



(12) 发明专利申请

(10) 申请公布号 CN 102098741 A

(43) 申请公布日 2011.06.15

(21) 申请号 201110063038.X

H04W 74/08 (2009.01)

(22) 申请日 2007.04.30

(30) 优先权数据

06290717.5 2006.05.04 EP

(62) 分案原申请数据

200710128858.6 2007.04.30

(71) 申请人 三菱电机株式会社

地址 日本东京都

(72) 发明人 L·布鲁尼尔 B·杰乔克斯

(74) 专利代理机构 中国专利代理(香港)有限公司

司 72001

代理人 马永利 高为

(51) Int. Cl.

H04W 28/16 (2009.01)

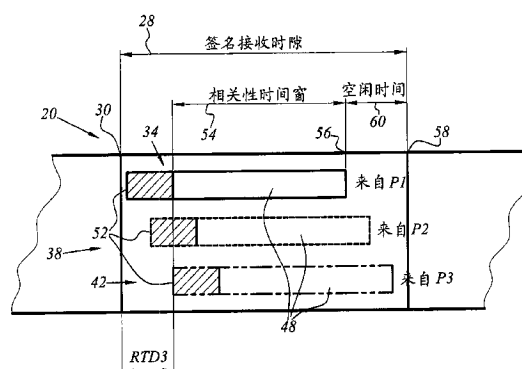
权利要求书 1 页 说明书 8 页 附图 17 页

(54) 发明名称

用于估计附着于蜂窝终端的多个往返延迟的方法

(57) 摘要

本发明涉及用于估计附着于蜂窝终端的多个往返延迟的方法。用于估计存在于基站和终端之间并被包含在预定往返延迟范围之内的传播往返延迟的方法包括以下步骤：在下行链路上将来自基站的起始命令信号(30)发送给终端；在终端接收到起始命令信号的末端之后，在上行链路上将来自终端的签名信号发送至基站；在基站处在签名接收时隙(28)内接收签名信号(34, 38, 42)；在基站处对接收的签名信号进行处理以提供往返延迟信息。所述处理步骤包括通过利用唯一基准序列(48)在固定的相关性时间窗(54)内执行的循环相关步骤。



1. 用于在通信系统中将签名信号(118,122,126)从多个终端(4,94,96)发送至基站(6)的方法,所述通信系统包括使用多个签名序列(48,152,154)与所述基站进行通信的所述多个终端,所述签名信号(118,122,126)能够被用于在所述基站处估计传播往返延迟,所述传播往返延迟依赖于所述基站与多个终端之间的距离,

在每个终端处执行的所述方法包括下列步骤:

在终端处生成签名信号,

从终端发送签名信号以便由所述基站(6)接收签名信号,

其特征在于,所述多个签名序列(48,152,154)具有以下相互关系,即在所述多个签名序列中的一个被选择作为基准序列(48)的情况下,其他签名序列包括从所述基准序列(48)获得的序列。

2. 根据权利要求1所述的方法,其特征在于,所述多个签名序列中的每一个是一组连续数据。

3. 根据权利要求1-2中任何一项所述的方法,其特征在于,所述签名信号还包括循环扩展(52,156,158),所述循环扩展(52,156,158)短于所述基准序列(48)的长度。

4. 根据权利要求1-3中任何一项所述的方法,其特征在于,所述签名信号包括循环扩展,所述循环扩展具有与所述基准序列(48)的一部分相同的数据结构。

5. 根据权利要求1-4中任何一项所述的方法,其特征在于,所述多个签名序列(48,152,154)是所述基准序列(48)的循环移位。

6. 用于在通信系统中将签名信号发送至基站(6)的终端(4,94,96),所述通信系统包括使用多个签名序列(48,152,154)与所述基站进行通信的多个终端,所述签名信号能够被用于在所述基站(6)处估计传播往返延迟,所述传播往返延迟依赖于所述基站与所述终端之间的距离,所述终端包括:

用于在所述终端处生成所述签名信号的生成装置,

用于将所述签名信号从所述终端发送至所述基站的发送装置,

其特征在于,所述多个签名序列(48,152,154)具有以下相互关系,即在所述多个签名序列中的一个被选择作为基准序列(48)的情况下,其他签名序列包括从所述基准序列(48)获得的序列。

7. 根据权利要求6所述的终端,其特征在于,所述多个签名序列中的每一个是一组连续数据。

8. 根据权利要求6-7中任何一项所述的终端,其特征在于,所述签名信号还包括循环扩展(52,156,158),所述循环扩展(52,156,158)短于所述基准序列(48)的长度。

9. 根据权利要求6-8中任何一项所述的终端,其特征在于,所述签名信号包括循环扩展,所述循环扩展具有与所述基准序列的一部分相同的数据结构。

10. 根据权利要求6-9中任何一项所述的终端,其特征在于,所述多个签名序列(48,152,154)是所述基准序列(48)的循环移位。

用于估计附着于蜂窝终端的多个往返延迟的方法

技术领域

[0001] 本发明涉及一种用于由在上行链路业务多路复用帧上所复用的专用时隙内接收的 RACH 信号估计附着于蜂窝终端的多个往返延迟的方法。

背景技术

[0002] 在像 UMTS 这样的包括从一组终端(T)到基站(BS)的上行链路(UL)和从基站(BS)到该组的每个终端(T)的下行链路(DL)的蜂窝通信系统中,众所周知在时域中提供了随机接入信道(RACH),RACH 和上行链路(UL)业务进行时间复用。

[0003] 在上行链路中,随机接入通常与预定的业务量形成对照,其中利用定时提前机制来使业务信道紧密同步。

[0004] 的确,当没有上行链路资源(在时间,编码和 / 或频率方面)通过基站(BS)分配给终端时,该终端就使用随机接入。例如,当终端被接通时,对网络进行初始访问。

[0005] 在一些通信系统中(如,利用正交频分复用),在基站处上行链路的同步对于增强性能是有益的,甚至是操作所需的。

[0006] 这是利用定时提前方法获得的,由此基站测量每个终端的往返延迟(RTD),该往返延迟依赖于基站(BS)和终端(T)之间的距离,并且基站发送终端特定定时提前信息给每个终端,以便该终端移动其上行链路数据传输以将其数据与基站(BS)处的其它上行链路终端的数据对准。

[0007] 一种公知的用于测量往返延迟的方法包括以下步骤。首先,终端(T)执行下行链路(DL)同步,包括数据定时,帧和频率同步。接着,正好在接收预定符号结束之后(如,在下行链路(DL)帧的第一同步子帧结束之后),终端发送其自身关联的 RACH,该 RACH 至少包括也被称为签名的前导和可能的消息。最后,基站(BS)检测 RACH 签名并确定往返延迟 RTD 作为预定符号的下行链路发送结束和最后在终端级的预定处理持续时间之后的上行链路 RACH 接收开始之间的延迟。

[0008] 众所周知,RACH 签名大致同步,在基站的上行链路中,需要小心地捕捉签名接收时隙,以避免任何不希望有的对同步预定业务数据的干扰。

[0009] 在通常情况下,需要空闲周期作为业务复用和 / 或发送 / 接收双工的考虑类型,以避免这种应该被最小化的干扰。

[0010] 当在时域中采用通常的相关性处理时,签名接收时隙的尺寸不能被最小化,同时需要限制由于滑动相关性窗或梳状相关性结构由相关性处理所产生的自噪声。

[0011] 当利用固定的相关性窗对时隙尺寸进行最小化时,增加了由相关性处理所产生的自噪声。

[0012] 目前的问题在于,当采用固定相关性窗来最小化签名接收时隙的尺寸时,由相关性处理所产生的自噪声增加,并且往返延迟 RTD 估计精确度降低。

发明内容

[0013] 本发明的目的在于利用尺寸优化的签名接收时隙在时域中提供 RTD 估计方法,该方法提高了 RTD 估计的精确度。

[0014] 因此本发明涉及 [权利要求 1]。

[0015] 根据特定实施例,用于估计传播往返延迟的方法包括一个或多个以下特征:[从属权利要求 2 至 15]。

[0016] 本发明还涉及通信系统 [权利要求 16]。

[0017] 根据特定实施例,该通信系统包括一个或多个以下特征:[从属权利要求 17 至 18]。

附图说明

[0018] 通过阅读以下参考附图仅作为实例给出的描述将能够更好的理解本发明,其中:
图 1 是采用单个终端的移动通信系统的结构。

[0019] 图 2 是在基站级具有上行链路和下行链路帧的放大视图的通信流程图。

[0020] 图 3 是签名序列的数据结构。

[0021] 图 4 是具有定位在三个不同位置的与同一终端相对应的三个叠加签名的签名接收时隙的详细视图。

[0022] 图 5 是用于估计在单终端移动通信系统的基站级的往返延迟的方法的第一实施例流程图。

[0023] 图 6 是用于估计在单终端移动通信系统的基站级的往返延迟的方法的第二实施例流程图。

[0024] 图 7 是示出利用图 5 或 6 所示的方法获得的相关性幅度与时间的关系的图。

[0025] 图 8,9 和 10 是采用三个终端的移动通信系统的三个结构图。

[0026] 图 11 是在基站级具有上行链路和下行链路帧的放大视图的三个叠加结构的通信流程图。

[0027] 图 12 是示出建立三个签名序列的方式的示意图。

[0028] 图 13,14,15 是三个签名序列的数据结构。

[0029] 图 16 是签名接收时隙的放大的详细视图,其中所有接收的三个系统结构的签名被叠加。

[0030] 图 17 是在使用三个终端的系统中,用于一起估计每个往返延迟和终端标识码的方法的第一实施例流程图。

[0031] 图 18 是在使用三个终端的系统中,用于一起估计每个往返延迟和终端标识码的方法的第二实施例流程图。

[0032] 图 19 是示出利用图 17 或 18 所示的方法获得的相关性幅度与时间的关系的图。

[0033] 图 20 是示出针对采用非同步和同步终端的系统的利用图 17 或 18 所示的方法获得的相关性幅度与时间的关系的图。

具体实施方式

[0034] 在图 1 中,示出了单终端移动通信系统 2 的三个结构。单终端移动通信系统 2 包

括表示为 T1 的用户终端 4 和表示为 BS 的基站 6。在第一结构中,终端 4 定位在表示为 P1 的第一位置处。在第二结构中,终端 4 定位在表示为 P2 的第二位置处。在第三结构中,终端 4 定位在表示为 P3 的第三位置处。由于 P1 靠近 BS,所以 P2 离 BS 较远,并且 P3 离 BS 最远。

[0035] 在每个位置 P1, P2, P3 处,终端 4 能够接收从 BS 发送的相同下行链路信号 8,但是具有不同的传播路径延迟。

[0036] 在每个位置 P1, P2, P3 处,终端能够发送相应的上行链路信号 10, 12 和 14。

[0037] 对于基站 6 向移动 4 发送数据以及在终端 4 接收到时马上重发后基站 6 又接收相同数据所需的时间依赖于两条路径的距离,并且被表示为往返延迟 RTD。

[0038] 与 P1, P2, P3 相对应的往返延迟分别表示为往返延迟 RTD1, RTD2 和 RTD3, 且 $RTD1 < RTD2 < RTD3$ 。

[0039] 这里由位置 P3 限定的最大覆盖范围限定了由基站 6 提供服务的小区 16, 并且可以由往返延迟 RTD3 来表征。

[0040] 在图 2 中, 示出了下行链路 18 和上行链路 20 的数据结构, 其中附着于横坐标轴的时间是从左流向右的。下行链路帧 18 是几个业务量数据脉冲 22 和均匀间隔的同步脉冲的时间复用, 这里仅示出了一个同步脉冲 24。在基站 8 层级处的上行链路帧 20 是预定业务量数据 26 和均匀间隔的 RACH (随机接入信道) 接收时隙 28 的时间复用。由于作为考虑的同步特性的 RACH 的有用部分是其前导, 也称为签名, 因此从这里起将仅对签名进行描述。

[0041] 为了使得终端 4 能够在上行链路中与基站 6 同步, 在传播从 BS 发送的同步脉冲 24 的结束信号 30 以后并在接收时, 有可能在预定持续时间之后, 终端 4 针对其数据结构发送表示为 SGN1 的签名, 所述签名根据终端 P1, P2 和 P3 的传送位置分别表示为 32, 36 和 40。根据终端位置, 对在签名接收时隙 28 内接收的签名 SGN1 进行不同定位, 并且当从位于 P1, P2 和 P3 处的终端发出时, 所述签名 SGN1 被分别表示为 34, 38 和 42。可能在终端级的预定持续时间之后, 同步脉冲 24 的起始命令时间 30 和在基站 6 级处的签名 SGN1 的接收结束之间的时间差等于终端 4 的往返延迟。分别对应于接收签名 34 (用实线框表示), 38 (用点线框表示) 和 42 (用双点划线框表示) 的往返延迟为往返延迟 RTD1, RTD2 和 RTD3。在图 2 中, 在距离基站的轴架距离与时间的关系曲线中, 用粗体线示出了签名末端的传播路径。

[0042] 在图 3 中, 示出了签名 SGN1 的数据结构 44。签名 SGN1 包括一组数据 46, 该组数据可以分成表示为 SEQB1 的基准序列 48 和表示为 SGN1-T 的循环扩展 52, 其可被认为是签名 SGN1 的尾部。

[0043] 基准序列 SEQB1 是一组从 a_1 到 a_N 的连续数据, N 为基准序列 44 的长度。当由终端发送时, SGN1 的第一发送数据是 a_1 。

[0044] 基准序列 SEQB1 的头部 50 是从 a_1 到 a_x 的数据序列, 循环扩展 SGN1-T 具有与头部 SGN1-H 相同的数据结构。在变型中, 循环扩展可以位于签名的头部并与该序列的尾部具有相同的数据结构。

[0045] 这里, 该序列为 CAZAC (恒定幅度零自相关) 序列, 更具体地说是 Zadoff Chu 序列, 定义为:

$$a(k) = W_N^{k^2/2 + qk} \quad \text{如果 } N \text{ 为偶数, } k = 0, 1, \dots, N-1, q \text{ 是任意整数}$$

$a(k) = W_N^{k(k+1)/2+qk}$ 如果 N 为奇数, $k = 0, 1, \dots, N-1$, q 是任意整数

并且 $W_N = \exp(-j2\pi r / N)$, 其中 r 与 N 互质。

[0046] CAZAC 序列具有周期自相关函数, 其是单位脉冲函数(Dirac function)。当需要高功率传输时, 恒定幅度能够实现良好的保护以避免非线性。

[0047] 作为变型, 也可采用序列 ZAC (零自相关)。

[0048] 在图 4 中, 示出了签名接收时隙 28, 其具有位于三个不同位置 P1, P2 和 P3 的对应于同一终端 T1 的三个叠加签名 34, 36 和 38。对签名接收时隙 28 进行设置以便整体上包括所有接收的签名 34, 36 和 38, 由此覆盖整个往返延迟范围。签名接收时隙 28 包括在时间上固定的相关性时间窗 54, 其长度等于基准序列长度 N, 并且其中执行循环相关处理。该相关处理的开始时间 56 对应于图 4 中的相关性时间窗的右端。分配给终端 4 的签名 34 的接收起始时间 58 对应于签名接收时隙 28 的右端, 所述终端 4 位于离基站很近的位置处。由时间 56 和 58 所界定的时间间隔限定了 n 空闲周期 60。空闲周期 60 可能是必需的以避免签名或 RACH 对预定业务量数据的干扰。

[0049] 序列 SEQB1 的循环扩展 52 确保对于包含在相关性时间窗 54 内的任何接收的签名 34, 36, 38, 接收一组循环完整的基准序列数据。

[0050] 因此, 包含在相关性窗 54 内的任何接收的签名数据是从 SEQB1 获得的循环移位基准序列。

[0051] 确定循环移位基准序列相对于基准序列 SEQB1 的循环移位提供了由终端 T1 经历的相应往返延迟。

[0052] 如可以在图 4 中看到的, 签名 38 的最大往返延迟 RTD3 等于循环扩展 52 的长度, 其也是包含在相关性时间窗内的签名数据的循环移位。

[0053] 图 5 的流程图示出了用于估计在单终端移动通信系统 2 的基站 BS 级处的往返延迟的方法 62 的第一实施例。

[0054] 在第一步 64 中, 在签名接收时隙 28 内接收完整的签名 SGN1 之后, 在步骤 65 中, 去除位于相关性时间窗 54 之外的所接收的签名 SGN1 的采样。

[0055] 接着, 在以下步骤 66 中, 对剩余的采样进行循环相关, 剩余的采样作为初始零移位滤波接收的序列被输入到环形移位寄存器中。

[0056] 步骤 66 包括步骤 67, 68, 69, 70, 71 和 72。

[0057] 在步骤 67 中, 首先通过将移位计数器 ic 值设置为 1 来初始化移位计数器 ic。接着, 在步骤 68 中, 对 ic-1 移位滤波接收的序列和唯一基准序列 SEQB1 执行采样乘采样的乘积的求和。通过步骤 69, 由步骤 68 得到的乘积之和 $P_{H|Q}(ic)$ 被存储在下标为 ic-1 的从 1 到 N-1 标记的阵列中。步骤 69 之后是步骤 70, 其中将实际计数器值 ic 与 N 进行比较。

[0058] 如果 ic 不等于 N, 在步骤 71 中计数器值 ic 增加 1, 并且在环形寄存器中的实际移位接收的序列被移位一个采样周期。接着, 再次执行步骤 68, 69 和 70。

[0059] 如果 ic 等于 N, 继续执行步骤 74, 检测相关性峰值作为乘积之和阵列 $P_{H|Q}(ic)$ 的最大值。在步骤 76 中, 在乘积之和 $P_{H|Q}(ic)$ 为最大值时的 ic_{max} 的值被确定为接收的签名 SGN1 的估计的往返延迟, 其被表示为 t(SGN1)。

[0060] 在第二实施例中,图 6 的流程图中所示的方法 62 包括相同顺序的步骤 64,65,66,74 和 76,除了步骤 66 以外,其它步骤都相同,其中连续执行步骤 77,78 和 80。在步骤 77 中,第一 FFT(快速傅里叶变换)将从步骤 65 得到的时域采样变换成在频域接收的采样。接着在步骤 78 中,频域变换采样乘以由步骤 80 获得的基准序列 SEQB1 的相应频域采样。在步骤 80 中,在通过步骤 80 在时域中输入基准序列 SEQB1 之后,通过步骤 84 执行第二 FFT。在将两个 FFT 结果相乘之后,接着通过步骤 80 执行 IFFT(快速傅里叶反变换)。

[0061] 在图 7 的图 86 中,描述了图 1 中的三个结构的相关性幅度与时间的关系。

[0062] 实线 88,点线 90 顶点和双点划线 92 相对于 $t_{\text{开始}}30$ 在时间轴上的相应位置确定了第一,第二和第三往返延迟 RTD1,RTD2 和 RTD3。

[0063] 图 8,9 和 10 示出了使用三个不同终端 4,94 和 98 的移动通信系统的三个结构,所述终端 4,94 和 98 被表示为 T1,T2 和 T3,分别用实线,点线和双点划线正方形围住。

[0064] 在图 8 所示的第一结构 93 中,终端 4(T1)位于 P1 处,而终端 94(T2)和终端 96(T3)分别位于 P2 和 P3 处。分配给 T1,T2 和 T3 的相应上行链路表示为 98,100 和 102。在第一结构 93 中,对应于终端 T1,T2 和 T3 的往返延迟分别是往返延迟 RTD1,RTD2 和 RTD3。

[0065] 在图 9 所示的第二结构 103 中,终端 4(T1)位于 P3 处,而终端 94(T2)和终端 96(T3)分别位于 P1 和 P2 处。分配给 T1,T2 和 T3 的相应上行链路表示为 108,104 和 106。在第二结构 103 中,对应于终端 T1,T2 和 T3 的往返延迟分别是往返延迟 RTD3,RTD1 和 RTD2。

[0066] 在图 10 所示的第三结构 110 中,终端 4(T1)位于 P2 处,而终端 94(T2)和终端 96(T3)分别位于 P3 和 P1 处。分配给 T1,T2 和 T3 的相应上行链路表示为 114,116 和 112。在第三结构 110 中,对应于终端 T1,T2 和 T3 的往返延迟分别是往返延迟 RTD2,RTD3 和 RTD1。

[0067] 在图 11 中,以与图 2 相同的方式示出了下行链路 18 和上行链路 20 数据结构。

[0068] 关于第一结构 93,为了能够使终端 4,94,96 在上行链路中与基站 6 同步,在将从 BS 发送的同步脉冲 24 的起始命令信号 30 传播以后并在接收起始命令 30 时,有可能在预定持续时间之后,每一个终端 4,94 和 96 发送相关联的签名,所述签名针对其数据结构被表示为 SGN1,SGN2 和 SGN3,针对其终端的相应位置(即 P1,P2 和 P3)被表示为 118,122 和 126。每个签名 SGN1,SGN2 和 SGN3 在签名接收时隙 28 内被接收,根据终端位置被不同地定位,并且当从分别位于 P1,P2 和 P3 处的每个终端 4,94 和 95 发出时,签名 SGN1,SGN2 和 SGN3 被分别表示为 120,124 和 128。可能在终端级的预定持续时间之后,在基站级的同步脉冲 24 的起始命令时间 30 和每个签名 SGN1,SGN2 和 SGN3 的接收结束之间的时间差分别等于终端 4,94 和 96 的往返延迟。分别对应于接收的签名 120,124 和 128 的往返延迟是往返延迟 RTD1,RTD2 和 RTD3。在图 11 中,在两个轴架内用粗体线示出了签名末端的传播路径,纵轴表示距离基站的距离,横轴表示时间。

[0069] 这里,在签名接收时隙 28 内仅示出了第一结构 93 的接收的签名 120,124 和 128。

[0070] 关于第二结构 103,仅示出了发送的签名 130,132 和 134,其分别表示为 SGN2,SGN3 和 SGN1,分别由 T2,T3 和 T1 从 P1,P2 和 P3 发出。

[0071] 关于第三结构 110,仅示出了发送的签名 136,138 和 140,其分别表示为 SGN3,SGN1 和 SGN2,分别由 T3,T1 和 T2 从 P1,P2 和 P3 发出。

[0072] 图 12 示出了建立从基准序列 SEQB1 获得的三个签名序列的方式。基准序列 SEQB1 顺时针地设置在基准环 142 上。基准序列 SEQB1 被等分成表示为 SB1,SB2 和 SB3 的三个连

续子序列 146, 148 和 150, 假设 N 是 3 的整数倍。

[0073] SB1 包括范围从 α_1 到 $\alpha_{N/3}$ 的一组数据。SB2 是范围从 $\alpha_{(N/3)+1}$ 到 $\alpha_{2N/3}$ 的一组数据。SB3 是范围从 $\alpha_{(2N/3)+1}$ 到 α_N 的一组数据。

[0074] 第一签名序列 SEQB1 是基准序列, 并能够被描述为一组连续的子序列 SB1, SB2 和 SB3。

[0075] 表示为 SEQB2 的第二签名序列 152 被定义为一组连续的子序列 SB2, SB3 和 SB1。

[0076] 表示为 SEQB3 第三签名序列 154 被定义为一组连续的子序列 SB3, SB1 和 SB2。

[0077] 在图 13, 14 和 15 中分别描述了线性展开的序列 SEQB1, SEQB2 和 SEQB3。所有序列都是相互正交的。

[0078] 以上描述了签名 SGN1 的建立。以与 SGN1 的上述相同的方式建立 SGN2 和 SGN3。

[0079] 在图 16 中, 示出了签名接收时隙 28, 其中对三个系统结构的所有接收的签名 118, 138, 134, 130, 122, 140, 136, 132, 126 进行了叠加。在以实线为界的长方形内围住了第一结构 93 的签名。在以点线为界的长方形中围住了第二结构的签名。在以双点划线为界的长方形中围住了第三结构的签名。

[0080] 实际接收应被看作是围住签名的同类型的线。例如, 在第一结构的情况下, 在实际接收内将仅示出 118, 122 和 126。

[0081] 签名循环扩展 52, 156 和 158 分别是每个签名 SGN1, SGN2 和 SGN3 的签名尾部。所有的签名扩展具有相同的长度。

[0082] 在变型中, 签名循环扩展可以分别是每个签名 SGN1, SGN2 和 SGN3 的签名头部。

[0083] 图 17 的流程图示出了用于在使用三个终端的移动通信系统中, 在基站级联合估计每个往返延迟和终端标识码的方法的第一实施例。

[0084] 在第一步 162 中, 在接收到签名接收隙 28 中的所有签名的总和 SGN1+SGN2+SGN3 之后, 在步骤 164 中, 去除位于相关性时间窗 54 之外的接收的签名总和 SGN1+SGN2+SGN3 的采样。

[0085] 接着, 在以下步骤 166 中, 对剩余的采样进行循环相关, 剩余的采样作为初始零移位滤波接收的信号被输入到环形移位寄存器中。

[0086] 在步骤 166 中, 首先, 在步骤 168 中通过将移位计数器 ic 值设为 1 来设置该移位计数器 ic。接着, 在步骤 170 中, 对 ic-1 移位接收的序列和基准序列 SEQB1 执行采样乘采样的乘积的求和。通过步骤 172, 由步骤 170 得到的乘积之和 $P_{\text{time}}(ic)$ 被存储在下标为 ic-1 的从 1 到 N-1 标记的阵列中。步骤 172 之后是步骤 180, 其中将实际计数器值 ic 与 N 进行比较。

[0087] 如果 ic 不等于 N, 在步骤 182 中计数器值 ic 增加 1, 并且环形寄存器中的实际移位接收的信号被移位一个采样周期。接着, 再次执行步骤 170, 172 和 180。

[0088] 如果 ic 等于 N, 继续执行步骤 186, 检测三个相关性峰值作为相关性乘积之和阵列 $P_{\text{time}}(ic)$ 的三个最高值, 每个峰值对应一个签名。这个签名是分配给每个终端的终端标识码。在步骤 188 中, 乘积之和是最大值时的 ic 的三个值被确定为属于与签名相关的三个时间间隔之一, 并且对于每个检测到的签名, 将往返延迟确定为签名峰值的时间下标 (time

index) 和没有往返延迟的同一签名的期望下标之间的时间差。

[0089] 图 18 是用于在使用三个不同终端的移动通信系统中检测终端标识码和往返延迟的方法的第二实施例。

[0090] 在这个实施例中,方法 160 包括除了步骤 166 之外,与第一实施例相同顺序的步骤 162,164,186 和 188,其中连续执行不同的步骤 190,192 和 194。在步骤 190 中,第一 FFT (快速傅里叶变换) 将从步骤 164 获得的时域采样变换成频域接收的采样。接着在步骤 192 中,频域中接收的采样乘以通过步骤 196 获得的频域中的基准序列 SEQB1 的相应采样。在步骤 196 中,在通过步骤 198 在时域中输入基准序列 SEQB1 之后,通过步骤 200 执行第二 FFT。在将两个 FFT 结果相乘之后,接着通过步骤 194 对所得到的采样执行 IFFT (快速傅里叶反变换)。

[0091] 图 19 示出了被叠加的三个系统结构所用的三个终端的签名的相关性幅度与时间的关系。在图 19 的图中,实线,点线和双点划线分别描述了第一,第二和第三结构的相关性峰值。线 220,222 和 224 分别描述了用于第一结构的第一,第二和第三签名的时间相关性。线 226,228 和 230 分别描述了用于第二结构的第一,第二和第三签名的时间相关性。线 232,234 和 236 分别描述了用于第三结构的第一,第二和第三签名的时间相关性。可以看出,可以分别限定分配给签名的时间间隔。因此,这里 $[a_1, a_{(N/3)-1}]$ 被分配给 SGN1, $[a_{N/3}, a_{(2N/3)-1}]$ 被分配给 SGN2, $[a_{(2N/3)+1}, a_{N-1}]$ 被分配给 SGN3。为每个接收的签名测量的往返延迟等于接收的签名的时间下标减去不具有任何延迟的相同签名的期望的时间下标,其对于 SGN1 来说为 1,对于 SGN2 来说为 $N/3$,对于 SGN3 来说为 $2N/3$ 。

[0092] 在实际操作中,将仅示出同类型的三条线。作为实例,在第一结构的情况下,相关性峰值线 220 表示 RTD1 的往返延迟,而线 222 和 224 分别表示 RTD2 和 RTD3 的往返延迟。

[0093] 为了避免在循环相邻签名的检测过程中出现任何重叠,应在设计时非常的注意,至少利用通信系统所预期的最大往返延迟将两个相邻的签名间隔开。在上述系统中,这种间距将大于往返延迟 RTD3。

[0094] 图 20 示出了遵循用于包括上行链路同步终端和上行链路非同步终端的系统的上述方法的相关性幅度与时间的关系。

[0095] 这里,将两个非同步签名分配给两个非同步终端,设置第一终端来显示往返延迟 RTD1,设置第二终端来显示往返延迟 RTD2。非同步签名意味着发送该签名用于初始接入。

[0096] 将一组同步签名分配给一组上行链路同步终端。同步签名意味着当终端一直与上行链路中的基站时间同步时发送该签名,即,定时提前值在该终端已经可用。

[0097] 这里,将作为同步终端的第一同步签名的构建核心的签名序列相对于第一非同步签名的生成序列移位 $2N/3$ 。任何同步终端的随后签名具有相对于基准序列被移位了包括在范围 $[2N/3, N-1]$ 内的值的生成序列。

[0098] 第一和第二非同步签名均提供时间延迟和终端标识。

[0099] 在图 20 中,该图描述了对应于具有往返延迟 RTD1 的第一非同步签名的第一相关性峰值线 240。

[0100] 该图还描述了对应于具有往返延迟 RTD2 的第二非同步签名的第二相关性峰值线 244。

[0101] 该图还描述了对应于没有往返延迟 RTD 的同步签名的一组相关性峰值线 244 (第一线 246, 最后一条线 260)。

[0102] 在两个不同过程中分离签名(同步或不同步)的重要性在于,对于同步的情况,由于不再考虑任何往返延迟,因此可以将不同签名的循环移位更接近地合并。

[0103] 在这种情况下,除了较低循环移位步骤之外,还可以采用较低循环扩展持续时间,并且可以抑制空闲周期。为了对信道的最大路径延迟,定时提前误差和滤波效果进行处理,应对循环扩展持续时间进行选择。

[0104] 采用几个选定的 CAZAC 基准序列来获得相互之间的低循环交叉相关性也是有利的。因此,将可用签名的数目与基准序列的数目相乘会带来序列之间的干扰并增加接收机的复杂度。后者是由于当仅使用一个基准序列时在基站需要多个相关器(每个基准 CAZAC 序列一个)而不是单个相关器引起的。

[0105] 这种具有良好的循环交叉相关性能的基本序列组的好例子是由原始的 Zadoff Chu 序列推断出的顺时针和逆时针相位旋转序列对。

[0106] $a_1(k) = W_N^{k^2/2+qk}$ 如果 N 为偶数, $k=0, 1, \dots, N-1$, q 是任意整数

$a_1(k) = W_N^{k(k+1)/2+qk}$ 如果 N 为奇数, $k=0, 1, \dots, N-1$, q 是任意整数

$a_2(k) = W_N^{-(k^2/2+qk)}$ 如果 N 为偶数, $k=0, 1, \dots, N-1$, q 是任意整数

$a_2(k) = W_N^{-[k(k+1)/2+qk]}$ 如果 N 为奇数, $k=0, 1, \dots, N-1$, q 是任意整数

并且 $W_N = \exp(-j2\pi r/N)$, 其中 r 与 N 互质。

[0107] 由于第二基准序列是由第一基准序列得到的,因此该例子需要基准序列的有限存储。因此保留了基准的特定唯一性。

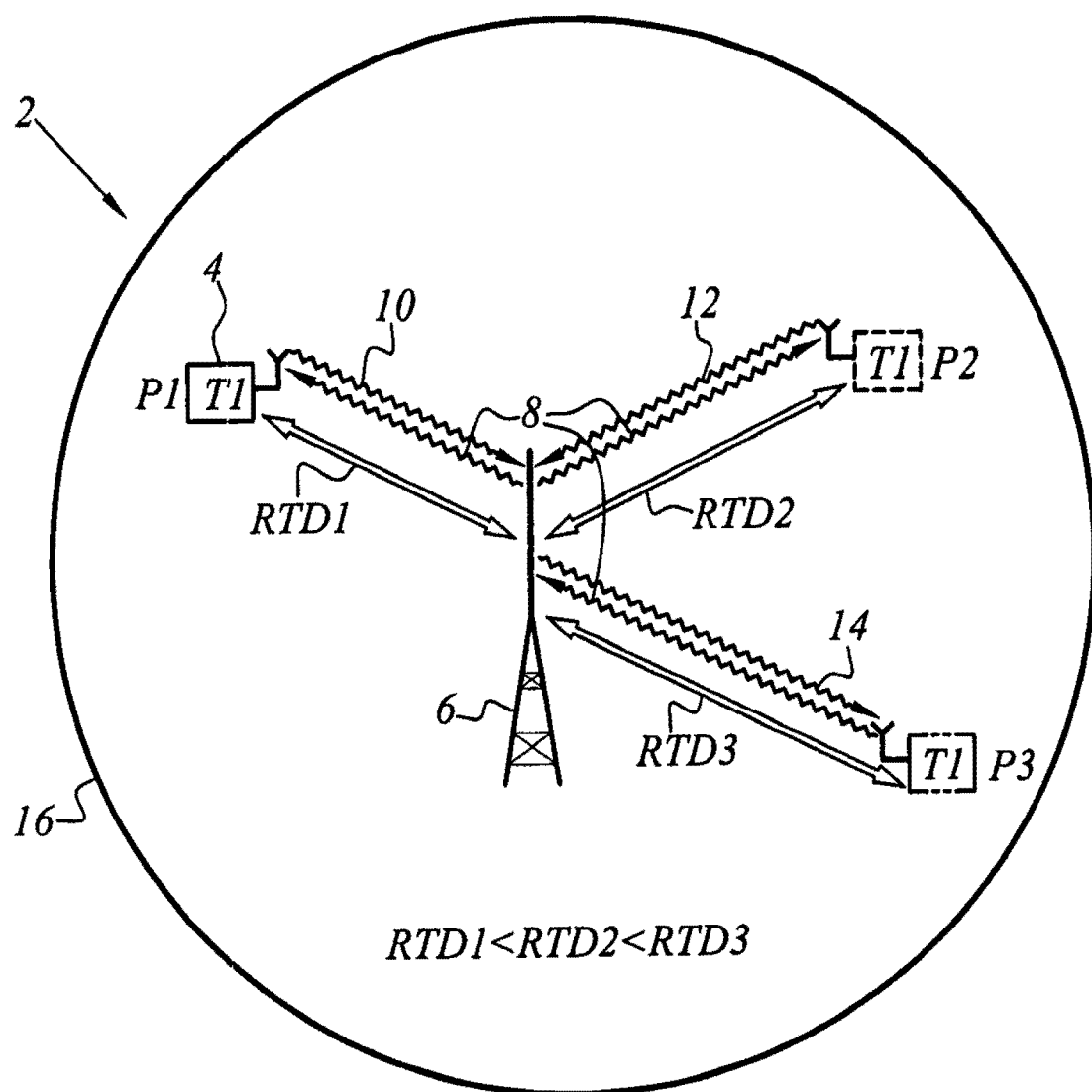


图 1

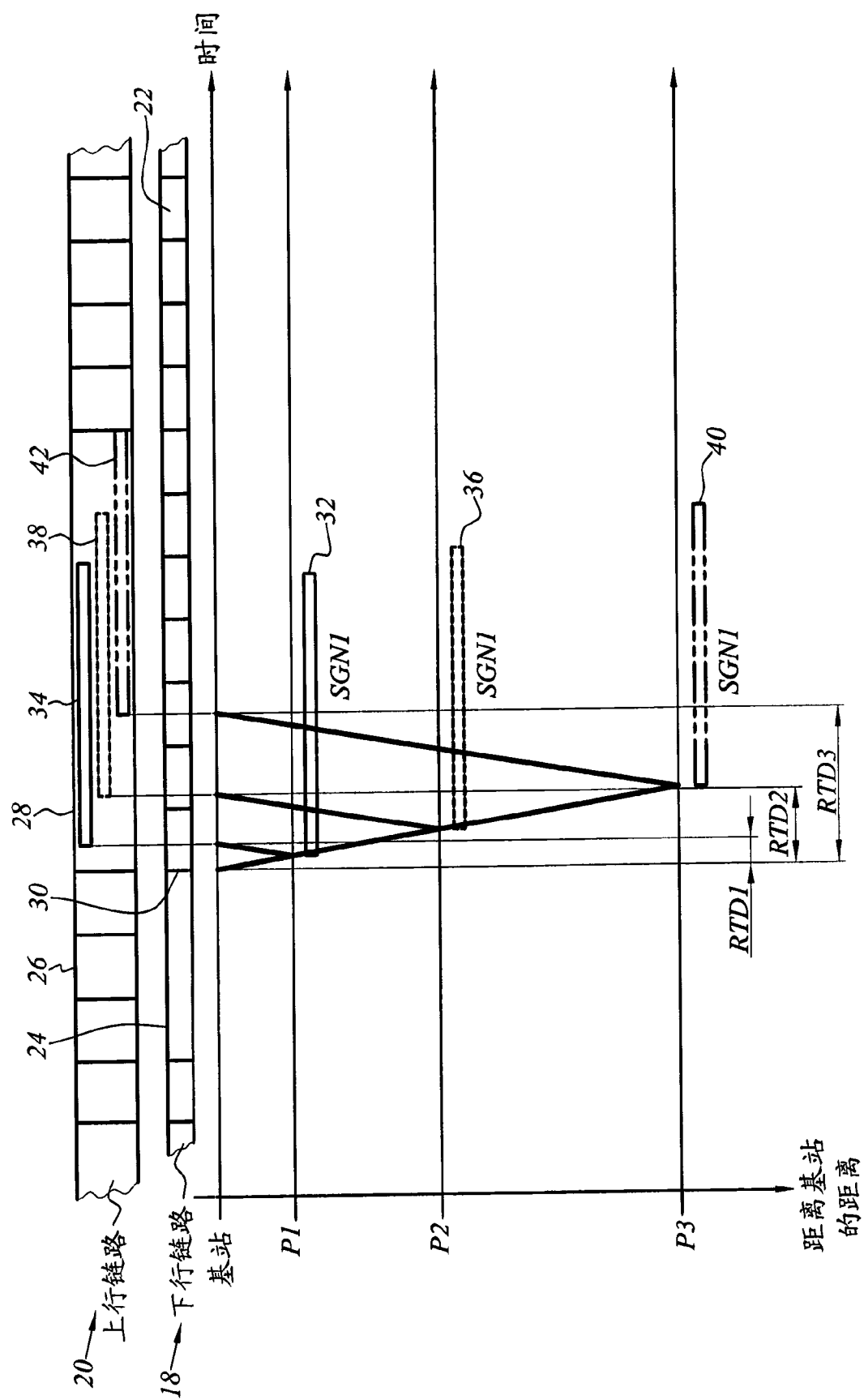


图 2

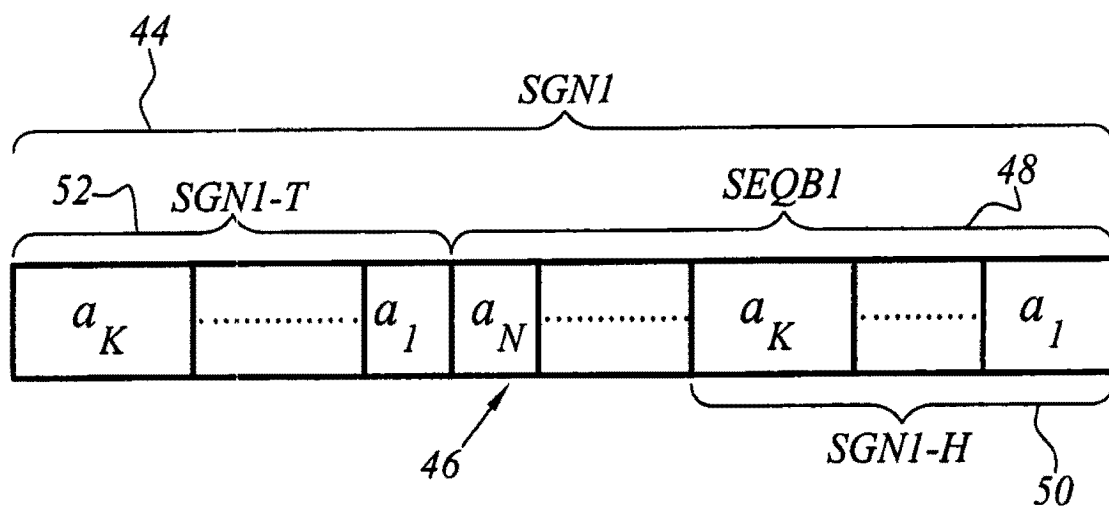


图 3

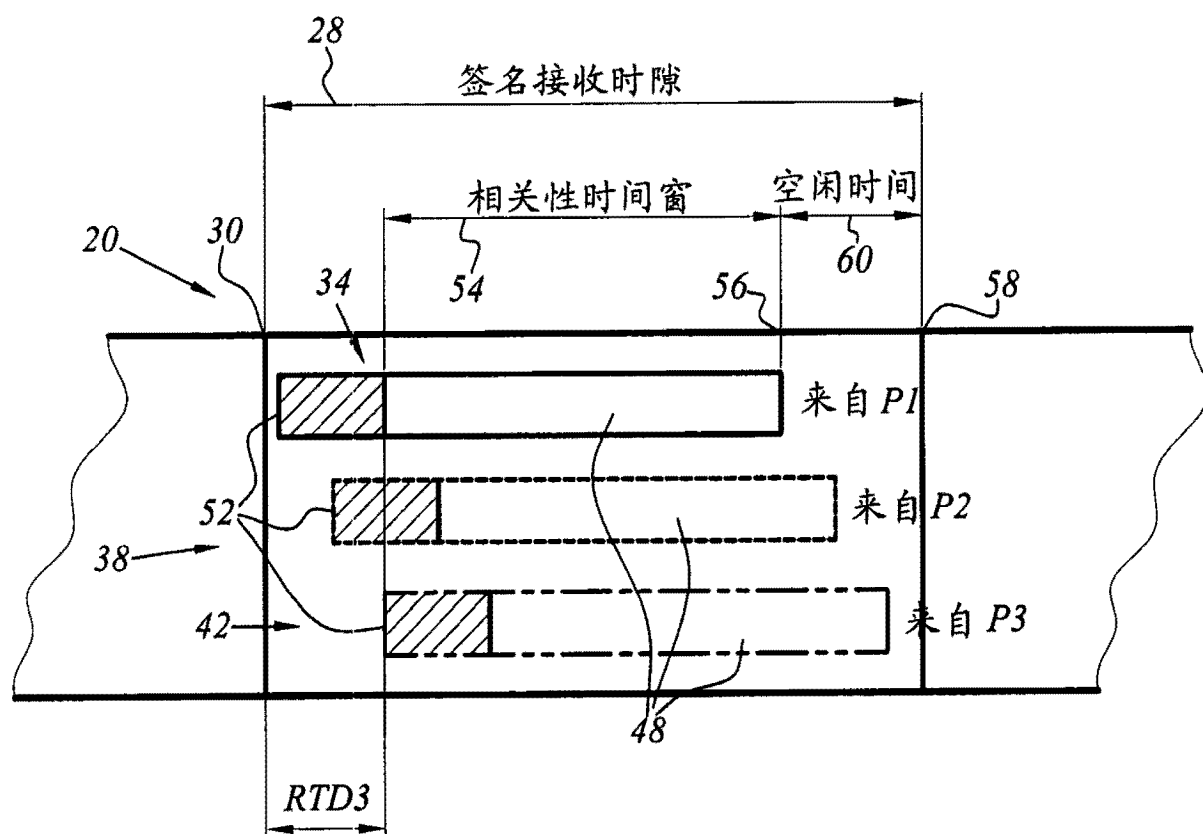


图 4

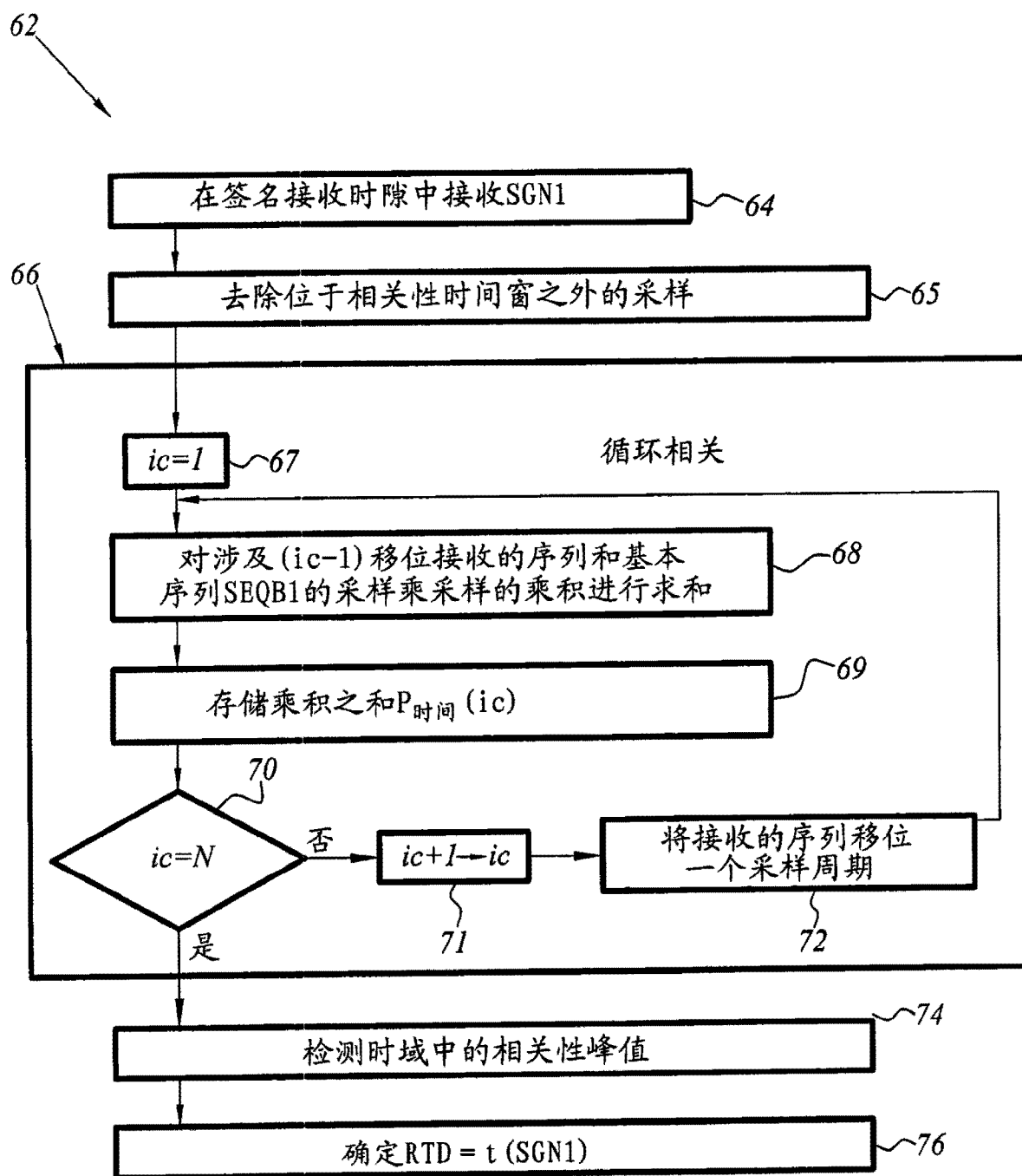


图 5

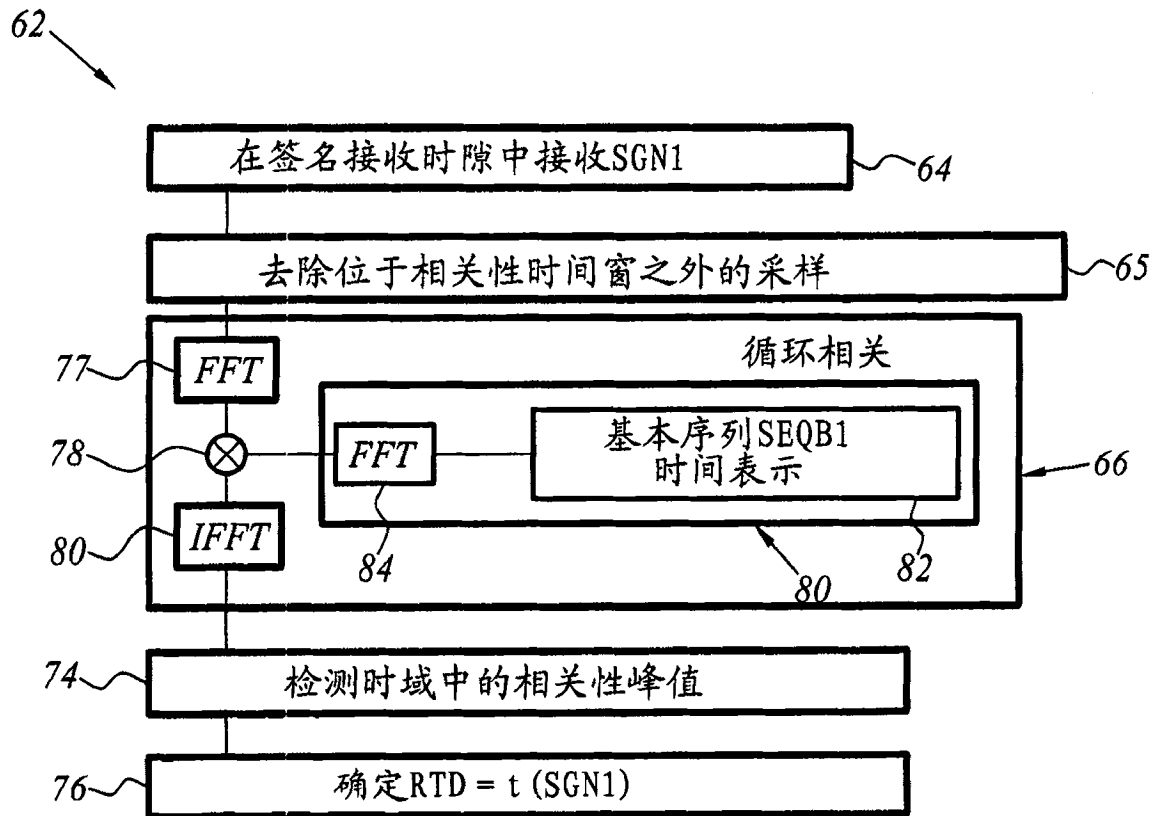


图 6

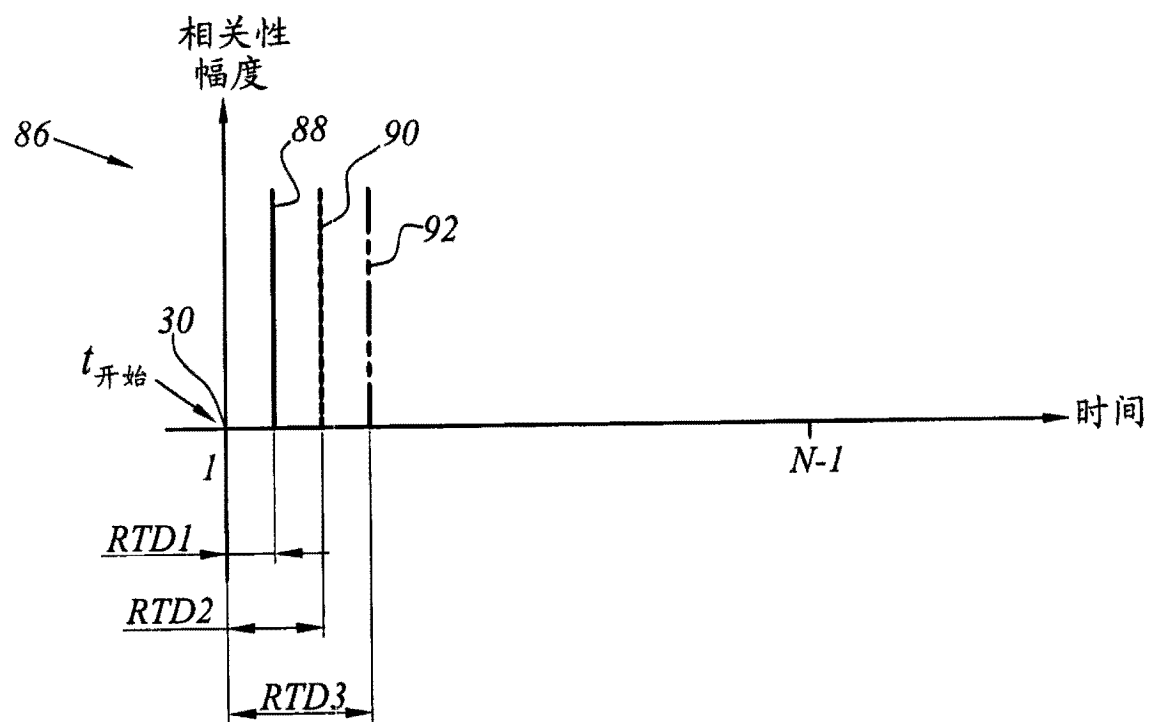


图 7

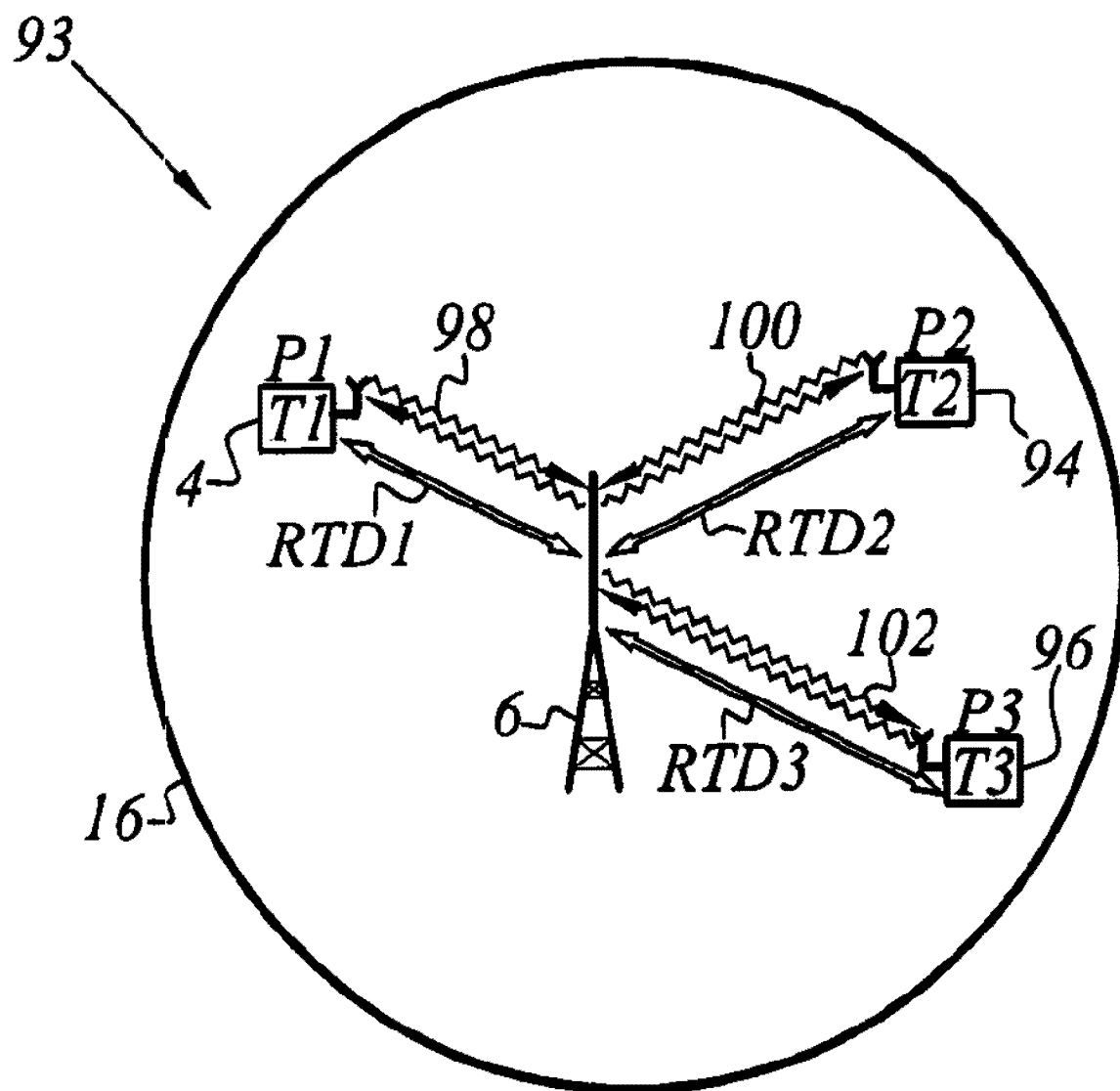


图 8

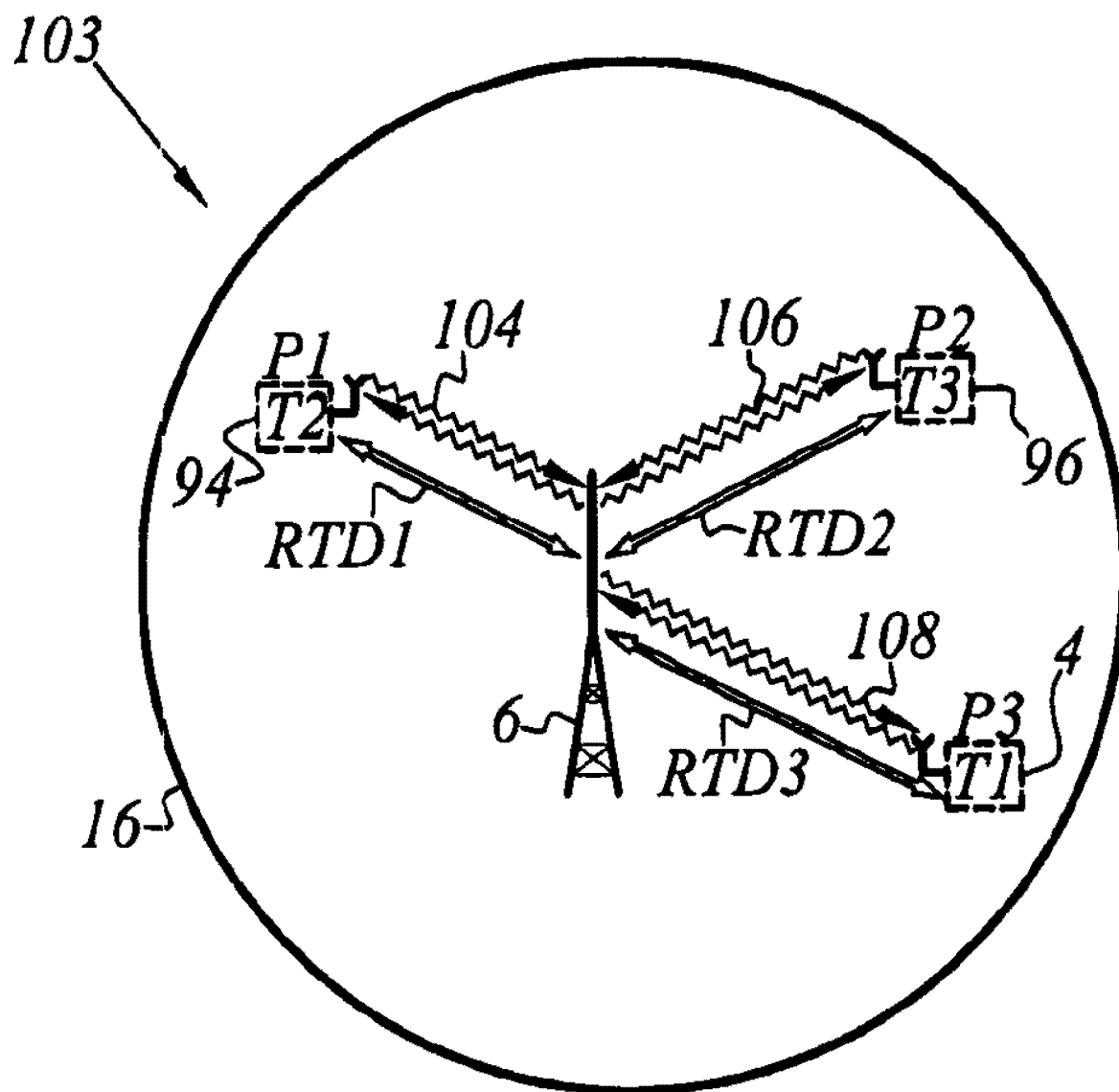


图 9

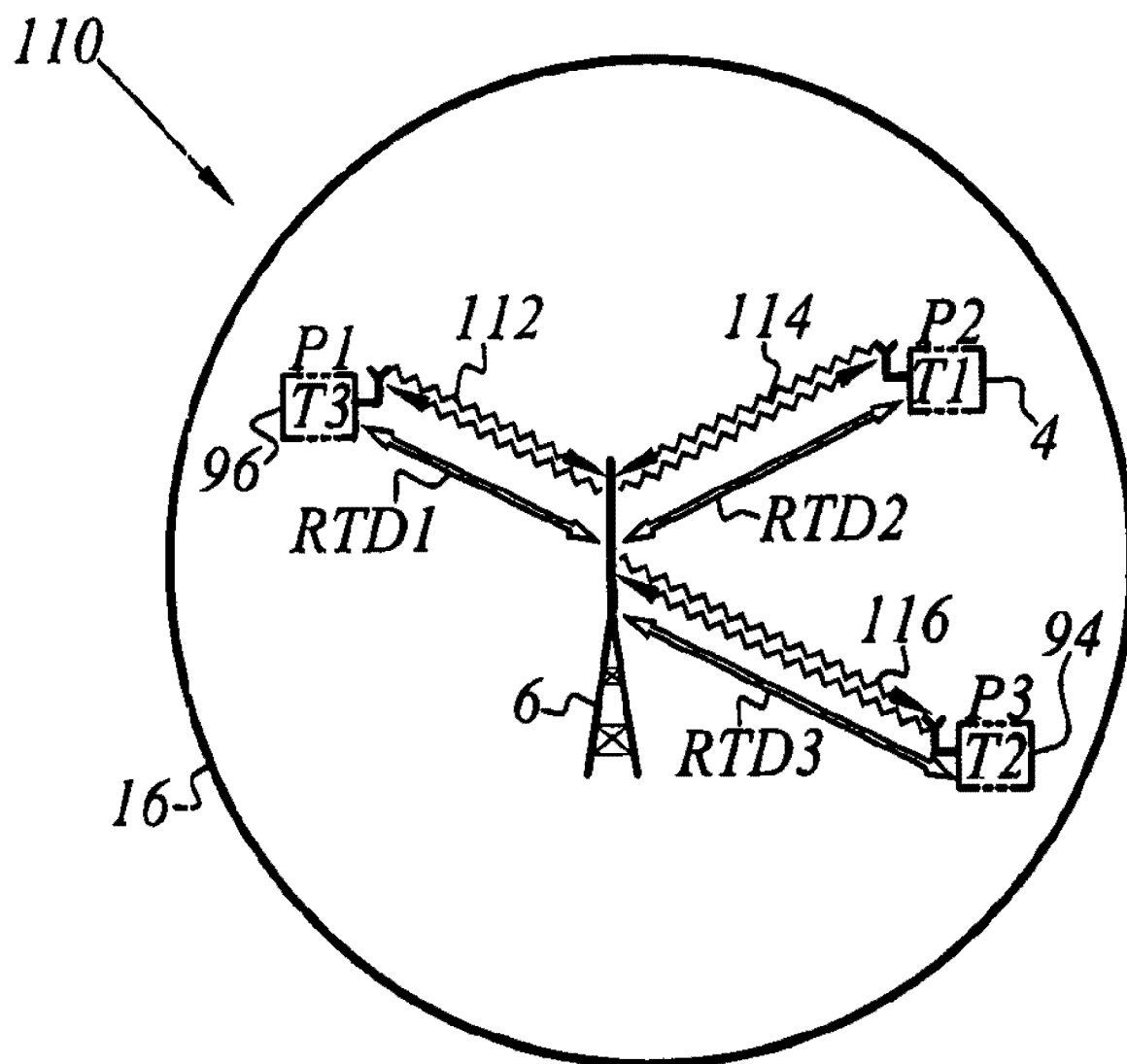


图 10

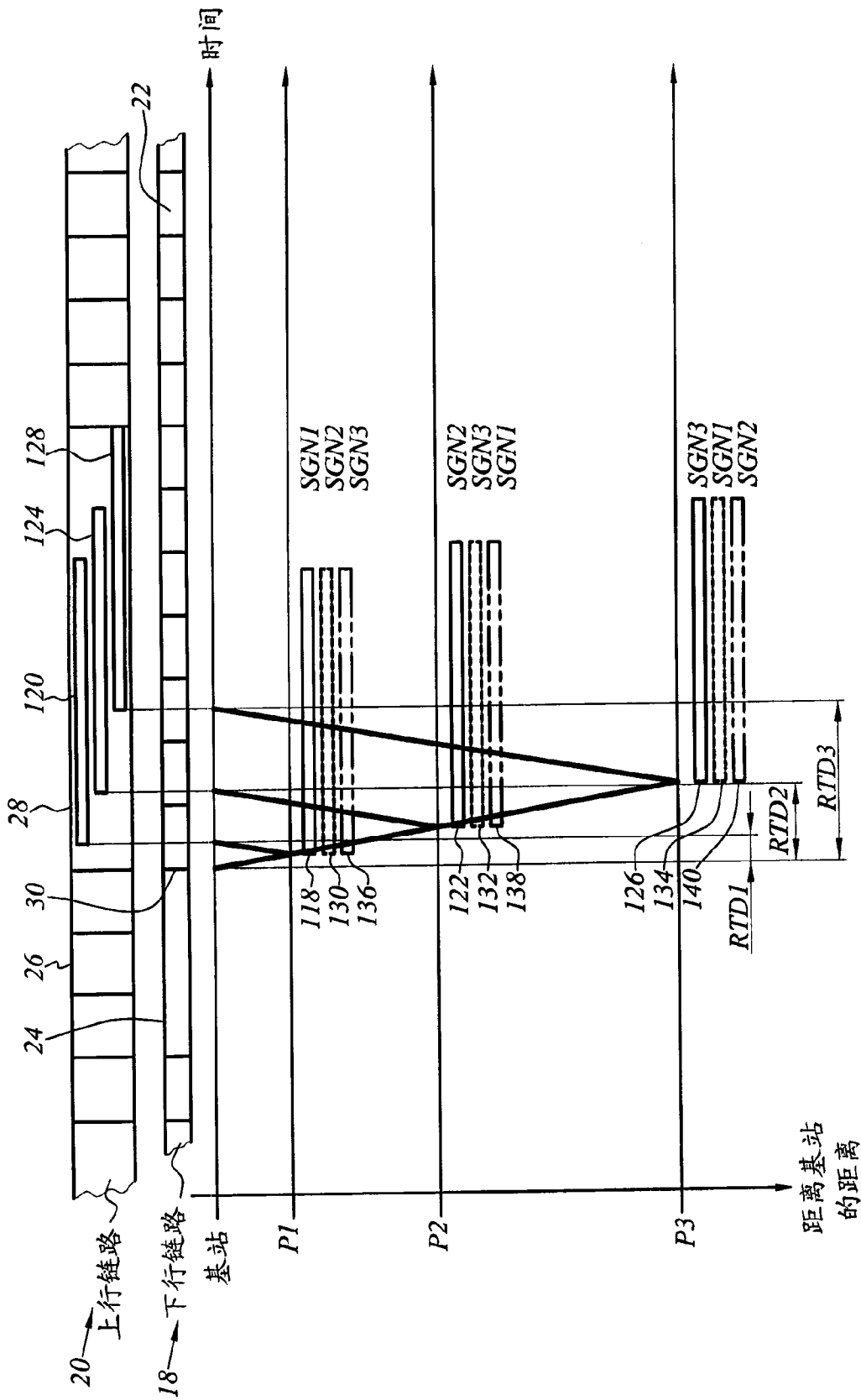


图 11

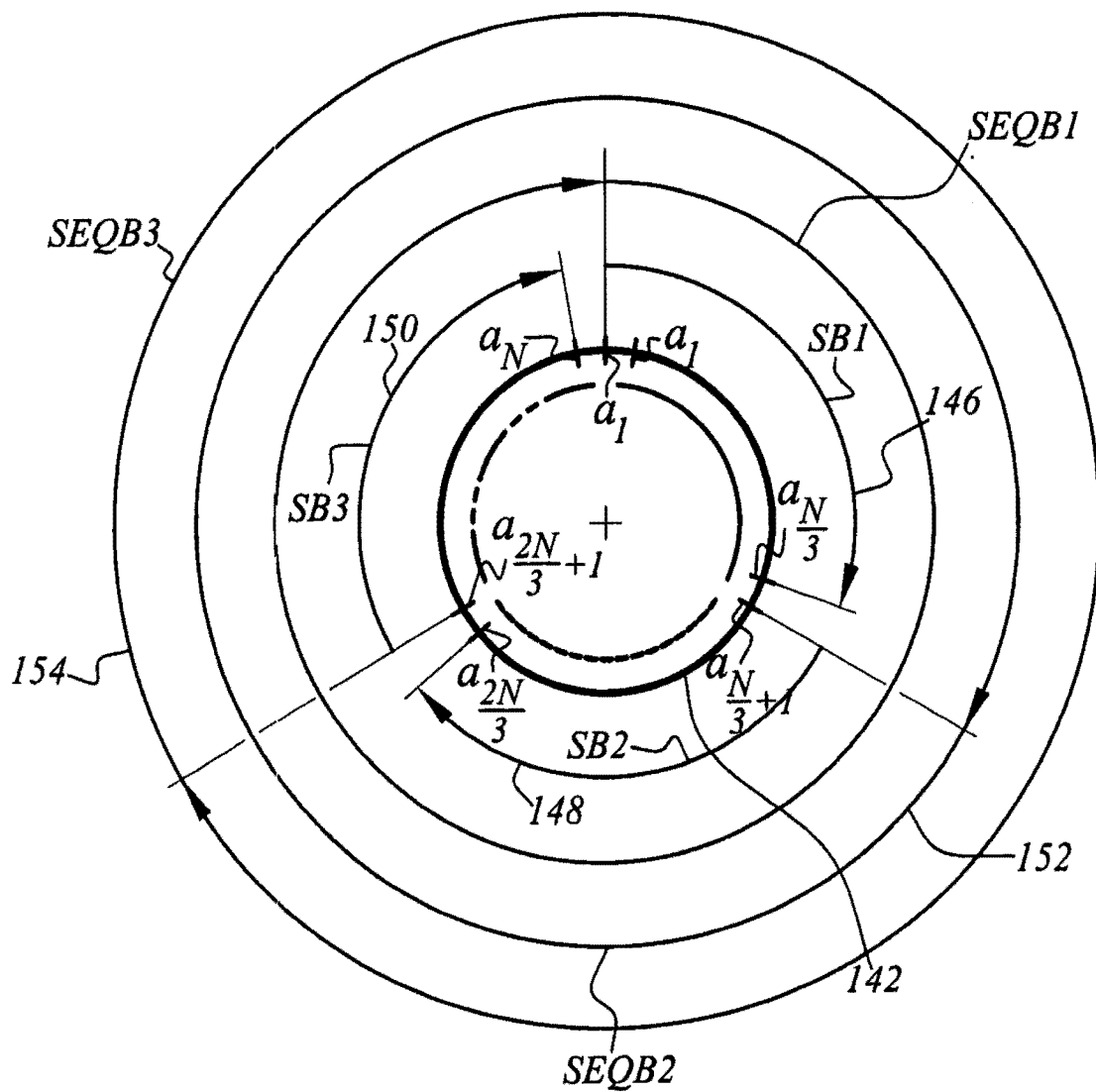


图 12

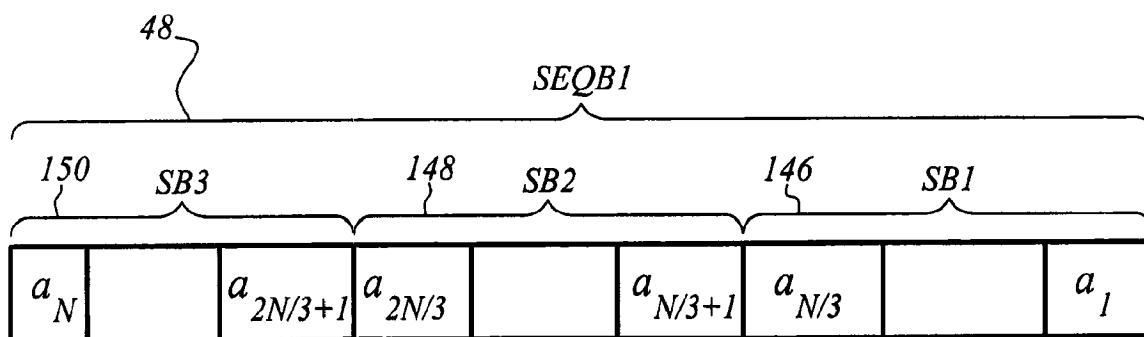


图 13

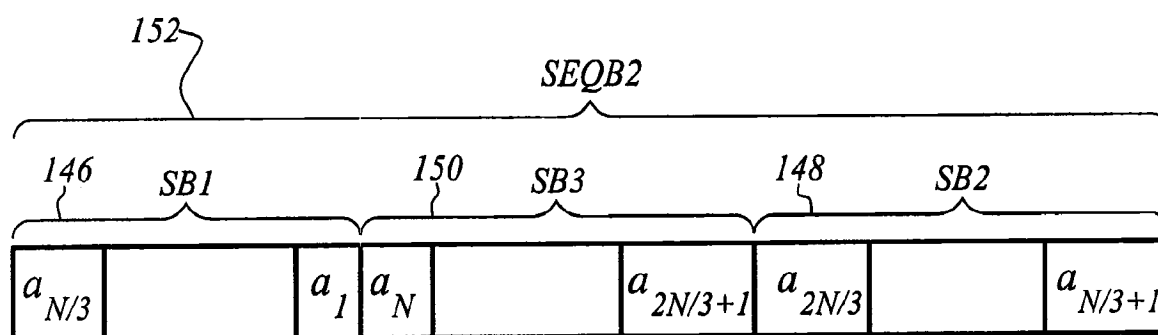


图 14

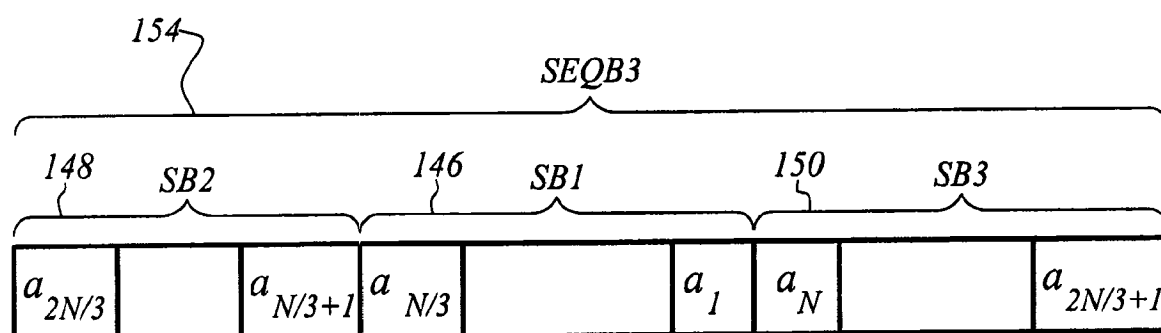


图 15

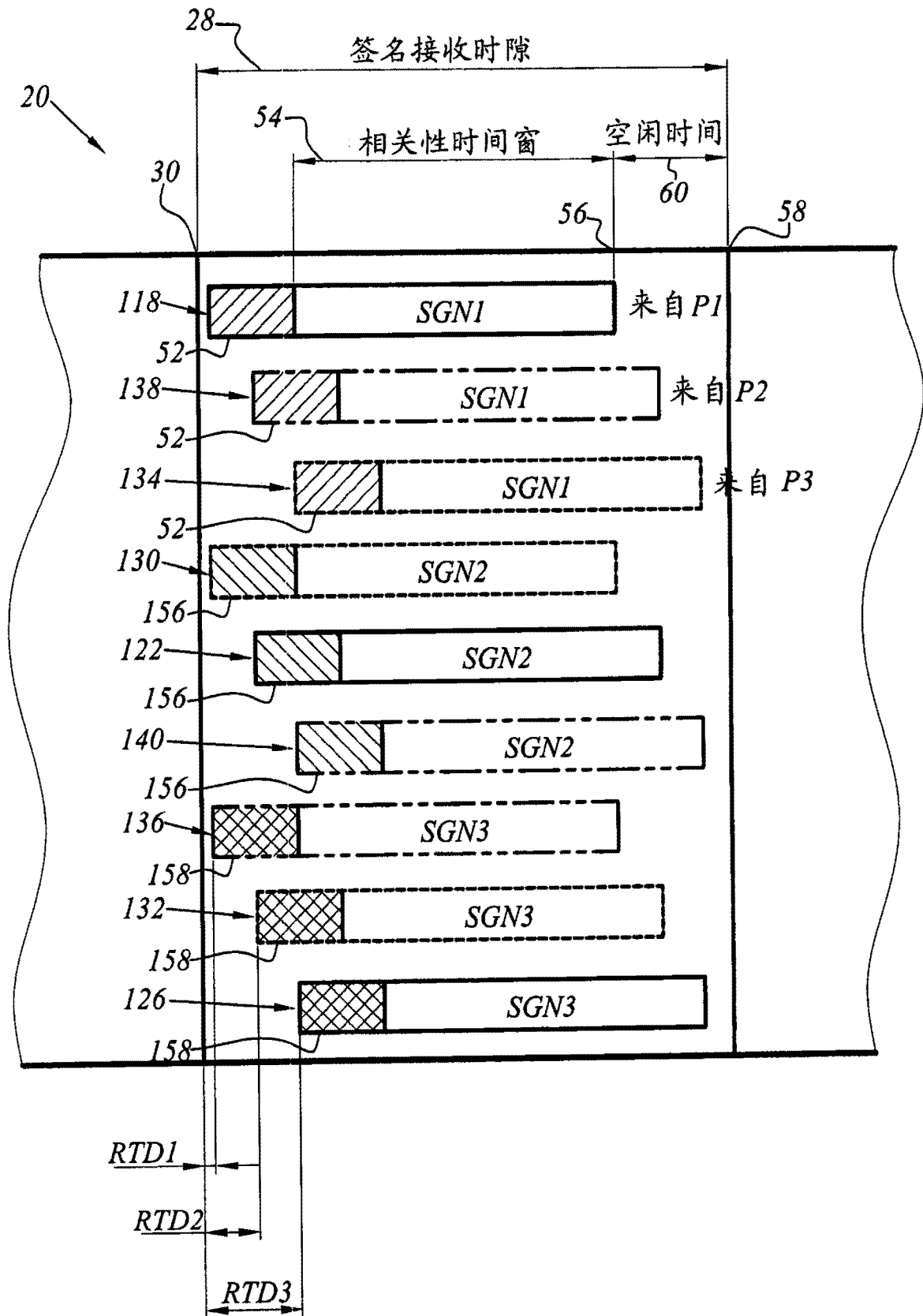


图 16

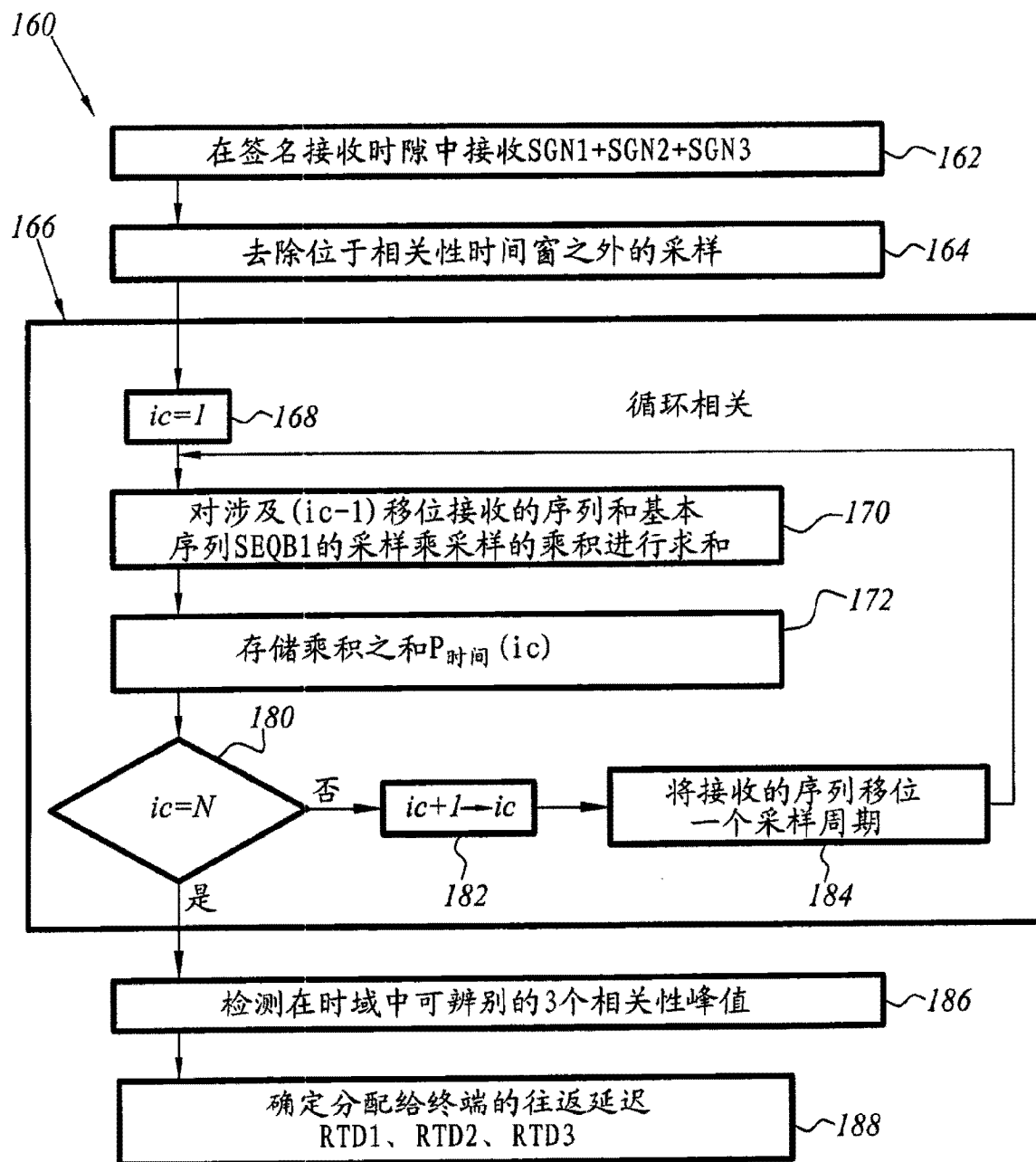


图 17

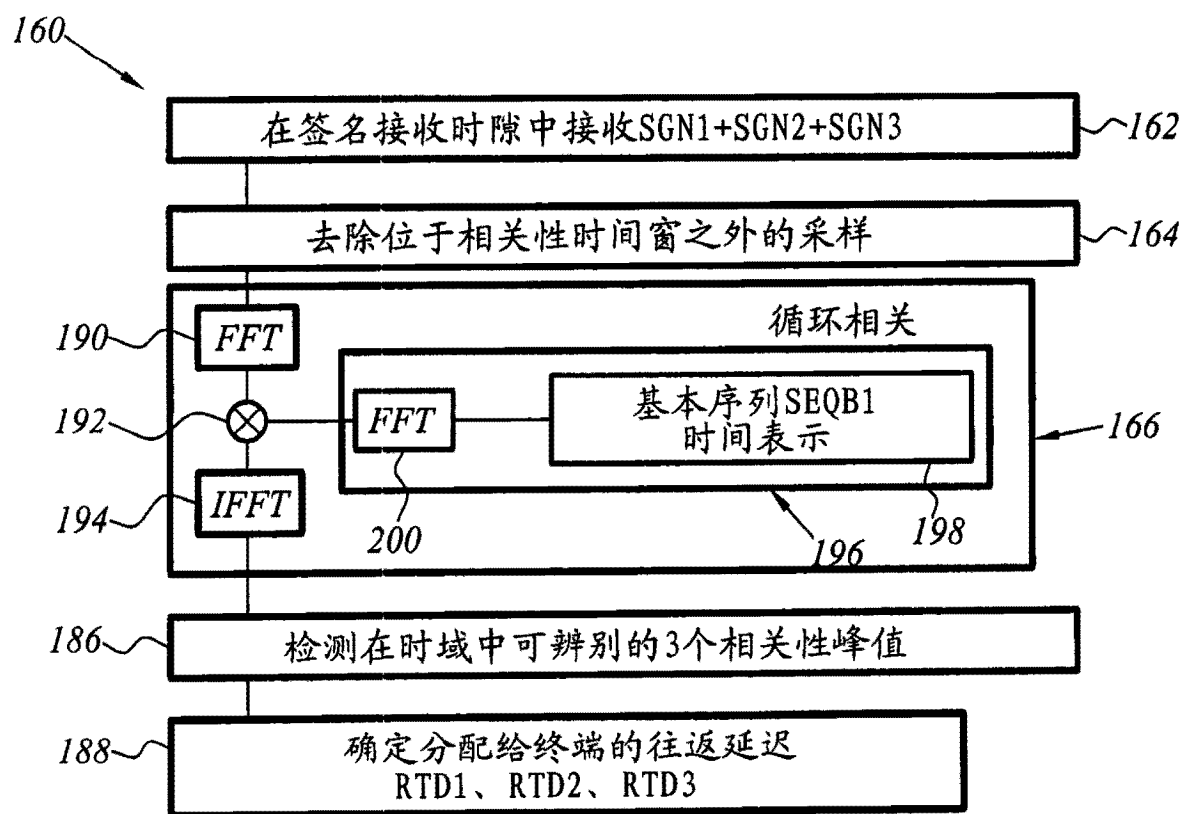


图 18

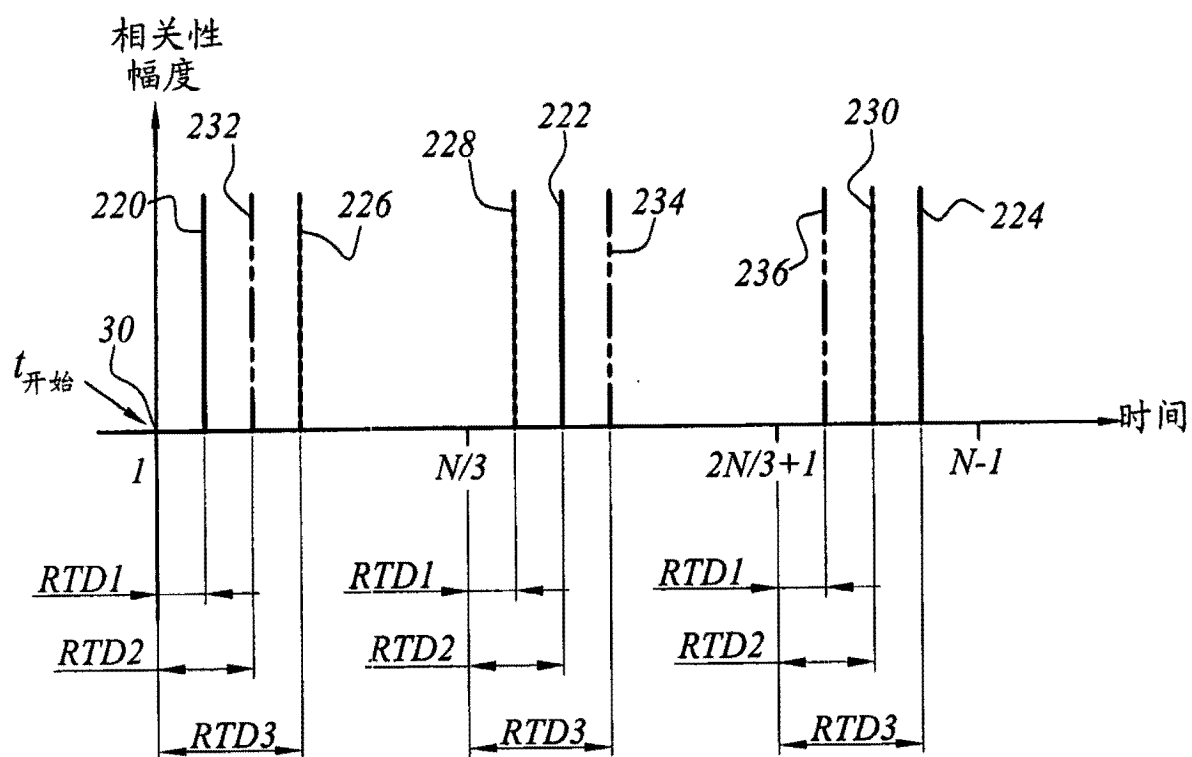


图 19

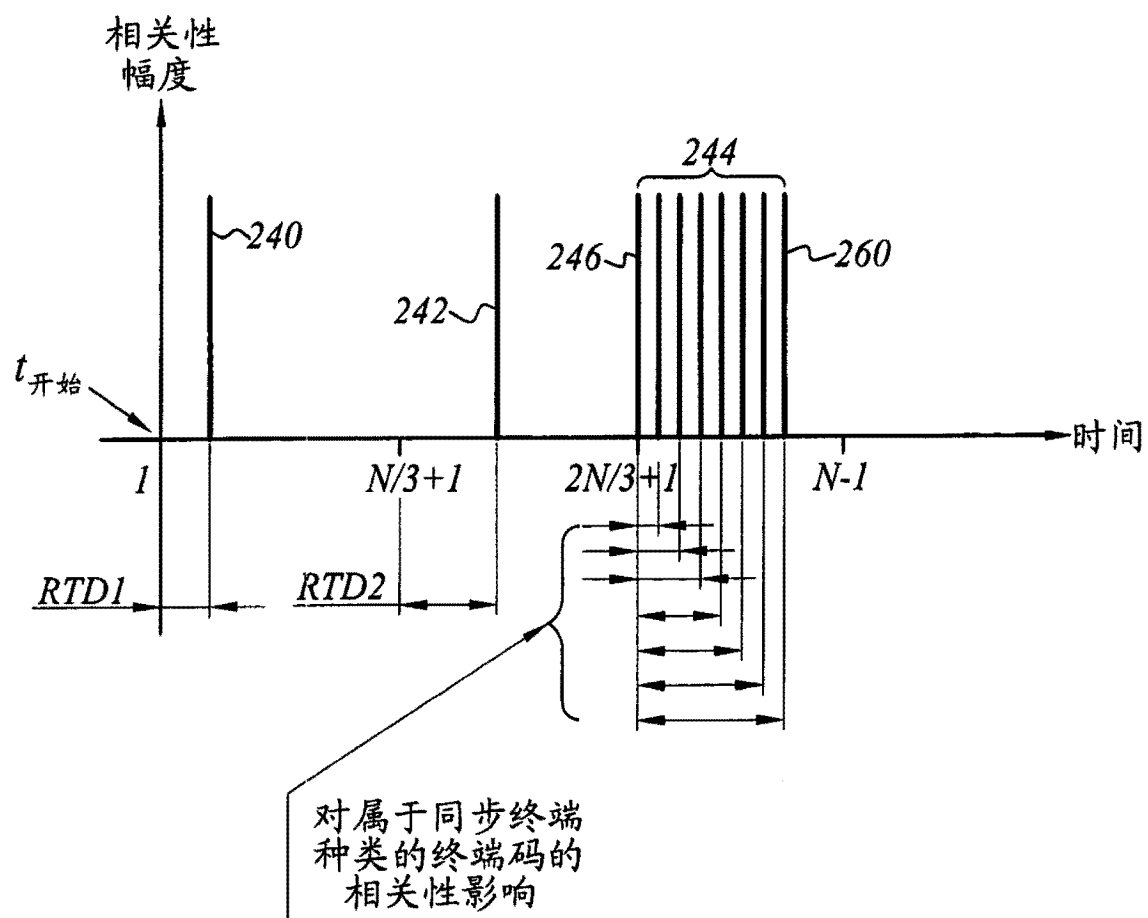


图 20