シーケンスナンバSEQを参照することで、最新のデータが書き込まれたユニット（新ユニット）#M+1と、データが過去に書き込まれたユニット（旧ユニット）#1とを区別することができる。

【0097】

次の起動時、コマンドシーケンサ部23は、新ユニットであるユニット#M+1の管理ページのエラー検出コードとしてのCRCを用いて、誤り検出を行い、誤りが検出されなかった場合（エラー検出コードが正常である場合）、新ユニットであるユニット#M+1へのデータの書き込みが正常に完了しているとして、旧ユニットであるユニット#1の管理ページをイレースし、イレース状態にすることで（図5では、ユニットナンバS\_PADが、バッファユニットであることを表す値0にされている）、ユニット#1を、バッファユニットとする。

10

【0098】

そして、その後、図4で説明したように、バッファユニットへの新たなデータの書き込みが行われる。

【0099】

一方、新ユニットであるユニット#M+1の管理ページのエラー検出コードとしてのCRCを用いた誤り検出の結果、誤りが検出された場合（エラー検出コードがエラーである場合）、コマンドシーケンサ部23は、新ユニットであるユニット#M+1へのデータの書き込みが正常に完了していないとして、メモリ部24の状態を、例えば、新ユニットであるユニット#M+1へのデータの書き込みが行われる直前の状態に戻す。

20

【0100】

すなわち、コマンドシーケンサ部23は、新ユニットであるユニット#M+1の管理ページをイレースし、イレース状態にすることで（図5では、ユニットナンバS\_PADが、バッファユニットであることを表す値0にされている）、ユニット#M+1を、バッファユニットとする。

【0101】

そして、その後、図4で説明したように、バッファユニットへの新たなデータの書き込みが行われる。

【0102】

30

[無線タグ20の処理]

【0103】

図6は、図2の無線タグ20の処理を説明するフローチャートである。

【0104】

なお、以下では、1個のユーザブロックに注目し、その1個のユーザブロックに対する処理を説明する。

【0105】

リーダライタ10と無線タグ20とが近接し、無線タグ20のRF部22において、リーダライタ10からのRF信号が受信され、無線タグ20の必要なブロックへの電源の供給が開始されると、コマンドシーケンサ部23は起動する。

40

【0106】

そして、コマンドシーケンサ部23は、起動後、リーダライタ10からのコマンドを受信する前に、例えば、図示せぬ内部レジスタの初期化等の、リーダライタ10との間で近接通信を行うための所定の起動処理を開始する。

【0107】

さらに、コマンドシーケンサ部23は、起動処理中に、メモリ部24のバッファユニットの全ページをイレースし（イレース状態にする処理のみを行い）、イレース状態にする。

【0108】

すなわち、ステップS11において、コマンドシーケンサ部23は、メモリ部24の、

50

注目している注目ユーザブロックを構成するM+1個のユニット#1ないし#M+1の管理ページのユニットナンバS\_PADを確認し、処理は、ステップS 1 2に進む。

【0 1 0 9】

ステップS 1 2では、コマンドシーケンサ部2 3は、ステップS 1 1でのユニットナンバS\_PADの確認の結果に基づいて、同一のユニットナンバS\_PADのユニット（2個のユニット）が存在するかどうかを判定する。

【0 1 1 0】

ステップS 1 2において、同一のユニットナンバS\_PADのユニットが存在しないと判定された場合、すなわち、管理ページがイレース状態になっているユニット、つまり、バッファユニットが存在する場合、処理は、ステップS 1 3ないしS 1 5をスキップして、ステップS 1 6に進む。

10

【0 1 1 1】

また、ステップS 1 2において、同一のユニットナンバS\_PADのユニットが存在すると判定された場合、すなわち、例えば、前回行われた書き込み処理が完了しなかったために、図5で説明したように、管理ページがイレース状態になっているユニットであるバッファユニットが存在せず、ユニットナンバS\_PADが同一の2個のユニットが存在する場合、処理は、ステップS 1 3に進み、コマンドシーケンサ部2 3は、同一のユニットナンバS\_PADの2個のユニットのうちの、シーケンスナンバSEQが新しいユニット（新ユニット）のエラー検出コードを用いて、新ユニットに誤りがないかどうかを判定する誤り検出を行う。

20

【0 1 1 2】

ステップS 1 3において、新ユニットに誤りがある（エラー検出コードが正常でない）と判定された場合、処理は、ステップS 1 4に進み、コマンドシーケンサ部2 3は、同一のユニットナンバS\_PADの2個のユニットのうちの、シーケンスナンバSEQが古いユニット（旧ユニット）を、最新の正常な書き込みが行われた最新ユニットとして認識する。

【0 1 1 3】

さらに、ステップS 1 4では、コマンドシーケンサ部2 3は、同一のユニットナンバS\_PADの2個のユニットのうちの他方のユニット（新ユニット）を、バッファユニットとして認識し、処理は、ステップS 1 6に進む。

【0 1 1 4】

30

また、ステップS 1 3において、新ユニットに誤りがない（エラー検出コードが正常である）と判定された場合、処理は、ステップS 1 5に進み、コマンドシーケンサ部2 3は、同一のユニットナンバS\_PADの2個のユニットのうちの、シーケンスナンバSEQが新しいユニット（新ユニット）を、最新の正常な書き込みが行われた最新ユニットとして認識する。

【0 1 1 5】

さらに、ステップS 1 5では、コマンドシーケンサ部2 3は、同一のユニットナンバS\_PADの2個のユニットのうちの他方のユニット（旧ユニット）を、バッファユニットとして認識し、処理は、ステップS 1 6に進む。

【0 1 1 6】

40

ステップS 1 6では、コマンドシーケンサ部2 3は、バッファユニットの管理ページが、イレース状態であるかどうかを判定する。

【0 1 1 7】

ステップS 1 6において、バッファユニットの管理ページが、イレース状態であると判定された場合、すなわち、前回行われた書き込み処理の、後述するステップS 2 2において、バッファユニットの管理ページのイレースが行われている場合、処理は、ステップS 1 7をスキップして、ステップS 1 8に進む。

【0 1 1 8】

また、ステップS 1 6において、バッファユニットの管理ページが、イレース状態でないと判定された場合、すなわち、前回行われた書き込み処理の、後述するステップS 2 2

50

において、バッファユニットの管理ページのイレースが行われておらず、したがって、ステップS 2 2の直前のステップS 2 1で行われる、前回行われた書き込み処理時にバッファユニットになっていてデータの書き込みが行われた最新ユニットの管理ページについて、十分なリテンション特性を維持することができる程度の浮遊ゲートへの電荷の蓄積が行われていない可能性がある場合、処理は、ステップS 1 7に進み、コマンドシーケンサ部2 3は、最新ユニットの管理ページへの、その管理ページの記憶内容の再書き込みを行って、処理は、ステップS 1 8に進む。

【0 1 1 9】

ここで、ステップS 1 7での、最新ユニットの管理ページへの、その管理ページの記憶内容の再書き込みでは、コマンドシーケンサ部2 3は、最新ユニットの管理ページの記憶内容を、管理ページの1ページのみにライトし、管理ページをライト状態にして、十分なリテンション特性を維持することができる程度の浮遊ゲートに電荷を蓄積させる。

10

【0 1 2 0】

以上のように、前回行われた書き込み処理時にバッファユニットになっていてデータの書き込みが行われた最新ユニットの管理ページについて、十分なリテンション特性を維持することができる程度の浮遊ゲートへの電荷の蓄積が行われていない可能性がある場合には、最新ユニットの管理ページの再書き込みが行われるので、前回行われた書き込み処理時にバッファユニットになっていてデータの書き込みが行われた最新ユニットの管理ページについて、浮遊ゲートへの十分な電荷の蓄積（十分なリテンション特性を維持することができる程度の浮遊ゲートへの電荷の蓄積）が行われる前に、リーダライタ1 0と無線タグ2 0とが離されること等によって、浮遊ゲートへの十分な電荷の蓄積ができなかったときであっても、今回の起動処理中に行われるステップS 1 7の処理によって、浮遊ゲートに電荷が十分に蓄積され、リテンション特性を維持することができる。

20

【0 1 2 1】

ステップS 1 8では、コマンドシーケンサ部2 3は、バッファユニットの全ページをイレースし、イレース状態とする。

【0 1 2 2】

以上のステップS 1 1ないしS 1 8の処理が、起動処理中に行われる。

【0 1 2 3】

無線タグ2 0において、起動処理が終了すると、処理は、ステップS 1 8からステップS 1 9に進み、無線タグ2 0は、リーダライタ1 0からのコマンドを待つコマンド待ち状態となる。

30

【0 1 2 4】

そして、リーダライタ1 0からコマンドが送信されてくるのを待って、処理は、ステップS 1 9からステップS 2 0に進み、RF部2 2は、リーダライタ1 0からのコマンドを受信し、コマンドシーケンサ部2 3に供給して、処理は、ステップS 2 1に進む。

【0 1 2 5】

例えば、いま、リーダライタ1 0からのコマンドが、ライトコマンドであるとする、ステップS 2 1、及び、続くステップS 2 2において、そのライトコマンドに従い、書き込み処理が行われる。

40

【0 1 2 6】

すなわち、ステップS 2 1では、コマンドシーケンサ部2 3は、リーダライタ1 0からのライトコマンドに従い、そのライトコマンドとともにリーダライタ1 0から送信されてくるデータを、バッファユニットの管理ページ以外のページにライトし（ライト状態にする処理のみを行い）、ライト状態にする。

【0 1 2 7】

ここで、従来の無線タグにおいて、不揮発性メモリへのデータの書き込みでは、リーダライタからのライトコマンドの受信後、メモリセルをイレース状態にするイレースが行われ、その後、イレース状態のメモリセルをライト状態にするライトが行われる。

【0 1 2 8】

50

図6では、起動処理中に行われたステップS18において、バッファユニットの全ページのイレースが既に行われているので、ステップS21では、ライトの前に、イレースを行う必要がない。

【0129】

ステップS21において、コマンドシーケンサ部23は、バッファユニットの管理ページ以外のページに、データをライトした後、さらに、バッファユニットの管理ページに、ユニットナンバ、シーケンスナンバ、及び、エラー検出コードをライトし（ライトのみをし）、ライト状態にする。

【0130】

なお、ステップS21において、バッファユニットの管理ページにライトされるユニットナンバは、データを書き込む対象ユニットのユニットナンバであり、例えば、リーダライタからのライトコマンドに含まれる。

10

【0131】

また、ステップS21において、バッファユニットの管理ページにライトされるシーケンスナンバは、対象ユニットの管理ページに既書き込まれているシーケンスナンバを1だけインクリメントした値である。

【0132】

さらに、ステップS21において、バッファユニットの管理ページにライトされるエラー検出コードは、コマンドシーケンサ部23において、バッファユニットの管理ページ以外のページにライトされたデータ（又は、そのデータ、並びに、管理ページにライトされたユニットナンバ、及び、シーケンスナンバ）に対して求められる。

20

【0133】

ステップS21において、バッファユニットの管理ページ以外のページに、データがライトされ、さらに、バッファユニットの管理ページに、ユニットナンバ、シーケンスナンバ、及び、エラー検出コードがライトされると、処理は、ステップS22に進み、コマンドシーケンサ部23は、直前のステップS21でバッファユニットの管理ページに書き込まれたシーケンスナンバと同一のシーケンスナンバのユニット（データユニット）の管理ページをイレースし、書き込み処理が完了する。

【0134】

すなわち、直前のステップS21でバッファユニットの管理ページに、シーケンスナンバが書き込まれると、注目ユーザブロックには、そのシーケンスナンバのユニットとして、新ユニット（直前のステップS21で管理ページの書き込みが行われた、バッファユニットであったユニット）と、対象ユニットでもある旧ユニットとの2個のユニットが存在する状態になる。

30

【0135】

ステップS22では、コマンドシーケンサ部23は、その新ユニット、及び、旧ユニットのうちの、旧ユニット（対象ユニット）の管理ページをイレースする（イレースのみすること、その旧ユニットを、新たなバッファユニットとする）。

【0136】

以上のように、無線タグ20では、コマンドシーケンサ部23が、RF部22においてリーダライタ10からのRF信号が受信されることで起動し、起動後、リーダライタ10からのコマンドを受信する前に行われる起動処理中に、バッファユニットの全ページをイレースするので（ステップS18）、リーダライタ10からのライトコマンドを受信した後は、不揮発性メモリであるメモリ部24へのデータの書き込みにおいて、メモリセルをイレース状態にするイレースを行わずに、メモリセルをライト状態にするライトを行うだけで済む。

40

【0137】

したがって、ライトコマンドの受信後、ライトにおいて、ライト状態を維持するリテンション特性に必要な電荷蓄積時間（浮遊ゲートに電荷を蓄積する時間）として、従来と同一の時間をかけても、イレースを行わずに済む分、ライトコマンドを受信してから、メモ

50

リ部 2 4 にデータを書き込む書き込み処理を完了するまでの時間（書き込み処理時間）を短くすることができる。

【 0 1 3 8 】

すなわち、従来と同様のリテンション特性を維持し、かつ、書き込み処理時間を短くすることができる。

【 0 1 3 9 】

なお、図 6 では、ステップ S 1 2 において、同一のユニットナンバ S\_PAD のユニットが存在しないと判定された場合、すなわち、管理ページがイレース状態になっているバッファユニットが存在する場合と、ステップ S 1 3 において、新ユニットに誤りがあると判定され、ステップ S 1 4 において、同一のユニットナンバ S\_PAD の 2 個のユニットのうちの旧ユニット（シーケンスナンバ SEQ が古いユニット）が、最新ユニットとされるとともに、新ユニットが、バッファユニットとされる場合との、いずれの場合も、処理を、ステップ S 1 6 に進めることとしたが、これらの場合、処理は、ステップ S 1 6 ではなく、ステップ S 1 8 に進めることができる。

【 0 1 4 0 】

すなわち、上述したように、ステップ S 1 6 では、バッファユニットの管理ページが、イレース状態であるかどうか判定される。

【 0 1 4 1 】

そして、バッファユニットの管理ページが、イレース状態でない場合には、前回行われた書き込み処理において、ステップ S 2 2 での、バッファユニットの管理ページのイレースが行われておらず、したがって、ステップ S 2 2 の直前のステップ S 2 1 でのライトが、前回行われた書き込み処理時にバッファユニットになっていてデータの書き込みが行われた最新ユニットの管理ページについて、浮遊ゲートへの十分な電荷の蓄積が行われるまで完了していない可能性があるので、ステップ S 1 7 において、最新ユニットの管理ページのリテンション特性を維持するために、最新ユニットの管理ページの再書き込みが行われる。

【 0 1 4 2 】

一方、ステップ S 1 2 において、同一のユニットナンバ S\_PAD のユニットが存在しないと判定されるのは、管理ページがイレース状態になっているバッファユニットが存在する場合であり、バッファユニットが存在するということは、前回行われた書き込み処理としてのステップ S 2 2 において、そのバッファユニットとなったユニットの管理ページのイレースが行われているので、前回行われた書き込み処理時にバッファユニットになっていたユニットについては、ステップ S 2 1 のライトが完了しており、そのユニットの管理ページについては、浮遊ゲートへの十分な電荷の蓄積が行われている。

【 0 1 4 3 】

したがって、管理ページのリテンション特性を維持することができているので、ステップ S 1 7 において、管理ページの再書き込みを行う必要はない。

【 0 1 4 4 】

また、同一のユニットナンバ S\_PAD の 2 個のユニットが存在し、ステップ S 1 4 において、その 2 個のユニットのうちの旧ユニットが、最新ユニットとされる場合には、最新ユニットとされる旧ユニットの管理ページについては、その旧ユニットが、前回、バッファユニットであったときに、データが書き込まれた後に行われた起動処理中のステップ S 1 7 で、必要ならば、管理ページの再書き込みが行われているので、管理ページのリテンション特性を維持することができているので、今回のステップ S 1 7 において、管理ページの再書き込みを行う必要はない。

【 0 1 4 5 】

したがって、ステップ S 1 2 において、同一のユニットナンバ S\_PAD のユニットが存在しないと判定された場合と、ステップ S 1 4 において、同一のユニットナンバ S\_PAD の 2 個のユニットのうちの旧ユニットが、最新ユニットとされた場合との、いずれの場合も、管理ページのリテンション特性を維持することができているので、これらの場合、処理は



、ステップS 1 6ではなく、ステップS 1 8に進めることができる。

【 0 1 4 6 】

[ 書き込み処理時間 ]

【 0 1 4 7 】

図 7 は、無線タグ 2 0 の書き込み処理時間を説明する図である。

【 0 1 4 8 】

ここで、上述したように、従来の無線タグでの、不揮発性メモリへのデータの書き込みでは、リーダライタからのライトコマンドの受信後、メモリセルをイレース状態にするイレースが行われ、その後、イレース状態のメモリセルをライト状態にするライトが行われる。

10

【 0 1 4 9 】

このように、ライトコマンドの受信後に、データの書き込みに必要なイレースとライトとを行って、不揮発性メモリにデータを書き込む方式を、同時方式という。

【 0 1 5 0 】

一方、図 6 で説明したように、無線タグ 2 0 の起動処理中に、バッファユニットの全ページのイレースを行っておき（データの書き込みに必要なイレースとライトのうちのイレースのみを行っておき）、リーダライタ 1 0 からのライトコマンドの受信後に、バッファユニットに、データのライトを行って（データの書き込みに必要なイレースとライトのうちのライトのみを行って）、メモリ部 2 4 にデータを書き込む様式を、分離方式という。

【 0 1 5 1 】

20

同時方式では、図 7 に示すように、無線タグとリーダライタとが近接した状態になって、リーダライタからRF信号の出力が開始されると、無線タグは、そのRF信号を電源として起動し、起動処理を開始する。

【 0 1 5 2 】

さらに、無線タグは、起動処理の終了後、リーダライタからポーリングが送信されてくるのを待って、そのポーリングを受信し、そのポーリングに対するレスポンスを返す。

【 0 1 5 3 】

なお、リーダライタが、RF信号の出力後、ポーリングを送信するまでの時間は、例えば、数10ミリ秒程度である。起動処理は、例えば、10ミリ秒程度で終了する。

【 0 1 5 4 】

30

その後、無線タグは、リーダライタからライトコマンドが送信されてくると、そのライトコマンドを受信する。さらに、無線タグは、リーダライタからのライトコマンドに従って、そのライトコマンドとともにリーダライタから送信されているデータを、不揮発性メモリに書き込む書き込み処理を行う。

【 0 1 5 5 】

なお、リーダライタが、無線タグからのレスポンスを受信してから、次のコマンドの送信を開始するまでの時間は、例えば、2.4ミリ秒以上である。

【 0 1 5 6 】

無線タグは、書き込み処理が完了すると、ライトコマンドに対するレスポンスを返す。

【 0 1 5 7 】

40

以上のように、同時方式の書き込み処理では、無線タグは、ライトコマンドの受信後に、イレースとライトとを行って、不揮発性メモリにデータを書き込む。

【 0 1 5 8 】

したがって、ユニット（バッファユニット）が、K個のページで構成され、1ページのイレースに要する時間を $T_e$ 秒とするとともに、1ページのライトに要する時間を $T_w$ 秒とすると、同時方式の書き込み処理には、 $K \times (T_e + T_w)$  秒の時間がかかる。

【 0 1 5 9 】

一方、分離方式では、図 7 に示すように、リーダライタ 1 0 と無線タグ 2 0 とが近接した状態になって、リーダライタ 1 0 からRF信号の出力が開始されると、無線タグ 2 0 は、そのRF信号を電源として起動し、起動処理を開始する。

50

## 【 0 1 6 0 】

起動処理においては、無線タグ 2 0 では、図 6 で説明したように、バッファユニットの全ページのイレースが行われる。

## 【 0 1 6 1 】

無線タグ 2 0 は、起動処理の終了後、リーダライタ 1 0 からポーリングが送信されてくるのを待って、そのポーリングを受信し、そのポーリングに対するレスポンスを返す。

## 【 0 1 6 2 】

そして、無線タグ 2 0 は、リーダライタ 1 0 からライトコマンドが送信されてくると、そのライトコマンドを受信する。さらに、無線タグ 2 0 は、リーダライタ 1 0 からのライトコマンドに従って、そのライトコマンドとともにリーダライタ 1 0 から送信されているデータを、メモリ部 2 4 ( のバッファユニット ) に書き込む書き込み処理を行う。

## 【 0 1 6 3 】

その後、無線タグ 2 0 は、書き込み処理が完了すると、ライトコマンドに対するレスポンスを返す。

## 【 0 1 6 4 】

分離方式の書き込み処理では、無線タグ 2 0 は、図 6 で説明したように、ライトコマンドの受信後に、バッファユニット ( の全ページ ) へのライトだけを行って、メモリ部 2 4 にデータを書き込む。

## 【 0 1 6 5 】

すなわち、バッファユニットのイレースは、既に、起動処理中に行われているので、リーダライタ 1 0 からのライトコマンドの受信後には行われない ( 行う必要がない ) 。

## 【 0 1 6 6 】

分離方式では、無線タグ 2 0 は、バッファユニットへのライトを行った後 ( ステップ S 2 1 ) 、図 6 で説明したように、対象ユニットの管理ページである 1 ページのイレースを行い ( ステップ S 2 2 ) 、書き込み処理が完了する。

## 【 0 1 6 7 】

したがって、上述したように、バッファユニットが、K 個のページで構成され、1 ページのイレースに要する時間を  $T_e$  秒とするとともに、1 ページのライトに要する時間を  $T_w$  秒とすると、分離方式の書き込み処理に要する時間 ( 書き込み処理時間 ) は、 $T_e + K \times T_w$  秒になる。

## 【 0 1 6 8 】

以上から、分離方式の書き込み処理に要する書き込み処理時間は、同時方式に比較して、 $(K-1) \times T_e$  (  $= K \times (T_e + T_w) - (T_e + K \times T_w)$  ) 秒だけ短くなる。

## 【 0 1 6 9 】

以上のように、分離方式によれば、書き込みに必要なイレースを、起動処理中に、いわば先だって行っておくので、同時方式と同様のリテンション特性を維持し、かつ、ライトコマンドを受信してからの書き込み処理時間を短くすることができる。

## 【 0 1 7 0 】

[ メモリ部 2 4 の論理フォーマットの他の実施の形態 ]

## 【 0 1 7 1 】

図 8 は、図 1 の無線タグ 2 0 が有するメモリ部 2 4 の論理フォーマットの他の実施の形態を説明する図である。

## 【 0 1 7 2 】

図 8 の論理フォーマットは、メモリ部 2 4 の記憶領域の一部が、サービスに割り当てられる 1 個以上のユーザブロックになっている点で、図 3 の場合と共通する。

## 【 0 1 7 3 】

但し、図 8 の論理フォーマットは、メモリ部 2 4 の記憶領域の他の一部が、管理情報を記憶する管理ブロックになっている点で、管理情報がページ ( 管理ページ ) に記憶される図 3 の場合と異なる。

## 【 0 1 7 4 】

ここで、図 3 では、ユニットには、データを記憶する 1 ページ以上のページ（データページ）と、管理情報を記憶する 1 ページの管理ページとが必要であるため、ユニットは、複数のページで構成されるが、図 8 では、管理情報は、管理ブロックに記憶され、管理ページが不要であるため、ユニットは、1 ページ以上で構成することができる。

【0175】

図 8 では、ユニットは、1 ページで構成されている。

【0176】

したがって、図 8 では、ユニットは、ページに等しい。

【0177】

また、図 8 では、ユーザブロックのユニット（ページに等しい）には、データと、そのデータのエラー検出コードとしてのCRC等が記憶される。

10

【0178】

管理ブロックは、例えば、ユーザブロックの個数の 2 倍の個数である  $M'$  個のユニット（図 8 では、ページでもある）で構成される。

【0179】

したがって、メモリ部 24 が、例えば、1 個のユーザブロックを有することとすると、管理ブロックは、2 個のユニットを有する。

【0180】

管理ブロックには、ユーザブロックごとの管理情報が記憶される。1 個のユーザブロックの管理情報は、管理ブロックの 2 個のユニットに記憶される。

20

【0181】

ここで、1 個のユーザブロックの管理情報を記憶する、管理ブロックの 2 個のユニットを、そのユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニットともいう。

【0182】

いま、ある 1 個のユーザブロックに注目すると、その注目する注目ユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニット（ページ）のそれぞれには、注目ユーザブロックの管理情報として、注目ユーザブロックを構成する  $M+1$  個のユニットのユニットナンバ  $S\_PAD$ 、及び、1 個のシーケンスナンバ、並びに、それら（ $M+1$  個のユニットのユニットナンバ  $S\_PAD$ 、及び、1 個のシーケンスナンバ）のエラー検出コードとしてのCRC等が記憶される。

30

【0183】

ここで、注目ユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニットには、注目ユーザブロックにデータが書き込まれるごとに、そのデータの書き込みの後に、注目ユーザブロックの管理情報が、交互に書き込まれる。

【0184】

したがって、注目ユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニットのうちの一方のユニットには、注目ユーザブロックの最新の管理情報が記憶されており、他方のユニットには、その最新の管理情報が書き込まれる直前の管理情報が記憶されている。

【0185】

以上のように、注目ユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニットには、注目ユーザブロックにデータが書き込まれるごとに、注目ユーザブロックの管理情報が、交互に書き込まれることによって、注目ユーザブロックの最新の管理情報と、その最新の管理情報が書き込まれる直前の管理情報とが記憶されるので、メモリコラプションに対処することができる。

40

【0186】

なお、注目ユーザブロックに対応する管理ブロックの 2 個のユニット（ページ）それぞれの、 $M+1$  個のユニットのユニットナンバ  $S\_PAD$  を記憶する記憶領域は、注目ユーザブロックを構成する  $M+1$  個のユニットのユニットナンバ  $S\_PAD$  を特定するための情報（以下、ユニットナンバ特定情報ともいう）を記憶する  $M+1$  個の記憶領域（以下、ユニットナンバ用領域ともいう）に区分されている。

50

## 【 0 1 8 7 】

そして、注目ユーザブロックを構成するM+1個のユニット#1ないし#M+1のうちの、m番目のユニット#mのユニットナンバ特定情報として、値mが採用され、M+1個のユニットナンバ用領域のうちの、先頭からi番目のユニットナンバ用領域には、ユニットナンバS\_PADが値iのユニット#mのユニットナンバ特定情報#mが記憶される。

## 【 0 1 8 8 】

したがって、M+1個のユニットナンバ用領域のうちの、先頭からi番目のユニットナンバ用領域に、ユニットナンバ特定情報#mが記憶されている場合、注目ユーザブロックを構成するM+1個のユニット#1ないし#M+1のうちの、m番目のユニット#mのユニットナンバS\_PADは、値iである。

10

## 【 0 1 8 9 】

以上のように、図8では、ユニット#mのユニットナンバ特定情報#mが、i番目のユニットナンバ用領域に書き込まれることによって、ユニット#mのユニットナンバS\_PADが、値iであることが特定されるので、実質的（等価的）に、管理情報には、ユニット#mのユニットナンバS\_PAD#iが含まれているといえることができる。

## 【 0 1 9 0 】

ここで、図8では、上述したように、注目ユーザブロックの管理情報に、1個のシーケンスナンバSEQが含まれるので、そのシーケンスナンバSEQは、注目ユーザブロックのいずれのユニットに、データが書き込まれても更新される。

## 【 0 1 9 1 】

20

すなわち、図3では、ユニットごとに、管理情報が存在し、その管理情報に、1個のシーケンスナンバSEQが含まれるので、あるユニットの管理情報に含まれるシーケンスナンバSEQは、そのユニットに、データが書き込まれるごとに更新される。

## 【 0 1 9 2 】

一方、図8では、ユーザブロックごとに、管理情報が存在し、その管理情報に、1個のシーケンスナンバSEQが含まれるので、あるユーザブロックの管理情報に含まれるシーケンスナンバSEQは、そのユーザブロックのいずれのユニットに、データが書き込まれても更新される（ユーザブロックに、データが書き込まれるごとに更新される）。

## 【 0 1 9 3 】

なお、ユーザブロックは、メモリ部24に、1個だけ設けることができ、この場合、シーケンスナンバSEQは、メモリ部24に対して、1個だけ存在するといえることができる。

30

## 【 0 1 9 4 】

メモリ部24が、図8の論理フォーマットを有する場合も、図3の場合と同様にして、コマンドシーケンサ部23は、メモリ部24に対するデータの書き込みの制御を行う。

## 【 0 1 9 5 】

すなわち、例えば、データの書き込みが行われる直前（書き込み前）に、注目ユーザブロックのM+1個のユニット#1ないし#M+1のうちの、例えば、M+1番目のユニット#M+1が、バッファユニットになっており、他の1ないしM番目のユニット#1ないし#Mが、データユニットになっていることとする。

## 【 0 1 9 6 】

40

また、データユニット#mのユニットナンバS\_PADが、値mになっており、注目ユーザブロックの（管理情報に含まれる）シーケンスナンバSEQが、値Xになっていることとする。

## 【 0 1 9 7 】

そして、いま、例えば、リーダーライタ10から無線タグ20に対して、（注目ユーザブロックの）ユニットナンバS\_PADが値1のユニットへのデータの書き込みを要求するライトコマンドが、データとともに送信されてきたとする。

## 【 0 1 9 8 】

この場合、コマンドシーケンサ部23は、リーダーライタ10からのライトコマンドに従い、そのライトコマンドとともに送信されてきたデータを、書き込みを行うべき対象のユニットである対象ユニット、すなわち、ユニットナンバS\_PADが値1になっているユニット

50

#1 (ライトコマンドによって書き込みが要求されているユニットナンバS\_PADのユニット)ではなく、バッファユニットになっているユニット#M+1に書き込む。

【0199】

その後、コマンドシーケンサ部23は、注目ユーザブロックの管理情報を更新する。

【0200】

すなわち、注目ユーザブロックの管理情報としては、上述したように、最新の管理情報(以下、最新管理情報ともいう)と、その最新の管理情報が書き込まれる直前の管理情報(以下、直前管理情報ともいう)が、メモリ部24に記憶されている。

【0201】

いま、メモリ部24に、注目ユーザブロックの最新管理情報として、管理情報C#tが記憶されており、注目ユーザブロックの直前管理情報として、管理情報C#t-1が記憶されていることとする。

【0202】

コマンドシーケンサ部23は、管理情報C#tを、更新元の管理情報(以下、更新元管理情報ともいう)として、バッファユニットになっているユニット#M+1のユニットナンバS\_PADを、対象ユニットであるユニット#1のユニットナンバS\_PAD=1と同一のユニットナンバS\_PAD=1とし、新たにバッファユニットとするユニット#1のユニットナンバS\_PADを、バッファユニットであることを表す値0とするように、更新元管理情報を更新する。

【0203】

さらに、コマンドシーケンサ部23は、更新元管理情報に含まれるシーケンスナンバSEQを更新し、新たなエラー検出コードを算出する。

【0204】

そして、以上の結果得られる更新元管理情報を、管理情報C#t+1と表すこととすると、コマンドシーケンサ部23は、管理情報C#t+1を、注目ユーザブロックの管理情報として、メモリ部24の直前管理情報である管理情報C#t-1に上書きする形で書き込む。

【0205】

その結果、管理情報C#t+1が、注目ユーザブロックの最新管理情報となり、管理情報C#tが、注目ユーザブロックの直前管理情報となる。

【0206】

なお、メモリ部24が、図8の論理フォーマットを有する場合、コマンドシーケンサ部23は、起動処理中に、図6のステップS11ないしS18に代えて、以下の処理を行う。

【0207】

すなわち、コマンドシーケンサ部23は、最新管理情報のエラー検出コードを用いて、誤り検出を行う。

【0208】

そして、最新管理情報について、誤りが検出された場合には、コマンドシーケンサ部23は、最新管理情報を参照することにより、バッファユニットを認識し、バッファユニットの全ページ(図8では、1ページ)をイレースし、イレース状態とする。

【0209】

一方、最新管理情報について、誤りが検出された場合には、コマンドシーケンサ部23は、直前管理情報を参照することにより、バッファユニットを認識し、バッファユニットの全ページをイレースし、イレース状態とする。

【0210】

以上のように、コマンドシーケンサ部23は、バッファユニットをイレース状態にすることまでを、起動処理中に行う。

【0211】

その後、コマンドシーケンサ部23は、リーダライタ10から、例えば、ライトコマンドが送信されてくると、上述したような、メモリ部24に対するデータの書き込みの制御を行う。

10

20

30

40

50

## 【 0 2 1 2 】

但し、最新管理情報について、誤りが検出された場合には、コマンドシーケンサ部 2 3 は、最新管理情報ではなく、直前管理情報を、更新元管理情報として更新を行い、その結果得られる更新元管理情報を、最新管理情報に上書きする形で書き込む。

## 【 0 2 1 3 】

[ 無線タグ 2 0 の処理 ]

## 【 0 2 1 4 】

ところで、図 6 では、リーダライタ 1 0 から、無線タグ 2 0 に対して、ライトコマンドが、1 回だけ送信されてくるとして、無線タグ 2 0 の処理を説明したが、リーダライタ 1 0 から、無線タグ 2 0 に対しては、ライトコマンドが、1 回以上送信されてくることがある。

10

## 【 0 2 1 5 】

図 9 は、リーダライタ 1 0 から、無線タグ 2 0 に対して、ライトコマンドが、1 回以上送信されてくる場合の、図 2 の無線タグ 2 0 の処理を説明するフローチャートである。

## 【 0 2 1 6 】

なお、無線タグ 2 0 のメモリ部 2 4 の論理フォーマットは、図 3 に示したフォーマットであるとする。

## 【 0 2 1 7 】

無線タグ 2 0 では、ステップ S 4 1 ないし S 5 0 において、図 6 のステップ S 1 1 ないし S 2 0 とそれぞれ同様の処理が行われる。

20

## 【 0 2 1 8 】

そして、ステップ S 5 0 において、RF 部 2 2 が、リーダライタ 1 0 からのライトコマンドを受信し、コマンドシーケンサ部 2 3 に供給すると、処理は、ステップ S 5 1 に進み、コマンドシーケンサ部 2 3 は、バッファユニットの全ページが、イレース状態になっているかどうかを判定する。

## 【 0 2 1 9 】

ステップ S 5 1 において、バッファユニットの全ページが、イレース状態になっていると判定された場合、処理は、ステップ S 5 2 をスキップして、ステップ S 5 3 に進む。

## 【 0 2 2 0 】

また、ステップ S 5 1 において、バッファユニットの 1 ページ以上が、イレース状態になっていないと判定された場合、処理は、ステップ S 5 2 に進み、コマンドシーケンサ部 2 3 は、バッファユニットをイレースし、バッファユニットの全ページをイレース状態にして、処理は、ステップ S 5 3 に進む。

30

## 【 0 2 2 1 】

ここで、ステップ S 5 2 において、バッファユニットのイレースは、バッファユニットの全ページを対象に行っても良いし、バッファユニットのページのうちの、イレース状態になっていないページだけを対象として行っても良い。

## 【 0 2 2 2 】

ステップ S 5 3 及び S 5 4 では、図 6 のステップ S 2 1 及び S 2 2 とそれぞれ同様の処理が行われる。

40

## 【 0 2 2 3 】

ステップ S 5 4 の後、処理は、ステップ S 4 9 に戻り、無線タグ 2 0 は、リーダライタ 1 0 からのコマンドを待つコマンド待ち状態となる。

## 【 0 2 2 4 】

そして、リーダライタ 1 0 から次のライトコマンドが送信されてくるのを待って、処理は、ステップ S 4 9 からステップ S 5 0 に進み、以下、同様にして、ステップ S 4 9 ないし S 5 4 の処理が繰り返される。

## 【 0 2 2 5 】

ステップ S 4 9 ないし S 5 4 の処理は、例えば、無線タグ 2 0 が、リーダライタ 1 0 から離れることによって、電源の供給を受けることができなくなるか、又は、リーダライタ

50

10 から無線タグ 20 に対して、所定の時間の間、コマンドが送信されてこない場合（ステップ S 49 のコマンド待ち状態が、所定の時間だけ継続した場合）に、終了する。

【0226】

なお、本発明の実施の形態は、上述した実施の形態に限定されるものではなく、本発明の要旨を逸脱しない範囲において種々の変更が可能である。

【0227】

すなわち、例えば、本実施の形態では、不揮発性メモリであるメモリ部 24 として、EEPROMを採用することとしたが、メモリ部 24 としては、EEPROM以外の、例えば、FeRAM(Ferroelectric Random Access Memory)等の不揮発性メモリを採用することが可能である。但し、分離方式の書き込み処理は、例えば、EEPROMのように、電荷蓄積時間が長い不揮発性メモリに、特に有用である。

10

【0228】

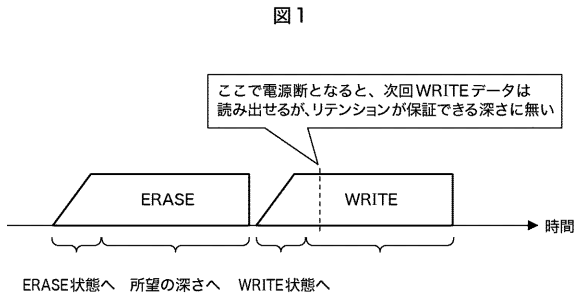
また、本実施の形態では、1 個のユニットをバッファユニットとしたが、バッファユニットとしては、複数個のユニットを採用することが可能である。

【符号の説明】

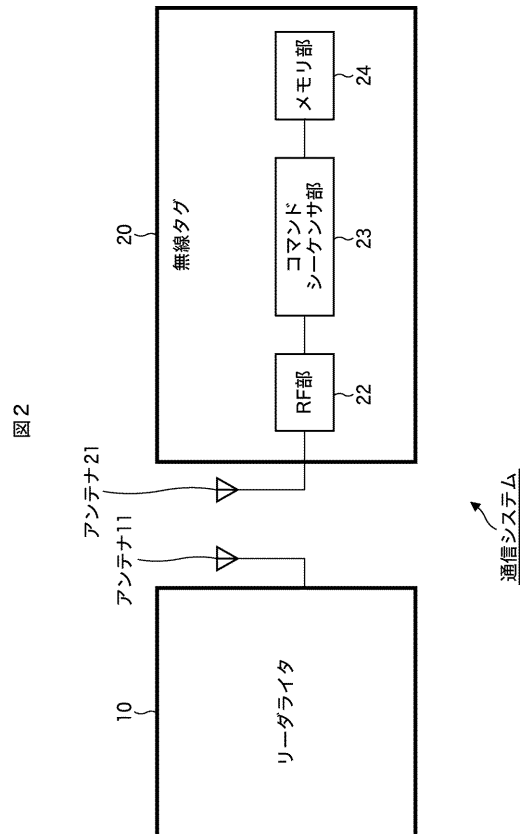
【0229】

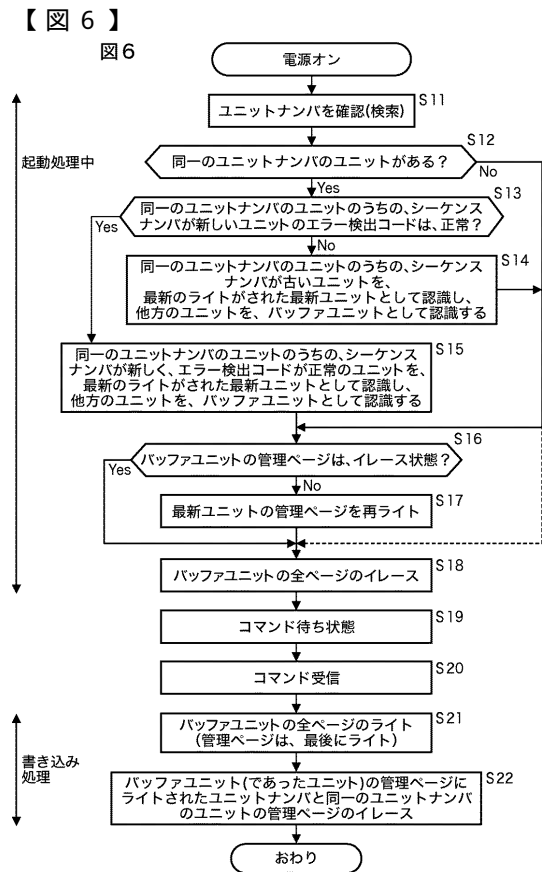
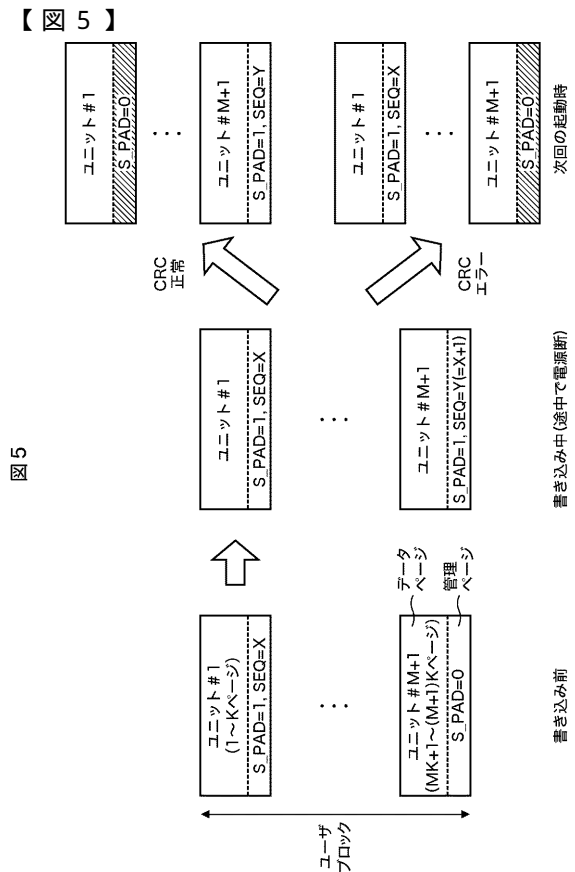
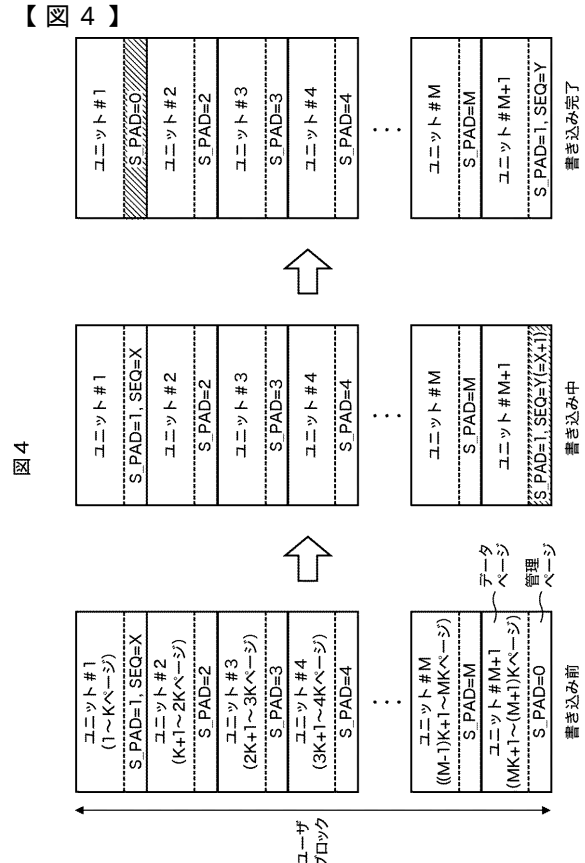
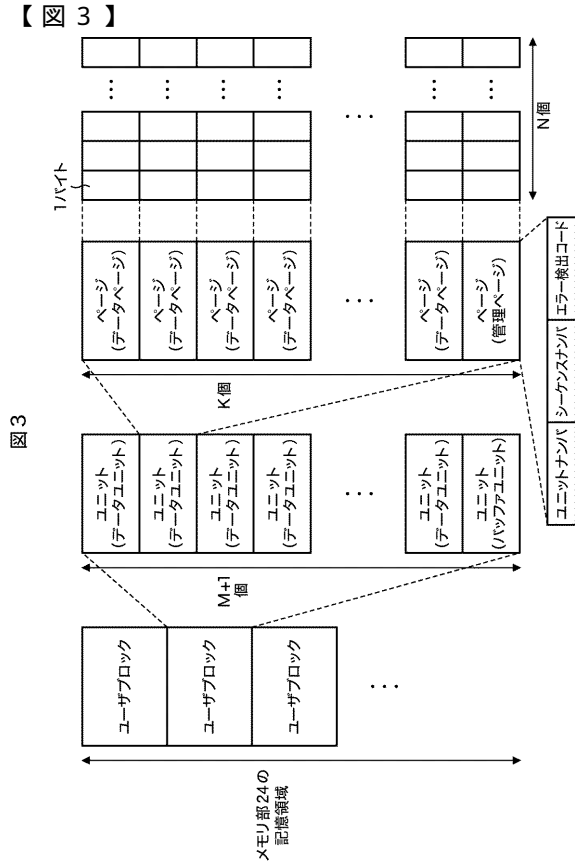
10 リーダライタ、 11 アンテナ、 20 無線タグ、 21 アンテナ、 22 RF部、 23 コマンドシーケンサ部、 24 メモリ部

【図 1】



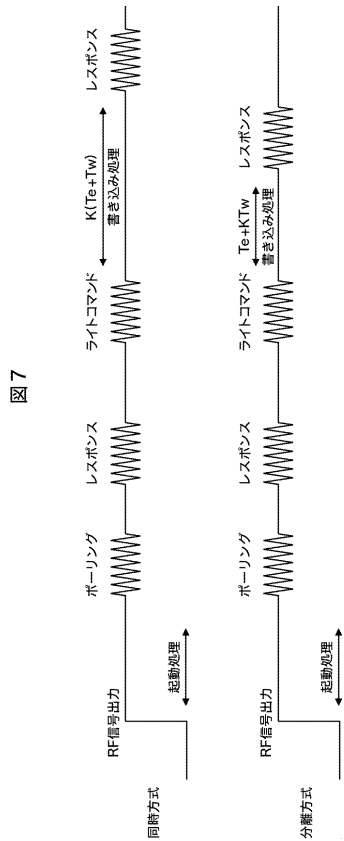
【図 2】



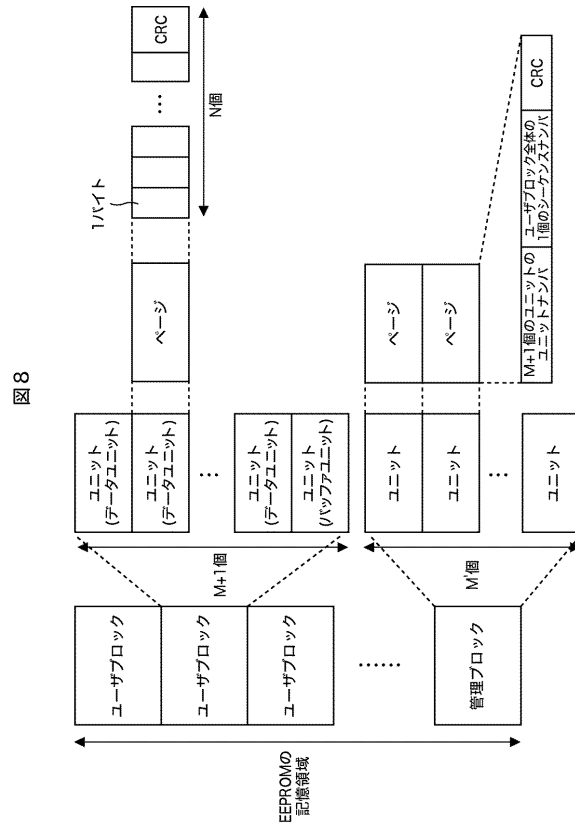




【図 7】

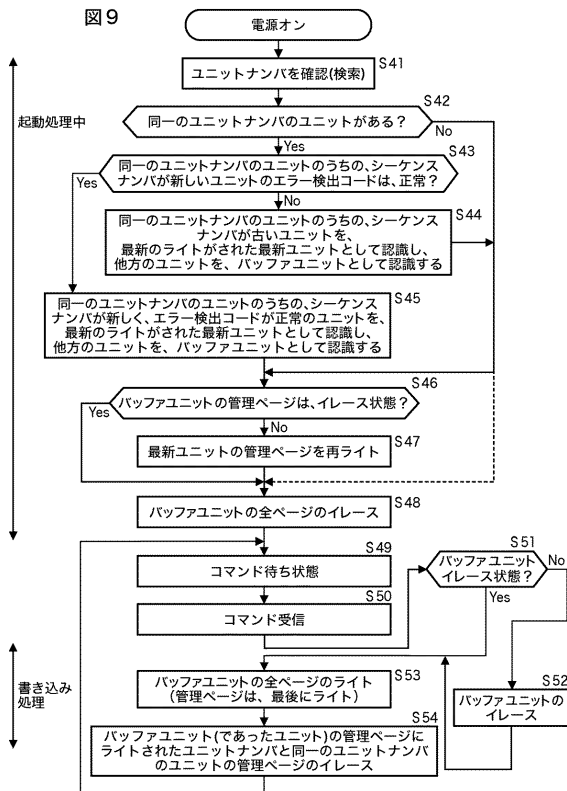


【図 8】



【図 9】

図 9



---

フロントページの続き

(56)参考文献 特開平10-027225(JP,A)  
特開2009-009602(JP,A)  
特開2003-100088(JP,A)  
特開平05-046461(JP,A)  
特開2001-118046(JP,A)  
特開2010-097333(JP,A)  
特表2010-506285(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)  
G06K 19/07  
H04B 5/02