

[19] 中华人民共和国国家知识产权局

[51] Int. Cl.

H04L 12/18 (2006.01)



[12] 发明专利申请公开说明书

[21] 申请号 200480023388.1

[43] 公开日 2006 年 9 月 20 日

[11] 公开号 CN 1836401A

[22] 申请日 2004. 8. 4

[21] 申请号 200480023388. 1

[30] 优先权

[32] 2003. 8. 15 [33] EP [31] 03102563. 8

[86] 国际申请 PCT/IB2004/002640 2004. 8. 4

[87] 国际公布 WO2005/018144 英 2005. 2. 24

[85] 进入国家阶段日期 2006. 2. 15

[71] 申请人 皇家飞利浦电子股份有限公司

地址 荷兰艾恩德霍芬

[72] 发明人 C·赫尔曼

[74] 专利代理机构 中国专利代理(香港)有限公司

代理人 龚海军 刘 杰

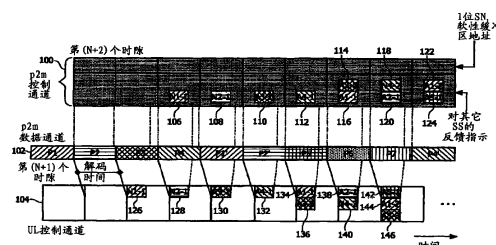
权利要求书 5 页 说明书 29 页 附图 4 页

[54] 发明名称

用于组播数据传输的反馈信令

[57] 摘要

组播方式的数据传输，其中重发是通过接收者向一个发送者发送反馈来请求的。接收站收到关于另一个接收站的反馈的通知。这是通过反射接收站到其它接收站的反馈实现的。由此，在例如反射反馈之一是否定应答消息的情况下，其它的接收站收到了不再需要提供它们的反馈的通知，因为重发不管怎样都会启动。有益地，这可以使得反馈方向上的干扰降低。



1. 进行从发射站(2)到多个第一接收站(4, 6, 12, 14, 18)的点对多点数据传输的方法, 该方法包括步骤:

从发射站(2)向多个第一接收站(4, 6, 12, 14, 18)发送数据;
在发射站处接收来自多个第一接收站中的至少一个第二接收站(4)的针对该数据的确认消息;

从发射站(2)将该确认消息发送到多个第一接收站中的至少一个第三接收站(6)。

2. 按照权利要求1所述的方法,

其中, 确认消息是表示至少一个第二接收站未成功解码该数据的否定应答消息和表明该数据在至少一个第二接收站处得到无误解码的肯定应答消息中的至少一个。

3. 按照权利要求2所述的方法,

其中, 当确认消息是否定应答消息时, 发射站重发数据。

4. 按照权利要求2所述的方法,

其中, 将多个第一接收站分组为第一接收站的多个群组(8, 10, 16, 20), 以致第一群组(10)包括多个第一接收站中的至少一个第三接收站(6), 并且第二群组(16)包括多个第一接收站中的至少一个第四接收站(12);

其中按照反馈方案, 将第一反馈阶段分配给第一群组, 并且将第二反馈阶段分配给第二群组;

其中所述至少一个第三接收站(6)依照第一反馈阶段向发射站(2)发送确认消息, 并且所述至少一个第四接收站(12)依照第二反馈阶段发送确认消息。

5. 按照权利要求4所述的方法,

其中, 在发射站接收到来自第一群组的至少一个第三接收站的确认消息并且对其解码之后, 发射站将从第一群组的至少一个第三接收站接收到的确认消息发送给第二群组的至少一个第四接收站;

其中, 将反馈方案修改成, 在所述至少一个第四接收站向发射站发送确认消息之前, 在发射站处对第一群组的至少一个第三接收站的确认消息进行解码并且将其发送给第二群组的该至少一个第四接收站。

6. 按照权利要求5所述的方法,

其中，当在至少一个第四接收站处解码的确认消息是否定应答消息时，第二群组的该至少一个第四接收站不再发送它自己的否定应答消息。

7. 按照权利要求 4 所述的方法，

其中，至少一个第三接收站和至少一个第四接收站仅仅在至少一个第三接收站和至少一个第四接收站的数据的解码不成功的情况下发送确认消息，以致至少一个第三接收站和至少一个第四接收站仅仅发送表示数据不能无错误解码的否定应答消息。

8. 按照权利要求 4 所述的方法，

其中，在数据重发之后，发射站仅仅留意多个群组中还没有发送针对该数据的肯定应答消息的第三群组；

其中，在所有属于第三群组的接收站已经发送了肯定应答消息的情况下，认为第三群组已经发送了肯定应答消息。

9. 按照权利要求 1 所述的方法，

其中，确认消息是表明至少一个第二接收站不能无错误地解码数据的否定应答消息；和

其中，发射站在接收到并且解码出该确认消息的时候重发数据。

10. 按照权利要求 1 所述的方法，

其中，确认消息是表明至少一个第二接收站无错误地解码出数据的肯定应答消息；和

其中，发射站在没有接收到来自多个第一接收站之一的确认消息之后重发数据。

11. 按照权利要求 1 所述的方法，

其中该方法应用在 UMTS 中的多媒体广播组播服务的环境中。

12. 按照权利要求 4 所述的方法，

其中确认消息包括具有软性位形式的确认数据；和

其中，进行第一群组的至少一个第三接收站的确认消息与第二群组的至少一个第四接收站的确认消息的软性组合。

13. 按照权利要求 4 所述的方法，

其中，多个第一接收站中的第五接收站在接收到关于可用于分组的第一接收站的群组的数量的信息之后确定多个第一接收站的群组中的第四群组；

其中，在确定了第四群组之后，第五接收站将其自己看作属于第四群组；和

其中，第五接收站将其自己看作所属于的第四群组的确定是在没有额外的信令的情况下由第五接收站进行的。

14. 按照权利要求 13 所述的方法，

其中，第五接收站所分配到的第四群组的确定是根据由第五接收站产生的随机数、对第五接收站的 IMSI 和 TMSI 之一应用的模操作和数据传输期间确定的路径损耗中的至少一个进行的。

15. 按照权利要求 1 所述的方法，

其中，确认消息是以第一发射功率从多个第一接收站中的至少一个第六接收站发送到发射站的；

其中，当最小数量的第六接收站按照反馈方案依照第三反馈阶段发送确认消息，导致确认消息的叠加并且因此在发射站处接收到的功率增加时，在发射站处接收到的功率足以用来对确认消息的叠加结果进行解码；和

其中，当少于最小数量的第六接收站依照第三反馈阶段发送确认消息时，在发射站处的接收功率不足以用来解码确认消息的叠加结果。

16. 按照权利要求 4 所述的方法，

其中，在至少一个第三接收站依照第一反馈阶段以第二发射功率向发射站发送了确认消息之后，它依照第二反馈阶段并且以第三发射功率发送确认消息；和

其中第三发射功率高于第二发射功率。

17. 按照权利要求 1 所述的方法，

其中，数据是数据包；

其中，该方法是蜂窝无线电通信系统中的重发协议。

18. 用于从发射站 (2) 向多个第一接收站 (4, 6, 12, 14, 18) 进行点对多点数据传输的数据传输系统，

其中，发射站适用于将数据从发射站发送到多个第一接收站；

其中，多个第一接收站中的每一个适用于向发射站发送确认消息；

其中，确认消息涉及数据在多个第一接收站的各个接收站处的解码；

其中，发射站适用于从多个第一接收站中的至少一个第二接收站接收针对该数据的确认消息；和

其中,发射站适用于将从至少一个第二接收站接收到的确认消息发送给多个第一接收站中的至少一个第三接收站。

19. 按照权利要求 18 所述的数据传输系统,

其中,将多个第一接收站分组为第一接收站的多个群组(8, 10, 16, 20),以致第一群组(10)包括多个第一接收站中的至少一个第三接收站(6),并且第二群组(16)包括多个第一接收站中的至少一个第四接收站(12);

其中按照反馈方案,将第一反馈阶段分配给第一群组,并且将第二反馈阶段分配给第二群组;

其中所述至少一个第三接收站依照第一反馈阶段向发射站发送确认消息,并且所述至少一个第四接收站依照第二反馈阶段发送确认消息;

其中,在发射站接收到来自第一群组的至少一个第三接收站的确认消息并且对其解码之后,发射站将从第一群组的至少一个第三接收站接收到的确认消息发送给第二群组的至少一个第四接收站;

其中,将反馈方案修改成,在所述至少一个第四接收站向发射站发送确认消息之前,在发射站处对第一群组的至少一个第三接收站的确认消息进行解码并且将其发送给第二群组的该至少一个第四接收站。

20. 按照权利要求 19 所述的数据传输系统,

其中,当来自第一群组的至少一个第三接收站的确认消息是表示至少一个第三接收站中的一个或多个未成功解码数据的否定应答消息时,第二群组的至少一个第四接收站适用于不发送确认消息。

21. 按照权利要求 19 所述的数据传输系统,

其中,至少一个第三接收站和至少一个第四接收站仅仅在至少一个第三接收站和至少一个第四接收站的数据的解码不成功的情况下发送确认消息,以致至少一个第三接收站和至少一个第四接收站仅仅发送表示数据不能无错误解码的否定应答消息。

22. 用于数据传输系统的发射站(2),该数据传输系统用于从该发射站向多个接收站(4, 6, 12, 14, 18)进行点对多点数据传输,

其中,发射站适用于将数据从发射站发送到多个接收站;

其中,发射站适用于从多个接收站中的至少一个第一接收站接收针对数据的确认消息;

其中,确认消息涉及数据在多个接收站中的至少一个第一接收站处的

解码;

其中,发射站适用于将从至少一个第一接收站接收到的确认消息发送给多个接收站中的至少一个第三接收站。

23. 用于数据传输系统的接收站(6),该数据传输系统用于从发射站向多个接收站进行点对多点数据传输,

其中,接收站适用于接收从发射站发送到多个接收站的数据;

其中,接收站适用于向发射站发送第一确认消息;

其中,第一确认消息涉及数据在接收站处的解码;

其中,接收站适用于接收从发射站发送过来的第二确认消息;

其中,第二确认消息涉及数据在多个接收站中的另一个接收站处的解码。

用于组播数据传输的反馈信令

技术领域

本发明涉及组播方式下的数据传输。尤其是，本发明涉及一种进行从发射站到多个接收站的点对多点数据传输的方法、一种用于进行从发射站到多个接收站的点对多点数据传输的数据传输系统，涉及一种用于数据传输系统的发射站，该数据传输系统用于进行从该发射站向多个接收站的点对多点数据传输，并且涉及一种用于数据传输系统的接收站，该数据传输系统用于进行从发射站到多个接收站的点对多点数据传输。

背景技术

组播方式的数据传输在为了增大大量接受者正确解码的可能性而实施数据再传送的时候通常会造成困难，因为各个接受者都要单独地将它的反馈发送给一个发送者，在组播接受者群体很庞大的情况下，这会造成数量巨大的反馈信令。组播数据传输或点对多点数据传送指的是一个发送者一次向多个接受者发送数据（比如数据包）并且各个接受者对这个数据（该数据的单独一个物理表示）进行解码的数据传输。

如果将相同的数据传达到多个接受者，比如，在移动通信系统的基站经由无线传输通道将相同的数据传送给无线电服务区内（radio cell）的多个接受者的情况下，将各个数据包以组播方式向所有接受者仅仅发送一次并且令所有的接受者对这—个数据包进行解码是有利的。换句话说，在物理层面上，仅仅使用了一个点对多点通道（p2m），与单独对每个接受者使用多个点对点通道（p2p通道）相反。通常，数据是以数据包形式发送的。

提高这样的数据传输的可靠性的可行途径是：

- 前向纠错（FEC），这种方法对数据包的数据位添加冗余项，从而接收方可以检测和纠正数据包中的错误
- 如果接收方不能纠正所接收到的数据包中包含的所有错误，则根据接收方的请求重发数据包。这样的重发可以是起初发送的数据包的完整副本，或者重发可以包含不同的数据，例如，仅附加奇偶校验位，在解码过程中将这些奇偶校验位与接收到的起初发送

的数据包的位一起考虑。为了涵盖这两种情况，本文使用术语“对数据包进行重发”取代“数据包的重发”。

上述两种途径通常都是在通过 p2p 通道发送数据包的时候采用的。

对于经由 p2m 通道进行的传输，数据包的重发可能是很成问题的，因为各个接受者都必须将其反馈发送给发送者。这样，发送者不得不处理跟各个数据包所发往的接受者一样多的反馈消息。如果组播群组中的接受者数量十分庞大的话，这可能会在从接收者到发送者的方向上造成巨量的信令。而且，如果至少接受者之一请求重发，则需要进行数据的另一次点对多点传输，即，再一次向所有接受者发送数据。

换句话说，由于在接受者到发送者的方向上的大量信令，这种公知的点对多点传输在从接受者到发送者的方向上占据了很多的通道容量，并且会产生严重干扰，这样在组播群组中的接收者数量很庞大的情况下，效率可能是很低的。

发明内容

本发明的目的是为点对多点数据传输提供一种高效的反馈信令机制。

按照权利要求 1 中提出的本发明的示范性实施方式，上述目的可以通过进行从发射站到多个第一接收站的点对多点数据传输的方法而得到解决，其中数据是从发射站向多个第一接收站发送的。然后，在发射站处，接收来自多个第一接收站中的至少一个第二接收站的针对该数据的确认消息。发射站将该确认消息（可能与其它数据包一起）发送到多个第一接收站中的至少一个第三接收站，由至少一个第二接收站接收确认消息。

换句话说，按照本发明的这一示范性实施方式的一个方面，涉及数据在至少一个第二接收站处的解码的确认消息由发射站反射到了多个第一接收站中的至少一个第三接收站。由此，至少一个第三接收站告知关于数据在至少一个第二接收站处的解码结果。由于这一获知，有益地，至少一个第三接收站可以决定下一步做什么。按照本发明的这一示范性实施方式的一个方面，数据可以指的是通过数据通道发送的用户数据或通过控制通道发送的控制数据。

在确认消息是如本发明的另一种示范性实施方式中提出的那样（按照

权利要求 2) 表示至少一个第二接收站未成功解码该数据的否定应答 (acknowledgement) 消息的情况下, 由于至少一个第二接收站不能无错误地解码数据包这一事实, 至少一个第三接收站知道对数据包的重发不管怎样都会发生。在这样的情况下, 按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面, 至少一个第三接收站可以决定不再进行它自己的涉及它自己对数据包的解码的确认消息向发射站的发送。有益地, 这可以使得反馈信令得到减少。

另一方面, 在如按照权利要求 2 的本发明的示范性实施方式中所提出的那样, 确认消息是表明该数据在至少一个第二接收站处得到无误 (即, 成功地) 解码的肯定应答消息, 至少一个第三接收站可以使用这一信息来将它自己的确认消息送回发射站。有益地, 按照本发明的这种示范性实施方式, 可以避免例如在至少一个第二接收站已经发送了否定应答消息的情况下, 来自至少一个第三接收站的肯定或否定应答消息的不需要的反馈信令。由此, 在从接收者到发送者的方向上的信令的数量可以得到降低, 即使组播群组中的接收者数量很大。

按照权利要求 3 中所提出的本发明的另一种示范性实施方式, 在确认消息是否定应答消息的情况下, 发射站重发数据包。换句话说, 在至少一个第二接收站不能无错误地解码数据包的情况下, 发射站启动或开始数据包的重发, 而不用等待组播群组中其它接收站的反馈信令。

由此, 有益地, 由于对数据包的重发不管怎样都是必要的, 在一接收到否定应答消息时就进行的这种重发能够提高数据通道对接收者的效率, 即, 降低发送延迟, 因为不必等到最后一个接收站发送了它的反馈再重发, 并且在存储空间有限的情况下增大了对接收站的数据传输速率。而且, 由于数据的重发是在接收到来自组播群组中的一个接收站的否定应答消息之后立即进行的, 因此不必再考虑来自其它接收站的进一步的确认消息, 即, 可以在发射站处忽略这些进一步的确认消息, 因为重发不管怎样都要进行。

由此, 有益地, 在存储空间有限的前提下, 对接收者的发送延迟和数据传输速率都可以得到改进, 并且发射站所要解码的确认消息量也得到了降低。

按照权利要求 4 中提出的本发明的另一种示范性实施方式, 将多个第一接收站分组为多个群组或子集, 其中将反馈阶段 (feedback phase)

分配给各个群组。这样，将成组的接收站安排成在预设的反馈阶段向发射站发送它们的确认消息。换句话说，接收站的群组依照对这个群组定义的反馈阶段发送它们的确认消息。

换句话说，按照本发明的这种示范性实施方式，将接收者的集合分解成独立的或不相交的子集，从而为各个子集的成员分配预定的阶段，例如，无线电帧内的阶段，这决定了上行链路和下行链路传输的结构，在该阶段内，允许子集的成员发送它们的确认消息。按照本发明的这种实施方式的一个方面，这一反馈阶段还可以是上行链路 p2m 控制通道中的预定的时隙或子帧，该时隙或子帧可以伴随通过 p2m 数据通道的数据传输。

由于指定了反馈方案，发射站“知道”关于数据包传输的来自群组或子集的接收站的确认或反馈在什么阶段、时间、时隙或通道是可能发生的。

按照权利要求 5 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，将反馈方案修改成，在第二群组的确认消息开始发送之前，对第一群组或子集的确认消息进行解码并且将其反射回第二群组。由此，有益地，可以确保第二群组“知道”第一群组的反馈并且因此可以决定跳过它自己的反馈，即，发送它自己的确认消息。

由此，有益地，从接收站到发射站的信令的数量可以得到减少，这能够降低到发射站的通道中发生的干扰。除此之外，接收站还可以节省电池能量。

按照权利要求 6 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，如果第二群组的至少一个第四接收站接收到由发射站反射回来的表示第一群组的至少一个第三接收站不能无错误地解码数据包的否定应答消息，则它在未成功解码的情况下并不发送它自己的否定应答消息。

按照权利要求 7 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，组播群组的接收站仅仅在数据包的解码不成功的情况下发送确认消息，即，仅仅发送否定应答消息。有益地，这可以实现进一步降低接收者与发送者之间的信令数量。

按照权利要求 8 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，在数据重发之后，发射站仅仅留意还没有发送针对该数据的肯定应答消息的接收站群组的确认消息。换句话说，在重发之后，发射站仅仅等待已经发送

了否定应答消息或者还没有发送肯定应答消息的接收站群组的反馈，这是由于其它群组已经在它们之前发送了否定应答消息，从而在安排它们发送它们自己的确认之前它们接收到了另一个群组的否定确认消息的反射的复制 (mirrored copy)，并且决定不再发送它们自己的确认消息。

按照权利要求 9 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，将接收站改造成，使得只有否定应答消息被发送给发射站，并且发射站在接收到和解码出确认消息的时候启动数据的重发。按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面，发射站在接收到和解码出来自接收站或接收站的子集的第一个否定应答消息的时候启动对数据包的重发。

有益地，这可以实现强健和有效的操作，同时将从接收者到发送者的信令数量保持得很低。

按照权利要求 10 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，将发射站改造成仅仅发送表示接收站已经无错误地解码了数据包的肯定应答消息。于是，发射站在没有接收到来自至少一个接收站的肯定应答消息之后启动对数据包的重发。

有益地，这能够降低上行链路干扰（从接收站到发射站），如果仅需要少量重发的话。这样，有益地，这能够在接收条件良好的情况下降低上行链路干扰。

按照权利要求 11 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，该方法应用在全球移动通信系统 (UMTS) 中的多媒体广播组播服务（下文中称为“MBMS”）的环境中。有益地，这能够通过 UMTS 无线电界面在 UMTS 无线电服务区内实现有效的反馈信令。

按照权利要求 12 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，确认消息包括具有软性位形式的确认数据，并且进行第一群组的至少一个第三接收站的确认消息与第二群组的至少一个第四接收站的确认消息的软性组合。

有益地，按照本发明的这种示范性实施方式，例如在接收站中将不同发送者的确认消息或确认信号进行组合，因此能够实现在涉及通过 p2m 数据通道进行的同一下行链路数据传输的确认信号的不同发送者中的一部分或全部中以不足的发射功率发送的确认信号的检测。

按照权利要求 13 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，多个第一接收站中的第五接收站在接收到关于可用于分组的第二接收站的群组

的数量的信息之后确定多个第一接收站的群组中的第四群组，第五接收站将自己分配给多个第一接收站的群组中的第四群组。有益地，按照本发明的这一示范性实施方式，第五接收站所属于的第四群组的确定是在没有额外信令的前提下由第五接收站进行的，因此降低了上行链路信令的数量。

按照权利要求 14 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，第五接收站所属于的第四群组的确定是根据由第五接收站产生的随机数、对第五接收站的国际移动订户身份标识符（IMSI）和临时移动订户身份标识符（TMSI）之一应用的模操作和在数据传输期间确定的 p2m 通道上路径损耗中的至少一个进行的。

有益地，这可以规定接收站向不同群组的内部分配，而不用额外的下行链路传送。

按照权利要求 15 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，确认消息是以第一发射功率从多个第一接收站中的至少一个第六接收站发送到发射站的，其中，当最小数量的第六接收站依照按照反馈方案的第三反馈阶段发送确认消息，导致确认消息的叠加并且因此在发射站处接收到的功率增加时，在发射站处接收到的功率足以用来对确认消息的叠加结果进行解码。另一方面，当少于最小数量的第六接收站依照第三反馈阶段发送确认消息时，在发射站处的接收功率不足以用来解码确认消息的叠加结果。

有益地，通过设定低于一定值的第一发射功率，只有多个确认消息的叠加结果才可以在发射站中得到成功的解码。如果例如仅发送一个确认消息，则发射功率可能不足以用于成功解码。因此，按照本发明的这种示范性实施方式，通过降低经由上行链路发送确认消息的发射功率，可以引入阻止下行链路数据的重发的滤波器，因为仅有少量或很少量（例如，只有一个）接收站发送了确认消息。

按照权利要求 16 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，在至少一个第三接收站依照第一反馈阶段以第二发射功率向发射站发送了确认消息之后，它依照第二反馈阶段并且以第三发射功率发送确认消息，其中第三发射功率高于第二发射功率。

有益地，这能够实现确认消息发送的功率倾斜（power ramping）。

按照权利要求 17 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，数据是

以数据包的形式发送的，并且该方法是蜂窝无线电通信系统中的重发协议，例如，全球移动通信（GSM）移动通信系统或 UMTS 电信系统。

按照权利要求 18 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，提供了用于从发射站向多个第一接收站进行点对多点数据传输的数据传输系统，其中发射站适用于将来自于多个第一接收站中的至少一个第二接收站的针对数据的确认消息发送给多个第一接收站中的至少一个第三接收站。

有益地，由于确认消息从接收站到另一个接收站的反射，其它接收站收到了关于其它接收站的反馈的通知。这能够减少反馈信令，即，确认消息从接收站到发射站的传输。

按照权利要求 19 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，将接收站分组为群组或子集，其中为各个群组或子集的成员分配预定的反馈阶段，按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面，该预定阶段决定了上行链路和下行链路传输的结构，在这个阶段中，允许或安排群组或子集的成员发送它们各自的确认消息。在这种环境下，应当理解，反馈阶段并非指的是某一个具体阶段，而是应当理解为上行链路或下行链路 p2m 控制通道中的某一时间点、时隙、传送通道或子帧（当发送数据包时，相对于发送时间、时隙或子帧），按照本发明的一个方面，它伴随数据包的传输。

权利要求 20 和 21 提供了按照本发明的数据传输系统的另一种示范性实施方式。

按照权利要求 22 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，提供了用于数据传输系统的发射站，该数据传输系统用于从该发射站向多个接收站进行点对多点数据传输。按照本发明的这种示范性实施方式，发射站适用于从一个接收站到另一个接收站发送确认消息。

按照权利要求 23 中提出的本发明的另一种示范性实施方式，提供了用于数据传输系统的接收站，该数据传输系统用于从发射站向多个接收站进行点对多点数据传输。该接收站适用于接收从发射站发送到接收站的来自另一个接收站的确认消息。

下述可以看作是本发明的示范性实施方式的要点：将组播群组的接收者集合分解成独立的或不相交的子集，从而相对于数据包的传输为各个子集的成员分配无线电帧内的预定阶段，这决定上行链路和下行链路传

输的结构，使得子集的成员能够在所述阶段内发送它们的反馈信号。按照本发明的一个方面，利用了这一事实：在大多数情况下，已经有了这样的子集，发射站已经接收到了对应于这些子集的子集反馈。这个已经接收到的子集反馈由发射站发送到“针对反馈所涉及的数据包的未完成子集”，即，还没有将它们针对这个数据包的反馈发送到发射站的接收站的子集。在下文中，为了对此进行表示，也使用“数据包的未完成子集”这一表达方式。有益地，这可以减少从接收者到发送者的方向上的信令数量，即，从接收站到发射站的方向上的信令数量。

附图说明

通过下文中间绍的实施方式，本发明的这些和其它方面将会变得显而易见，并且将参照下文中间绍的实施方式对本发明的这些和其它方面加以阐述说明。

在下文中，将参照附图对本发明的示范性实施方式加以介绍：

附图 1 表示按照本发明的用于从发射站到多个接收站进行的点对多点数据传输的数据传输系统的示范性实施方式的简化表示。

附图 2 表示操作按照本发明的附图 1 中所示的数据传输系统的方法的示范性实施方式。

附图 3 表示操作按照本发明的附图 1 中所示的数据传输系统的方法的另一种示范性实施方式。

附图 4 表示操作按照本发明的附图 1 中所示的数据传输系统的方法的另一种示范性实施方式。

具体实施方式

附图 1 表示用于从发射站 2 向多个接收站 4、6、12、14 和 18 进行点对多点数据传输的数据传输系统的简化表示。附图 1 中示出的数据传输系统是无线数据传输系统，其中数据从发射站 2 以数据包的形式经由无线电链路发送到接收站 4、6、12、14 和 18。附图 1 中所示的数据传输系统可以例如是蜂窝移动无线电电信系统，比如 GSM 系统或 UMTS 系统，或者是无线局域网路。

附图 1 中所示的发射站 2 适用于将数据以数据包形式发送到多个接收站 4、6、12、14 和 18。多个接收站 4、6、12、14 和 18 中的每一个适

用于向发射站发回确认信息。这些确认信息与多个接收站 4、6、12、14 和 18 中的各个接收站中的数据解码有关。发射站 2 此外还适用于将至少一个从接收站 4、6、12、14 和 18 之一接收到的确认信息发回接收站 4、6、12、14 和 18。

从附图 1 中可以看出，将接收站 4、6、12、14 和 18 分成了四个子集 8、10、16 和 20，使得由附图标记 4 指代的接收站处于或属于子集 8 中，由附图标记 6 指代的接收站处于或属于子集 10 中，接收站 12 和 14 属于子集 16，而接收站 18 属于子集 20。

在附图 1 所示的数据传输系统中，有这样一种反馈方案：按照这一方案，将第一反馈阶段分配给子集 8 并且将第二反馈阶段分配给子集 10。换句话说，子集 8 中的接收站 4 都分配到了第一反馈阶段，在这个阶段期间或者通过这个阶段，安排这些接收站将它们的确认信息（即，反馈消息）发回发射站 2。这可以意味着，在这个专门分配给该子集的反馈阶段期间，反馈消息是一个接一个地发送的，即，是以时分方式发送的，或者是在反馈阶段期间以叠加方式发送的，在这种情况下这个阶段通常比较短。可以通过使用码分多址（CDMA）技术有利地实现叠加。不过，也可以不采用 CDMA 来进行叠加，在这种情况下，反馈信号回发生冲突。如果仅发送了否定应答，则这种冲突不会对发送方造成检测出至少一个接收站通过否定应答（NACK）请求了重发的问题。而且，子集 10、16 和 18 的接收站 6、12、16 和 18 中的每一个分配到了另一个反馈阶段，在这个阶段期间、在这个阶段上或通过这个阶段，这些接收站可以将它们的确认消息发回发射站 2。

换句话说，可以从附图 1 中看出，将一群组接收站 4、6、12、14 和 18 分解成为独立的子集 8、10、16 和 20，从而在发射站 2 与接收站 4、6、12、14 和 18 之间的无线通信通道的无线电帧内为每个子集 8、10、16 和 20 的成员指定了预定反馈阶段，这决定上行链路和下行链路传输的结构，在这个阶段中，允许子集 8、10、16 和 20 的成员发送它们的反馈信号。反馈信号或确认消息通常也称为 ACK 或 NACK 消息。ACK 消息是肯定应答消息，它表明数据包在各个接收站 4、6、12、16 和 18 中得到了无错误的成功解码，而 NACK 消息是否定应答消息，它表明发送这个 NACK 消息的接收站不能无错误地解码各自的数据包，并且因此请求重发。反馈阶段的这一阶段也可以看作是上行链路或下行链路 p2m 控制通道中的

预定时隙或子帧，其伴随经由 p2m 数据通道进行的数据包传送。

如果发射站在这一阶段或上行链路控制通道的时隙中收到至少一个 NACK，则它知道要求重发。这里，不管什么时候发射站 2 接收到至少一个来自各个子集的一个接收站的 NACK，都将子集反馈定义为是 NACK。据此，例如，如果发射站 2 接收到来自子集 16 中的所有接收站 12 和 14 的 ACK，则将子集 16 的子集反馈定义为是 ACK。

在大多数情况下，存在这样一些子集：接收站已经接收到了对应于某一特定数据包的子集反馈（这里称为“针对该数据包已完成的子集”或者“数据包的已完成子集”，意思是，对于所考虑的数据包的传输，它们已经完成了它们的反馈的送达），并且存在其它一些子集，这些子集的接收站仍然需要发送它们的反馈（这里称为“针对该数据包未完成的子集”或“数据包的未完成子集”），为了利用这一实际情况，将完成子集的反馈指示给未完成子集是很有益处的。

换句话说，按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面，由发射站将从接收站接收到的反馈反射回到其它接收站，从而使得这些其它接收站接到该反馈的通知。这一通知可以是这样进行的：将各个接收站的反馈反射到所有其它接收站。不过，这一反馈反射也可以是这样进行的：将子集的反馈反射到还没有发送它们的反馈的其它子集。

有益地，按照本发明的一个方面，将刚刚变成完成子集的最新一个子集的反馈发送回其它子集。

这一子集反馈（最好是刚刚发出它的反馈的最新一个子集的反馈）的指示可以在最新一个子集发送它的反馈的上行链路阶段的短时间之后，在下行链路帧结构中的阶段内或下行链路 p2m 控制通道的时隙内进行。在下行链路中对子集指示子集反馈可以仅仅需要单独一位（为了在 ACK 和 NACK 之间进行区分）。

这样，按照本发明，在给定的时间点，各个未完成子集接到了最新将其反馈发送给发射站的子集的子集反馈的通知。如果指示给未完成子集的子集反馈（该子集反馈是在发射站 2 对发送了它的反馈或确认消息的最新一个子集的子集反馈进行了解码之后，借助下行链路帧结构中的预定阶段指示给未完成子集的）是 NACK，则未完成子集的所有成员都会知道不管怎样都会进行重发，从而没有必要发送反馈，不管它们自己的反馈是 ACK 还是 NACK 消息。有益地，由于实际情况是未完成子集知道不管

怎样都会发生对数据包的重发这一情况，因此它们可以避免发送它们自己的反馈，以致从这些子集到发射站 2 的信令数量可以得到大大降低。

有益地，由此，上行链路干扰可以得到降低。

有益地，可以使将发射站 2 修改成，只要发射站从一个接收站或从包括多个接收站的子集接收到 NACK，即，否定应答消息，它就可以启动数据包的重发。如果发射站不是一接收到来自接收站的子集的 NACK 就启动对数据包的重发，而是继续发送新的数据包，则很重要的一点是接收站要记住对于每个接收到的数据包的反射的反馈，以避免对于数据包不需要的反馈消息，对于这些数据包，反射的反馈信息已经指示了将会启动重发。

对于这种记住所接收到的数据包（针对这些数据包发射站没有接收到所有子集的子集反馈）的反馈信息，另一种可选方案是遵照下述规则：对于每个数据包，发射站接收到了对应于该数据包的反馈信息，发射站指示 - 当安排发射站将所接收到的对应于这个数据包的反馈信息指示给所有接收站时，在下行链路控制通道上的下一次传输中 -

- NACK，如果针对这个数据包，到目前为止接收到的反馈信息对于至少一个接收站的子集是 NACK，和
- ACK，如果针对这个数据包，到目前为止接收到的反馈信息对于所有接收站都是 ACK。

使用这种可选方案，接收站不需要记住反射回来的反馈信息，并且发射站具有不一接收到作为子集反馈的 NACK 就启动对数据包的重发的自由，而是也可以稍后再启动重发。如果只要发射站一接收到作为子集反馈的 NACK 就启动重发，则这种可选方案就变得跟发射站对最新一个发送其反馈的子集的子集反馈进行反射的规则等价。

注意，采用这种可选方案，按照本发明的一个方面，还可以将当前发明看作是，使得发射站基于来自数据包的已完成子集的子集反馈）对数据包的未完成子集指示，发射站是否仍然打算针对这个数据包发送重新传输。

在下文中，为了进一步解释说明本发明，考虑四个子集 8、10、16 和 20。将这四个子集 8、10、16 和 20 配置成构成用于接收从发射站 2 到多个接收站 4、6、12 和 18 的点对多点（p2m）数据传输的组播群组。在数据包从发射站 2 发出之后，发射站 2 等待来自子集 8、10、16 和 20 的子

集反馈。按照本发明，反馈的顺序由反馈方案规定。按照附图 1 所示的数据传输系统的反馈方案，发射站 2 首先等待来自子集 8 的子集反馈，然后是来自子集 10 的，然后是来自子集 16 的，再然后是来自子集 20 的。

在本文中，要再次加以理解的是，子集反馈指的是从各个子集的接收站发回到发射站 2 的确认消息。在子集的多个接收站中的一个接收站发出的一个确认消息是 NACK 的情况下，将子集反馈看成是 NACK。只有在来自子集的所有接收站的所有确认消息都是肯定应答消息 ACK 的情况下，子集反馈才是 ACK。

为了各个子集的反馈，使发射站 2 与接收站 4、6、12、14 和 18 的各个接收站之间的上行链路控制通道中的预定义阶段保持不用，使得子集的各个成员可以传送它的反馈。这个阶段可以由多个时隙组成，或者在 CDMA 系统中，由上行链路控制通道的不同多路化代码组成。

如果发射站 2 发送数据包 P1 并且从子集 8 接收到了作为子集反馈的 ACK、ACK 作为针对 P1 的子集 10 的子集反馈，并且然后从子集 16 接收到了作为子集反馈的 ACK，则发射站 2 可以在解码来自子集 16 的 NACK 之后直接启动针对 P1 的重发，而不用等待子集 20 的子集反馈。

按照本发明的一个方面，在这一重发之后，发射站 2 仅仅等待那些还没有发送 ACK 的子集的子集反馈，即，在当前情况下，等待子集 16 和子集 20 的子集反馈。此时，子集 8 和 10 并不发送任何反馈，即，确认消息，因为它们已经无误地解码了 P1，即，按照较早从这些子集发送过来的 ACK 所表明的，这些子集能够无误地解码 P1。

对此，重新为还没有从其接收到 ACK 的子集安排上行链路反馈阶段，以致仅仅由这些子集直接在重发之后发送它们的反馈，是很有益处的（为了减小延迟）。换句话说，按照本发明的这一方面，可以将反馈方案修改成，为了进行重发，反馈方案将反馈阶段仅分配给还没有发送 ACK 的那些子集。

这种反馈方案中的阶段重新安排可以经由下行链路 p2m 控制通道指示给接收站，这可以控制这一重发协议。可以对该下行链路 p2m 控制通道进行前向纠错（FEC），很有益处地，这样使得这一 p2m 控制通道上的错误极少。

按照本发明的一个方面，这一下行链路 p2m 控制通道还可以有益地是不具有处于顶部地位的重发协议而具有很强的 FEC 的 p2m 通道。

按照本发明的一个方面，子集反馈与所发送的数据包之间的关联(link)是由所考虑的数据包得以发送时的时间点与各个子集发送其反馈时的时间点之间的预定时间差给出的。而且，子集反馈与相应发送的数据包之间的关联可以由发送数据包时的时间点与基站在下行链路帧(在数据包发送之后)指示最新一个提供其反馈的子集的子集反馈时的时间点之间的预定时间间隔给出。换句话说，该关联也可以基于各个数据包的发送与来自最新一个发送其反馈的子集的反馈的反射之间的时间差。

在将下行链路 p2m 控制通道适用于上面所提出的具有强 FEC 的情况下，即，在可以假定很有可能没有接收站会缺失(miss)或不成功解码出下行链路 p2m 控制通道的情况下，可以忽略 ACK 反馈。换句话说，可以将接收站 4、12、14 和 18 改造成，它们仅仅发送 NACK 作为确认消息，而不发送 ACK 反馈。这样，正确解码了数据包的子集中的接收站 4、6、12、14、18 不会发送确认消息。只会发送否定确认消息，NACK 反馈消息，如果子集的发射站不能解码所接收到的数据包的话。这种工作模式(代替一个 NACK 或 ACK，将其省略，即，根本不发送能量)也可以称为不连续传输(DTX)。

这与下行链路 p2m 控制通道的强 FEC 相结合尤其有益，据此，所有接收站可以至少无错误地接收下行链路 p2m 控制通道。缺失下行链路 p2m 控制通道(即，没有无错误地将其解码出来或者甚至没有接收到关于它的足够能量)可能意味着(与将 DTX 定义为 ACK 一起，即，没有 ACK 消息)，发射站会错误地认为缺失下行链路 p2m 控制通道的接收站接收到了数据包，虽然没有接收到数据包，更加没有得到解码。假设发射站发送连续的数据包流(包括重发)，解决缺失下行链路 p2m 控制通道的问题的方法是，如果接收站在连续数据包流期间缺失下行链路控制通道，则使接收站也发送 NACK。

按照这种假设，仍有可能发射站对不同的组播群组(它们各自在不同的子集中)提供服务，因为数据传输是基于用于各个组播群组的不同多路化代码或多路化代码组完成的。

有益地，如果仅仅需要少量的重发，即，仅仅发送少量的 NACK，则忽略 ACK 消息，即，将 DTX 定义为 ACK 能够降低下行链路干扰，即，出现在从接收站到发射站的传输路径中的干扰。

相反，按照本发明的另一个方面，如果需要很多次的重发，则将 DTX

定义为 NACK 是很有益处的，即，将接收站改造成使得它们仅仅发送明确的 ACK 反馈，而不发送任何 NACK 确认消息。如果解码不成功，按照本发明的这个方面，接收站将不发送任何反馈。在这种情况下，缺失下行链路 p2m 数据通道不会造成任何其它的问题，因为发射站将 DTX（即，缺少 NACK）理解为 NACK。

因此，按照本发明，取决于当前的通道条件，发射站可以经由下行链路 p2m 控制通道通知发射站 DTX 指的是 ACK 还是 NACK。按照本发明的一个方面，ACK 和 NACK 使用不同的码字，从而发射站接收到接收站已经明白 DTX 指的是 ACK（在有表示 NACK 的码字的时候）或者 DTX 指的是 NACK（在有表示 NACK 的码字的时候）的指示。

按照本发明的优选实施方式，最强健的操作是 DTX 指的是没有 NACK 的情况，不过，如果通道条件良好，以致各自发送都得到各个子集中的各个接收站的肯定应答，则这会带来相当多的 ACK 反馈。不过，在这种模式下，需要基站分辨出子集中不能无错误地解码出数据包的那些接收站，即，在这种情况下，各个子集的各个接收站按照反馈方案可以具有专有的时隙或多路化代码，用于传递其 ACK（或 DTX）。

在 DTX 指的是 ACK（即，不发送 ACK；仅发送 NACK）的情况下，向子集的所有接收站正好提供一个时隙和多路化代码就足够了，因为，只要子集的接收站之一需要重发，它就会产生和发送 NACK，然后这个 NACK 会造成子集反馈变成 NACK。由于一个或多个 NACK 的发射能量是叠加的，即，不会造成任何干扰以致于使得 NACK 对于发射站是不能读的，因此“一个时隙和一个多路化代码”的设计可以是充分的。换句话说，在这种一个时隙或一个多路化代码设计中，多个 NACK 的冲突不会对发射站检测正确的子集反馈造成任何问题。

对于上面介绍的按照重发协议借助 p2m 通道进行的数据传输，按照本发明的一个方面，应用数据包较早之前的发送与这个数据包的进一步重发的软性组合是很有益处的。例如，可以采用所谓的追踪组合（Chase Combining）。按照追踪组合，将发送数据的软性位加到同一数据包的前次发送的软性位上，然后进行各个结果得到的软性位代表逻辑“一”还是逻辑“零”的判断。另外，重发可自解码或不可自解码冗余位也是可行的。

附图 2 表示操作按照本发明的数据传输系统的方法的示范性实施方

式的时序图。附图 2 中所示的时序图涉及包括三个子集 SS1、SS2 和 SS3 的数据传输系统，各个子集包括一个或多个接收站。

在附图 2 中，对 p2m 数据通道和 p2m 控制通道的时隙采取了相同的编号方式。

ACK 消息用“A”表示，而 NACK 用“N”表示。第一个号代表反馈消息所针对的数据包的序号，第二个号代表发送反馈信息的接收站所属的子集的序号。

附图 2 中的附图标记 30 指的是从发射站到接收站的 p2m 控制通道。附图标记 32 指的是用于将数据包从发射站发送到接收站的 p2m 数据通道，而附图标记 34 指的是从接收站到发射站的上行链路(UL)控制通道。

按照本发明的一个方面，为了避免对所要发送的各个数据包进行无休止的重发，引入了 1 位顺序号(1 位 SN)(表示在图表 30 的第一行中)来表明数据包是第一次发送的新数据还是重发。这个 1 位顺序号是作为 p2m 控制通道的一部分发送的。同一数据包最初的发送和之后的重发使用相同的 1 位顺序号，1 位 SN。下一个数据包的新起发送是通过与前次发送相比切换(toggling) 1 位顺序号来向接收站表明的，并且通过这一切换，可以停止正在对数据包进行发送，换句话说就是“中止”。

此外，p2m 控制通道此外还将计划好的发送所针对的软性缓冲区的地址(p2m 控制通道的上区包括 1 位 SN 和软性缓冲区地址)指示给接受者，因为数个，即， $N_{\text{时隙}}$ 个数据包可以相互处于发送之下，直到所有子集都已经向发射站提供了反馈。按照本发明的示范性实施方式，可以对软性缓冲区位置进行编号，其中各个号码代表软性缓冲区地址。在 p2m 控制通道上需要 $\text{Ceil}(\log_2(N_{\text{软性缓冲区}}))$ 个位来对所有 $N_{\text{软性缓冲区}}$ 个软性缓冲区位置进行编码，其中“Ceil(x)”表示大于或等于 x 的最小整数，而 $\log_2$ 是以 2 为底的对数。

由于数据包的顺序在发送期间可能发生改变，按照本发明的示范性实施方式，除了在 p2m 控制通道上发送的 1 位 SN 之外，还将数据包序号(PSN)作为各个数据包的一部分发送出去(“经由 p2m 数据通道进行的带内传输”)，从而接收站可以在无错误地解码数据包之后重构数据包的顺序。

时序图 30 中所示的 p2m 控制通道和时序图 34 中所示的 UL 控制通道中的方框 36 到 88 代表对应于各个子集 SS1 到 SS3 的一个数据位。这意

谓着, 如果设置了这个位, 这可以例如向接收站表明, 相应的数据包通过最新一次接收子集反馈得到了肯定应答。与数据包的关联是由 p2m 控制通道中传送这个数据位的时隙 (时序图 30) 与 p2m 数据通道中发送数据包的时隙之间的固定关系给出的。

从附图 2 中可以看出, 数据包 P1 是在 p2m 数据通道中的第 (N+1) 个时隙中发送的 (时序图 32)。于是, 子集 SS1 解码 P1 和各个子集成员将包含在 A1-1 (方框 60) (这里表示子集反馈) 中的确认消息发送给发射站所需的解码时间是一个时隙的长度。由于子集 SS1 的所有接收站无错误地解码了数据包 P1, 因此子集反馈 A1-1 是 ACK 消息。然后, 从附图 2 中可以看出, 在时序图 30 中所示的 p2m 控制通道的第 (N+4) 个时隙中, 将这一子集 SS1 肯定解码数据包 P1 指示给其它的子集, 如附图 2 中的方框 36 所示。而且, 将子集反馈 A2-1 指示给在时序图 30 中所示的 p2m 控制通道的第 (N+5) 个时隙中 (由方框 38 表示), 子集反馈 A2-1 表示由时序图 34 中的方框 62 所示的 ACK 消息, 表示 (由 SS1 的所有成员) 无错误地解码由子集 SS1 在时序图 32 中所示的 p2m 数据通道中的第 (N+2) 个时隙中发送的数据包 P2 指示。

而且, 在 p2m 控制通道 30 的第 (N+6) 个时隙 (方框 40) 中, 对从表示 ACK 的子集反馈 A1-2 (方框 66) (该 ACK 是在时序图 34 中所示的 UL 控制通道的第 (N+5) 个时隙中发送的) 得出的第二子集 SS2 正确解码数据包 P1 的指示进行反射, 即, 将其指示给其它子集。而且, 在时序图 34 中所示的 UL 控制通道的第 (N+7) 个时隙中, 将子集反馈, 即, 第三子集 SS3 的 ACK A1-3 (方框 76) 发送给发射站。由于仅有三个子集, 因此没有必要反射第三个子集 SS3 的反馈, 因为这一反射的反馈对其它子集没有用。

数据包 P1 的发送与 p2m 控制通道中反馈指示之间的距离 (以时隙为单位) 相对较长的原因是, 在各个子集的各个接收站中解码数据包以及在发射站中评定所接收到的子集反馈以及各个接收站中评定反馈指示都需要时间。依据接收站中的解码速度和发射站中评定子集反馈所需的处理时间, 这个距离还可以更小一些。

由于反馈指示, 即, 向其它接收站或子集反射或发射接收站或子集的反馈或确认消息, 遍布在数量与组播群组中的子集的数量一样多的 p2m 控制通道的时隙上, 因此 p2m 控制通道的各个时隙必须容纳数个用于反

馈指示的数据位，每个位对应于一个子集。

从附图 2 中可以看出，需要（“子集数量” - 1）个位；即，在附图 2 中，三个子集的反射需要两位。这样，时序图 30 中所示的 p2m 控制通道的第（N+6）个时隙载有一个位，即，方框 42，它是对接收到 p2m 数据通道的第（[N+6]-3）=（N+3）个时隙中的数据包 P3 的接收站的第一子集 SS1 的子集反馈 ACK A3-1 进行反射的反馈指示。而且，p2m 数据通道的第（N+6）个时隙载有另一位，即，方框 40，它是对接收到 p2m 数据通道的第（[N+6]-3-2）=（N+1）个时隙中的数据包 P1 的接收站的第二子集的子集反馈 ACK A1-2 进行反射的反馈指示。

由于，按照附图 2 中所示的示范性实施方式，仅有三个子集，因此没有必要监测第三个子集的子集反馈，即，没有必要经由 p2m 控制通道将第三子集 SS3 的子集反馈指示给其它子集。这是由于第三子集 SS3 是最后一个发送其反馈的子集这一情况造成的，即，组播群组中没有其它子集需要知道这个子集 SS3 的反馈。

附图 3 表示操作按照本发明的数据传输系统的方法的示范性实施方式的时序图，其中数据包 P1、P2 和 P4 需要进行重发。

附图 3 中所示的通道结构与附图 2 中所示的通道结构相对应。附图标记 100 代表表示从发射站到接收站的 p2m 控制通道的连续时隙的时序图。和附图 2 中一样，p2m 控制通道左侧的第一个时隙是第（N+2）个时隙。朝着附图 3 的右侧，时隙编号递增 1。p2m 控制通道（的简略表示的）上部的灰色阴影区域包含 1 位 SN 和软性缓冲区地址，而下部的颜色更深的灰色阴影区表示各个时隙的指示部分或有效负荷部分，它们包含对应于 SS1 到 SS3 的各个子集的一位（方框 106 到 124）。不过，应当注意，和附图 2 中一样，针对相应的最后一个（即，第三个）子集的信令，即，最后一个（即，第三个）未完成子集的确认消息的信令，是不需要的，即，（“子集数量” - 1）个位就足够了。

时序图 102 表示 p2m 数据通道和数据包 P1 到 P7 在相应时隙内的发送。时序图 104 表示从接收站到发射站的 UL 控制通道。由于附图 3 中所示的通道结构与附图 2 中所示的相同，因此参照附图 2 来对通道结构进行进一步介绍。而且，和附图 2 中一样，附图 3 中所示的信令对应的组播群组包含三个子集 SS1 到 SS3。

对 p2m 控制通道、p2m 数据通道和 UL 控制通道采取相同的时隙编号

方式。从时序图 104 可以看出, 对于子集的各个成员, 需要使用两个位来报告从接收站到发射站的解码结果。N1-1(方框 126)、N2-1(方框 128) 和 N4-2(方框 140) 代表从接收站到发射站的子集反馈, 这里是 NACK。N1-1 代表第一子集 SS1 对在第 (N+1) 个时隙内发送的数据包 (即, P1) 的子集反馈 (表示 NACK)。N2-1(方框 128) 是第一子集 SS1 对在第 (N+2) 个时隙内发送的数据包 (即, P2) 的子集反馈 (表示 NACK)。N4-2(方框 140) 是第二子集对在 p2m 数据通道的第 (N+4) 个时隙内发送的数据包 P4 的子集反馈 (表示 NACK)。如附图 2 所示, 表示 NACK 的子集反馈是用方框中的“A”(方框 130、132、134、136、138、142、144、146) 表示的, 而表示 NACK 的子集反馈是用“N”表示的(方框 126、128、140)。方框中的第一个数字代表这个子集反馈所针对的数据包的编号, 而第二个数字代表反馈子集所涉及的子集 SS1 到 SS3。

从附图 3 中可以看出, 对于用于包含三个子集的组播群组的 p2m 控制通道, 两个位, 即, (“子集数量” - 1) 个位就是足够的有效负荷大小。下文中将要解释, 在需要重发数据包的情况下, 这一 p2m 控制通道中的反馈指示位的数量也是足够用的。

如附图 3 所示, 在 p2m 数据通道的第 (N+1) 个时隙内发送的数据包 P1 未由第一子集 SS1 成功解码, 从而从第一子集的成员向发射站经由 UL 控制通道发送了 NACK 消息。这是由经由 UL 控制通道到达发射站的第一子集的子集反馈 N1-1(方框 126) 表示的。于是, 在发射站中评定子集反馈 N1-1(是 NACK) 所需的一定时间延迟之后, 发射站在 p2m 控制通道的第 (N+4) 个时隙中将这个 NACK 作为 N1-1(方框 106) 反射到其它子集并且于是反射到其它接收站。由于 UL 控制通道的第 (N+3) 个时隙中的子集反馈(方框 126)表示 NACK, 因此发射站在 p2m 控制通道的第 (N+5) 个时隙内重发数据包 P1, 由 P1' 表示。在附图 3 中, 重发的数据包由 “'” 表示。它们可以是最初发送的数据包的完整拷贝 (于是将它们称为数据包的重发), 或者可以例如包含仅仅附加奇偶检校验位 (涵盖了不可自解码增加冗余位的情况) 或者例如与最初的发送数据相比包含所有系统位加上其它奇偶校验位 (这是对于可自解码冗余位的一般性例子)。

而且, p2m 控制通道的第 (N+7) 个时隙中的第一位, 即, 方框 112, 反射第一子集 SS1 针对 p2m 数据通道的第 $([N+7]-3) = (N+4)$ 个时隙内发出的数据包 P4 的子集反馈。p2m 控制通道的第 $([N+7])$ 个时隙中

的第二位指的是接收到第 $([N+7]-3-2) = (N+2)$ 个时隙中发送的数据包 P2 的接收站的第二子集的子集反馈。不过, 由于 P2 已经在第 $(N+6)$ 个时隙内进行了重发 (P2'), 因为第一子集 SS1 已经在 UL 控制通道的第 $(N+4)$ 个时隙内将作为子集反馈的 NACK N2-1 (方框 128) 指示给了发射站, 因此 p2m 控制通道的第 $(N+7)$ 个时隙内的这个第二位没有意义 (因此在附图中没有示出), 故而被知道要重发 P2' 的接收站忽略。

应该已经注意到, 附图 2 和 3 没有示出, 如果例如没有使用追踪组合 (即, 数据包的重发是最初发送数据的完整拷贝), 即, 如果采用了可自解码和不可自解码冗余传输方案, p2m 控制通道也可以承载关于重发的冗余位版本的信息。

此外, 为了使得 p2m 控制通道受到更强的 FEC 保护, 按照本发明, 它们也可以承载 CRC (循环冗余码校验) 位, 这也没有在附图 2 和 3 中示出。而且, 如果要采用不同的调制和/或编码方案, 调制和编码方案也可以借助 p2m 控制通道指示给接收站以及将用户位 (即, 未编码的) 的数量指示给接收站, 它们在一个数据包内传送 (所谓的“传输块大小”), 从而接受方可以从编码位的数量得出它所接收到的数据, 这采用了凿位方案 (puncturing scheme)。

按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面, 在 p2m 控制通道上反射的子集反馈可以是作为 p2m 控制通道的相应时隙的第一部分发送的, 并且可以通过与 p2m 控制通道上携带的其它信息的 CRC 不同的单独的 CRC 来加以保护, 以便能够实现由接收站对子集反馈快速解码, 而不需要在 p2m 控制通道上携带的其它信息。如果采用了 CDMA 技术, 则 p2m 控制通道的这个部分也可以在不同的多路化代码或代码组上进行发送。

按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面, 如果采用了 CDMA 技术并且从一次传送到下一次传送多路化代码的数量可以改变, 则所使用的多路化代码的指示也可以借助 p2m 控制通道来实现。如果使用 p2m 控制通道来控制向数个组播群组的发送, 其中将各个组播群组组织成不同的子集, 则 p2m 控制通道也可以包含各个组播群组的标识。而且, 按照本发明的另一种示范性实施方式, 很有益处的 (尤其是用于解码的用途) 是, 相对于 p2m 数据通道在时间上对 p2m 控制通道进行平移, 从而 p2m 控制通道的时隙内携带的信息可以早于 p2m 数据通道上发送的与 p2m 控制通道的时隙内的信息相关的数据而得到。在这样的情况下, p2m 控制通

道的时隙是相对于附图 2 和 3 在时间上向左得到平移的。

在所有群组都提供了它们的反馈之前可能会占用多个时隙这一事实，对于经由大气界面传输的连续数据包流而言（在无线数据传输的情况下），可能要求接收站或接受者能够存储多个数据包，这些数据包可能是无序的。在最好的情况下，反而需要最大的存储空间，在发送了由所有发送站无错误地接收到的数据包 A 之后，需要发送数量（ $N_{\text{时隙}}$ ）与时隙一样多的其它数据包，直到所有子集都已经提供了它们针对数据包 A 的 ACK 反馈。如果子集之一发送了 NACK，则这将会造成此后直接进行重发，即，同时时隙于是用于重发，从而仅需要存储比 $N_{\text{时隙}}$ 少的数据包。

按照本发明的一个方面，如果接收站向子集的分配是以这样一种方式进行的：需要数次重发的可能性较高的接收站处于相同的子集内和/或处于按照反馈方案安排成将它们的反馈发送到发射站的子集中的前几个中，则可以实现得到改进的延迟降低。于是，将会在最早的时间点接收到 NACK，这使得重发可以在最早的可能时间点启动。

向子集的分配可以借助发送给各个接收站的配置消息明确地完成。对于大量的接收站，这可能不太现实，并且在这种情况下，按照本发明的这种示范性实施方式的一个方面，分配可以隐含地完成：例如，在移动电话的情况下，各个移动电话具有唯一的订户身份标识（IMSI：国际移动订户身份标识）。如果移动电话仅知道它们所要构成的子集的数量，则各个移动电话可以通过这个 IMSI 求算它所属的子集。按照本发明的一个方面，这个所要构成的子集的数量 $N_{\text{子集}}$ 是例如经由 p2m 控制通道指示给移动电话（即，接收站）的，或者甚至是通过在另一个下行链路通道上发送的广播消息指示给移动电话的，并且于是可以借助下述公式求算对应于各个移动电话的相应子集：

$$\text{“所分配的子集”} = \text{IMSI} \bmod N_{\text{子集}}$$

尤其是在很大的组播群组中，按照本发明，已经发现，接受一些接收站最终可以丢失数据包是很有益处的。这可能会造成，只有在不止一个而是由阈值预定义的多个接收者在为用于这个子集的反馈传送保留的阶段内发送了 NACK，才将子集反馈定义为 NACK。这意味着只有所传送的 NACK 的数量大于该阈值，发射站或基站才会认为子集反馈是 NACK，并且因此启动重发。不过，这仅仅在 DTX=ACK（仅发送 NACK）的情况下有效。

按照本发明的这种示范性实施方式的另一个方面，如果只有子集中那

些具有中等或较差通道条件的接收者发送它们的返回，而不是那些具有良好通道条件的接收者，则可以实现上行链路干扰的进一步降低。这于是可以在各个站中得到本地评定，并且各个站本身可以决定是否发送反馈。传送对所察觉到的通道条件的权衡结果 (measurement results) 的可选方案在某些情况下是很有效的。

按照本发明的另一个方面，在 TDD (时分多路复用) 系统中，可以不必通过 p2m 控制通道提供反馈，因为接收站可以听到其它站的上行链路传送，因为上行链路和下行链路共享相同的频带，因此可以借助这种方式获知子集反馈。不过，即使在这样的情况下，令发射站或基站反射反馈也是很有益处的，因为不能保证组播群组的所有接收站都能够听到组播群组中所有其它成员。

附图 4 表示按照本发明的方法的示范性实施方式的可行实现方式的详细情况。第三代合作伙伴项目 (在下文中称为“3GPP”) 目前正在从事 MBMS (多媒体广播组播服务) 运营人服务的设计，该服务的目的是通过 UMTS 无线电界面而不是地面广播公司的广播通道向 UMTS 无线电服务区内的 UE (用户设备或接收站) 发布多媒体内容。如果无线电服务区内打算接收 MBMS 的某项服务的 UE (这些 UE 被说成是已经参与 (join) 了该服务) 的数量足够大，则使用 p2m 通道，意味着 MBMS 内容在单独一个物理资源上发送一次，并且由无线电服务区内的所有参与这项服务的 UE 在这个物理资源上进行接收。

将简单的广播通道 (类似于 FACH (前向接入通道)) (在 UMTS 的版本 (Release) 99 中已经得到) 用作用于发布 MBMS 内容的 p2m 通道会造成这样的问题：要在一个无线电服务区内的下行链路中使用的发射 (TX) 功率的相当大的一部分要用于 MBMS 内容发布。通常提到的数字是 30% 或更大。换句话说，这意味着仅剩相对较少的功率来支持无线电服务区内的其它服务，例如，语音通话或带有网页下载的因特网接入。不过，这是 3GPP TSG RAN WG1 中的当前工作任务。为了减轻数据损失的问题，尤其是处于服务区边缘的 UE 的数据损失问题，当前正在讨论的是将非常强的 FEC 放在 FACH 的顶端，FACH 使用代码拼接 (code concatenation)：象 Release 99 中那样对传输块进行卷积或 turbo 编码，并且然后将多个编码传输块排列在彼此下方从而得到位的矩阵，并且借助块编码对列上的位进行编码。这在例如 R2-032157 (Outer coding for MBMS, Technical

document published on RAN2#38) 中做过介绍, 该文献以引用的方式并入本文。

这种方法的主要缺点是, 这种非常强的 FEC 没有自适应性: 不管接受者是否真正为了对所接收到的数据进行正确的解码而需要所增加的冗余位都会采用这一方法。从这一点来说, 这种方法是很不经济的。

如果将公知的组合技术与递增冗余位重发方案一起使用, 则自适应性将开始起到作用。R1-030086, Release 5+ MBMS 解决方案: HS-DSCH, Technical document published on RAN1#30 (下文中称为“R1-030086”)(以引用的方式并入本文) 分析了可能的益处, 如果使用 HS-DSCH 类的传输通道(TrCH), 则软性组合和递增冗余位(下文中称为“IR”)可以为 MBMS 提供内容传递。这个文献得出这样的结论: 对于 MBMS 来说, 调节 HS-DSCH 会得到明显的容量增加(与 FACH 相比, 要满足相同数量的用户, 所需的发射功率至少有 2dB 的降低), 在这一设想之下, 存在可用于承载 ACK/NACK 反馈的合理反馈机制。

如果这些结果是代表性的, 则如果对用于 MBMS 的 TrCH 应用了软性组合和 IR, 则仅要 MBMS 内容传递付出服务区 DL TX 功率的 18%, 而不是 30% (当使用 FACH 时, 通常认为是这个数量)。

此外, R1-030086 宣称, 在 40 个 MBMS 用户的情况下, 大约 1% 的用户需要 4 或更多次重发。此外应用 STTD (Space-Time Transmit Diversity) (空间-时间传输分集), 大约 1% 的用户需要 3 或更多次重发。对于 80 个 MBMS 用户和 STTD, 该数字略有恶化, 即, 1-2% 的用户需要 3 或更多次重发。此外, 对于所有情况, 仅仅需要一次重发的用户所占的份额介于 20% 到 30% 之间, 并且正如所期望的那样, 需要更多次重发的用户所占的份额随着重发次数的增加而降低。

如上面已经阐述的那样, 递增冗余重发方案的主要问题是, 不管是否需要重发, 它们都需要来自接收者的反馈。在无线电服务区内存在大量对 MBMS 的潜在接收者的情况下, 同样地反馈会造成问题: 如果每个接收者在正确解码数据包之后发送 ACK, 并且如果解码失败则发送 NACK 并且需要重发, 实际上就是针对 HS-DSCH (高速下行链路共享通道) 的情况, 仅仅对于这一反馈信令来说, 在上行链路 (UL) 中造成的干扰就会是巨大的, 并且相对于下行链路容量的可能增长来说, 证明是不合理的。

因此, 按照本发明的示范性实施方式, 提供了对相同数据进行重发的

请求向其它还没有发送它们的反馈的接收者的反射，从而它们不再发送反馈，因为不管怎样重发都会发生。在其它的可选方案当中，还可以在可以无错误地解码数据包的时候完全避免接收者发送 ACK，并且仅仅是，如果数据包解码失败，则发送 NACK。对此，介绍接收者群组向子集的划分，其中为子集的成员分配上行链路时隙或阶段，在该时隙或阶段中，它们可以发送针对所考虑的在下行链路中接收到的数据包的反馈。由于不同的子集具有不同的上行链路时隙或阶段，因此可以将例如从第一个子集接收到的反馈（即，NACK）反射给所有剩下的子集，从而剩下的子集的接收者不再发送 NACK，因为不管怎样都将会对这个数据包进行重发。换句话说，有在每个数据包发送之后定义的下行链路阶段或时隙，在该阶段或时隙中，NodeB 可以向不同（剩余）子集的接收者指示，它已经从较早的子集接收到了 NACK，因此将进行重发，从而剩余子集的成员不要再发送 NACK。换句话说，这一 DL 中的指示对剩余的接收者发出指示：他们应当停止发送 NACK，即，它是 NACK 阻止指示。

附图 4 表示按照本发明的方法的概念的可行实现方式的示意性表达，为了将该方案在几乎不进行改造的前提下应用于 UMTS，这种实现方式实际上可能是必须的。具体来说，附图 4 中所示的方法对 NodeB 中的不同子集或群组（即，来自不同接收者）的 NACK 进行软性组合，其中在 NodeB 对相同子集或群组的成员的 NACK 进行叠加。如果例如由子集 1 中的接收者发送的 NACK 能量不足，即，NodeB 没有检测到 NACK，并且子集 2 中的某些接收者也需要重发并因此发送了 NACK，则这一点是尤其重要的。由于是将接收到子集 1 的 NACK 之后 NodeB 存储的量化幅度与由子集 2 发送的 NACK 得到的量化幅度进行组合，因此在组合之后，在 NodeB 中检测到 NACK 的可能性非常高。

而且，附图 4 表示了一种将 UL 时隙或阶段分配给子集以便最小化下行链路数据的缓存量的有效方案，其中，为了即使在需要重发的情况下也能够实现连续的 DL 流，并且同时在发送阻止指示（如果有）和接收者（UE）读取 DL 时隙或阶段（阻止指示可能会在其中发送）之前，为 NodeB 提供用来对从子集接收到的反馈进行处理的充足处理时间，必须要进行对下行链路数据缓存量的最小化。

将会进一步解释如何同时采用功率倾斜。而且，还要介绍将不同接收者（UE）分配给子集的策略。

在下文中，给出本发明的示范性实施方式的更加详细的介绍：

采取 p2m 控制通道来向接收者提供至少关于下述的信息：

- 在 DL 帧中发送的数据包是否包含新数据或者是否为重发（从 HS-DSCH 中获知的新数据指示符）
- 如果不是新发送，在数据包中携带了哪种类型的递增冗余（如果仅使用追踪组合的话，这一信息可以缺失）
- 所发送的数据包所发往的是哪个软性缓冲区（在 HS-DSCH 中称为 HARQ 处理）。

然后将数据包在 p2m 数据通道上发送出去。

附图 4 表示具有 8 个不同 UE 子集的所提出的方案。第一子集（SS1）的成员尝试对数据包 A 进行解码，并且如果至少一个成员不能成功解码数据包，则它将会在针对数据包 A 分配给 SS1 的时隙内在 CNFCH（公共 NACK 反馈通道）上发送 NACK。CNFCH 是这样一个通道：子集的任何成员在分配给这个子集的时隙期间有权使用该通道发送 NACK，如果这个成员需要重发的话。在典型情况下，NACK 可以仅仅是循环编码位，即，“+1”-位。当同一子集的数个成员发送 NACK 时，这些具有循环编码“+1”位形式的 NACK 在进行接收的 NodeB 上进行叠加，可能具有微小的相互时移，并且这一叠加会得到更强的合成信号。

在 DL 中发送的数据包与用于 NACK 发送的 CNFCH 的时隙之间的关系是按下述方式预定义的（如附图 4 所示）：

CNFCH 在各个帧中的第一个时隙涉及这样一个数据包：它在 DL 中的发送是在所考虑的 CNFCH 帧开始之前的长度间隔 τ_1 处开始的，并且该时隙可由 SS1 的成员使用。CNFCH 在各个帧中的第二个时隙涉及这样的数据包：它在 DL 中的发送是在长度间隔 τ_1 加 1 帧长度（这里是 10ms）处开始的。它可由 SS2 的成员针对时隙所涉及的数据包使用。CNFCH 在各个帧中的第三个时隙涉及这样的数据包：它在 DL 中的发送是由长度间隔 τ_1 加 2 帧长度（这里是 $2 \times 10\text{ms} = 20\text{ms}$ ）处开始的，等等依此类推。

在每 CNFCH 帧具有 8 个不同的时隙的情况下，可以支持 8 个不同的 UE 子集。为了提供连续的数据包传输流，如附图 4 所示，需要 UE 能够存储 $N1+2$ 个数据包（ $N1$ ：子集数量，这里 $N1=8$ ），因为在最坏的情况下，如附图 4 所示，只有在接收到八个子集（针对数据包 A）的反馈之后，NodeB 才知道应当对数据包 A 启动重发，重发的数据包这里表示为 A'。这称为

对数据包 A 的重发, 因为 A' 既可以是 A 的完整拷贝 (即, 组合将会以追踪组合方式进行), 又可以包含 A 的不同的可自解码版本 (即, 相同的系统位, 但是其它奇偶校验位从凿位奇偶校验位 (punctured parity bits) 获得), 或者 A' 可以仅仅携带不可自解码冗余位, 例如, 仅有附加奇偶校验位。

从理论上讲, 必须要存储的这一 $N1+2$ 个数据包的数量可以减小到 $N1+1$, 只要数据包的解码进行得很快, 以致 $\tau_1 = \text{“帧长度”}$, 其中 “帧长度” 是通过下行链路 p2m 数据通道发送一个数据包所需的时间间隔; 在附图 4 中, 假设这一帧长度等于 10ms。如果解码时间比一个帧长度长, 但是比两个帧长度短, 则需要存储 $N1+3$ 个数据包, 以便保持数据包传输流连续。

8 个数据包 A、B、...、J 是作为软性位存储的, 即, 系统位和按照例如 4 位量化的奇偶校验位。当然, 如果很早就清楚 NodeB 应当对 A 进行重发, 如果 SS1 的反馈传送已经造成 NodeB 检测到 NACK, 则可以较早地例如取代 C 插入 A'。在这种情况下, p2m 反馈反射通道将会指示剩余的子集 (SS2、SS3、...、SS8) 它已经检测到了针对数据包 A 的 NACK, 从而不再需要来自这些子集的其它 NACK (如果有), 并且因此不再允许剩余子集的成员发送 NACK, 以便避免不必要的 UL 干扰。

p2m 反馈反射通道上的相应时隙 (涉及所传输的数据包) 也是按照与 CNFCH 中的时隙类似的方式预定义的: 如附图 4 所示, 这个时隙是 p2m 反馈反射通道的帧中的第一个时隙, 该帧从在 DL 中的 (该时隙所涉及的) 数据包 A 的传送开始之后的间隔 τ_3 处开始。

不同子集的 NACK 的组合:

如果 SS1 中的某些成员在涉及数据包 A 的 CNFCH 的第一个时隙内发送 NACK (这些 NACK 进行叠加, 因为它们是在同一时隙内发送的), 而 NodeB 不能检测到这些 NACK, 则 p2m 反馈反射通道不会对剩余的子集指示阻止 NACK 发送。如果在一个或多个剩余子集中有需要对数据包 A 进行重发的成员, 则它们也会发送 NACK (这些 NACK 会进行叠加)。由 SS1 的某些成员发送的 NACK 的软性位和由剩余子集的某些成员发送的 NACK 的软性位可以以相同的方式得到软性组合, 就像在一个时隙内发送的单独的软性位一样: 最简单的方式是计算软性位的平均值, 以获得实际发送的值 (NACK 或没有) 的较好估计值。

同样,如果没有 SS1 的成员发送 NACK,而 SS2 的某些成员发送了 NACK 并且剩余子集的某些成员发送了 NACK (除非 NodeB 阻止发送 NACK,因为它已经检测到了 NACK),也可以应用这种方式。

只有仅仅最后一个子集 (这里是 SS8) 的某些成员发送 NACK 时,不能与其它子集的成员发送的 NACK 进行软性组合,因为已经没有其成员可能发送 NACK 的剩余子集了。

这种方法的很重要的新方面是对不同的发送者的信号进行组合,而在公知技术中,只对相同发送者的信号进行组合。

确定 NACK 发射功率:

确定 NACK 发射功率的标准方法是如下所述 (使用 dB 表示法):

$TX \text{ 功率 (dB)} = P \text{ 检测 (dB)} - \text{“观测到的路径损耗” (dB)}$,
其中“观测到的路径损耗”计算为负值,即, TX 功率随着“观测到的路径损耗”的绝对值增大,即, TX 是由这样的功率给出的:如果路径损耗为 (接近) 0,则该功率是 NodeB 将信号解码为 NACK 所需的功率,增大一个倍数,以补偿路径损耗。这一般来说会造成足以检测到仅仅一个 UE 的 NACK 的 TX 功率。在组播传输的环境下,目标是最大化得到满足的用户数量,同时降低发送数据包所需的 DL TX 功率。因此,希望一般如果只有一个 UE 需要重发,则不发送重发。为了将此控制到一定程序,可以通过引入另一个数量 $N2$ 来修改上述公式,该数量代表需要发送 NACK 从而使得重发真正得到启动的最小 UE 数量。由于相同子集的成员 NACK 是在相同的时隙内发送的,因此它们会进行叠加。如果相同子集中需要重发的 UE 的最小数量是 $N2$,这些 UE 中的每一个需要将上述 TX 功率值降低 $N2$ 倍,从而这些 $N2$ 次发送在 NodeB 处叠加成了足够高的接收功率,使得 NodeB 检测到 NACK。不过,这只是个近似结果。很有可能是,比 $N2$ 多一点或比 $N2$ 少一点的 UE 需要发送 NACK,从而这是 NodeB 处实际检测到的。因此,要得到所需 TX 功率的近似值,大约 $N2$ 个 UE 需要发送 NACK,从而 NodeB 之实际上检测到 NACK:

$TX \text{ 功率 (dB)} = P \text{ 检测 (dB)} - \text{“观测到的路径损耗” (dB)} - N2 \text{ (dB)}$,
其中“观测到的路径损耗”计算为负值,即, TX 功率随着“观测到的路径损耗”的绝对值增大,并且使 TX 功率减小一个倍数 $N2$ 。

将 UE 分配给不同的子集:

有不同的将 UE 分配给子集的可选方案。不过重要的一点是要隐含地完成

分配, 即, 不需要额外的信令, 尤其是在 MBMS 的环境下, 因为处于空闲模式下的 UE 也应当能够接收 MBMS 内容。

上面已经提出了一种分配方式: NodeB 广播可以实现的子集的数量 $N1$ (在上面的例子中是 8), 并且想要接收 MSMS 内容的各个 UE 通过对其 IMSI 应用模操作: $IMSI \bmod N1$ 来计算子集编号。这通常足以实现 UE 对于子集的相等分布。取而代之, 还可以是, 各个 UE 抽取介于 0 和 1 之间的随机号 “rand”。将 0 和 1 之间的间隔划分为 $N1$ 个相等长度的子间隔, 并且将它们编号为 1 到 $N1$ 。于是 “rand” 所属于的间隔的编号确定了 UE 所属的子集的编号。这一技术可以以这样一种方式加以扩展: UE 在子集中的数量不同, 这可以通过使得子间隔在长度上不同来实现。这对保持降低干扰是很有帮助的, 如果不同子集的成员的数量服从下述关系:

$SS1$ 中成员的数量 $< SS2$ 中成员的数量 $< SS3$ 中成员的数量 $< \dots$

由于越往后具有用于发送反馈时隙的子集成员的数量增加得越多, 除了对较早子集的 NACK 发送进行软性组合的可能性之外, 还能够确保, 如果在较早的子集中有引发重发的足够 NACK 的话, 后面的子集的成员不会发送 NACK。注意, 就根据子集的相对大小修改系数 $N2$ 这一情况而言, 在确定用于 NACK 的 TX 功率的时候, 此外还可以考虑子集的相对大小 (对于较小的子集, 在计算 TX 功率的公式中需要使用得到减小的 $N2$ 值 (相对于相对子集大小而减小), 因为由于子集较小, 有足够的需要重发的 UE 的可能性就较小)。

子集的相对成员数最好不进行广播, 而是使其可隐含地得到, 例如, 当 UE 参与服务的时候。

此外, 可以使向子集的分配基于, 至少在一定程度上基于, 所感受到的路径损耗。所依据的思想是, 仅具有很小路径损耗的 UE 通常具有良好的通道条件, 并且因此在大多数情况下能够无错误地解码数据包。与此相反, 具有较高路径损耗的 UE 会更频繁地需要重发。假设将 UE 分成两个群组, 其中一个群组汇集了路径损耗不高于 $T1$ 的 UE, 而另一群组汇集了剩下的 UE, 则下面两种策略是可行的: 将具有察觉到路径损耗低于 $T1$ 的 UE 的群组分配给第一个子集, 即, 使得它们在另一群组的 UE 分配给第二个子集之前发送它们的 NACK。于是这样已经能够减少由第二群组的成员发送的 NACK, 因为如果 NodeB 从第一个子集检测到 NACK, 则很有可能第二个子集的成员也需要重发, 并且因此它们会通过 p2m 反馈反射通

道得到它们不得发送 NACK 的通知，因此不管怎样都会安排重发。

第二种策略将路径损耗高于 T1 的 UE 分配给第一个子集，而将其它的 UE 分配给第二个子集，因为这样会减小启动重发的延迟。

在所有情况下，最好将基于抽取随机数或对 IMSI（或者临时移动订户身份标识符 TMSI）应用模操作的划分与基于所察觉到的路径损耗的划分组合起来。

就第一种策略而言，这意味着，例如前 4 个子集包含面临低于 T1 的路径损耗的 UE（即，它们是距 NodeB 较“远”的 UE），而后 4 个子集包含面临不低于 T1 的路径损耗的 UE。参数 T1 是网络计划参数，它可以广播给服务区内的 UE。而且在这每 4 个子集中，确保子集大小不同是很有益处的。

功率倾斜：

由于 CNFCH 中有 N1 个时隙，因此它们也可以用于对 TX 功率进行功率倾斜，不过取决于使得子集（或者更加精确地讲：使得子集的成员）能够发送 NACK 的时隙，功率倾斜阶梯的数量会改变：由于第一个子集后面跟着另一些 N1-1 个时隙，其它子集的成员可以在其中发送它们的 NACK，这些子集可以用于发射功率得到增加的第一个子集的子集反馈。对于第二个子集的成员，只有 N1-2 个其它的时隙可用于这一倾斜，等等依此类推。只有最后的子集不能进行功率倾斜。功率倾斜的基本益处在于，它有助于在实际检测到 NACK 之前将 TX 功率保持得低于没有功率倾斜的情况。由于倾斜阶梯的数量取决于 UE 所分配到的子集的数量这一事实，因此最好的策略可以是令最初的 TX 功率（在向上倾斜之前）随着子集序号的增加而增大。

而且，也可以仅仅使用连续紧跟着的 CNFCH 帧中的某些时隙来重复较高 TX 功率的特定（接收者的）子集的 NACK 发送。这具有这样的优点：对于后面的子集，有传递它们的 NACK 的额外的机会，并且对于 NodeB，有在以较高 TX 功率重复较早的子集的 NACK 发送之前实际检测到 NACK 的机会。

软性缓冲区的存储量：

将当前的 FACH 帧格式（TS 25.211 中定义的，3GPP 技术规范，以引用的方式并入本文）应用为可通过 p2m 数据通道传送的数据位的数量的准则，下列数量的 L1 位要存储在软性缓冲区中：

SF	每 10ms 帧 L1 位的数量	位速率 (kbps)	每帧的实际位数 (4 位量化来代表幅度)	在 $N1=8$ 的情况下要存储的位数 (即在最坏的情况下必须要存储 $N1+2$ 帧)
256	300	30	1200	12000
128	600	60	2400	24000
64	1200	120	4800	48000

原理上, 数据包大小可以增加至 20ms 的持续时间, 在这种情况下, 在放松时间要求 $\tau_3 - \tau_1$ (在附图 4 中是 3.75 ms) 的同时, 所要存储的软性位的数量增大 2 倍。

探测估测发送 NACK 的用户数量:

如果在一个服务区内接收 MBMS 内容的 UE 的数量非常大, 则在不管怎样都要以相对较高的功率发送数据来得到可以接受的大群满意用户 (只有通过重发机制才能或多或少地得到增加) 的情况下, 利用反馈的重发协议可能是不够用的。因此, 使得 NodeB 通过请求所有在一段时间内接收 MBMS 内容的 UE 发送 NACK (在这种情况下, 各个 UE 仅仅基于路径损耗设定 NACK TX 功率) 来估测接收 MBMS 内容的 UE 的数量是很有益处的。NACK 发送叠加并且在 NodeB 中造成峰值, 这个峰值可以用作对接收 MBMS 内容的 UE 的数量的粗略测算结果。

如果 UE 的数量高得使重发协议不够用, 则 NodeB 通过下行链路指示 UE, 它们不得在发现它们缺失数据包的情况下发送任何 NACK 或反馈消息。这一指示不同于另一种属于最后的子集不应发送另外的 NACK 的另外指示 (在 p2m 反馈反射通道上传输), 因为不管怎样 NodeB 都准备进行重发。该另一种指示意味着将安排对于数据包的重发。因此, 接收者不应发送任何反馈消息的指示不能通过 p2m 反馈反射通道发送。取而代之, 可以将其包含在广播针对 MBMS 内容传递的相关内容的系统信息中, 并且 UE 首先要检索这一系统信息, 以便了解 NodeB 是否已经做好了处理反馈消息的准备, 或者做好了传递 MBMS 内容而不用进行重发准备。

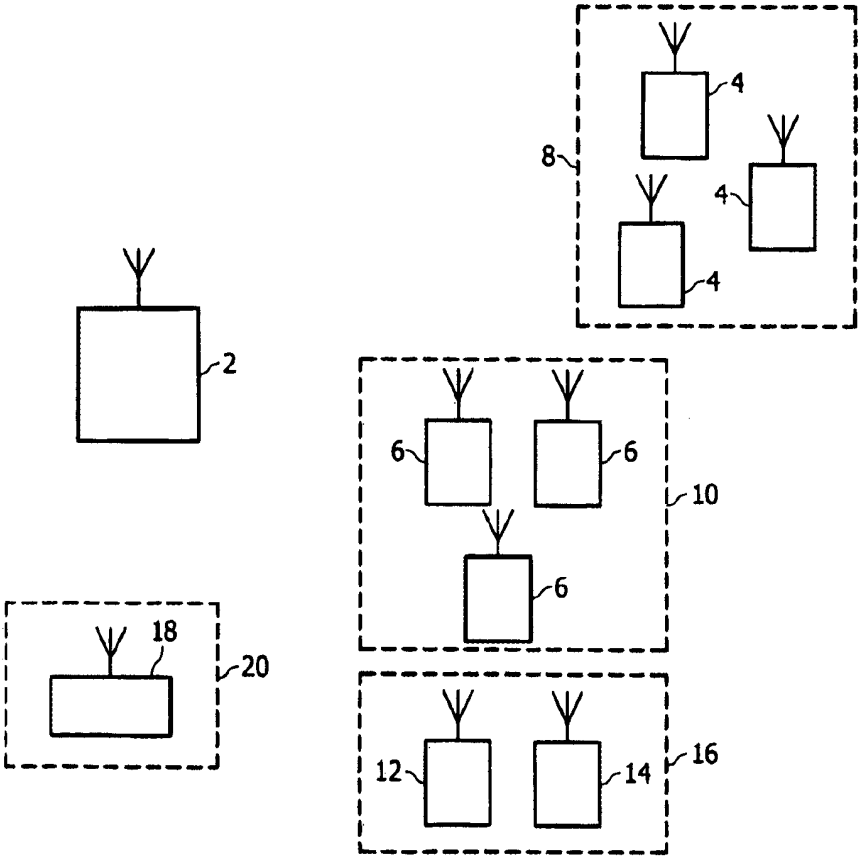


图 1

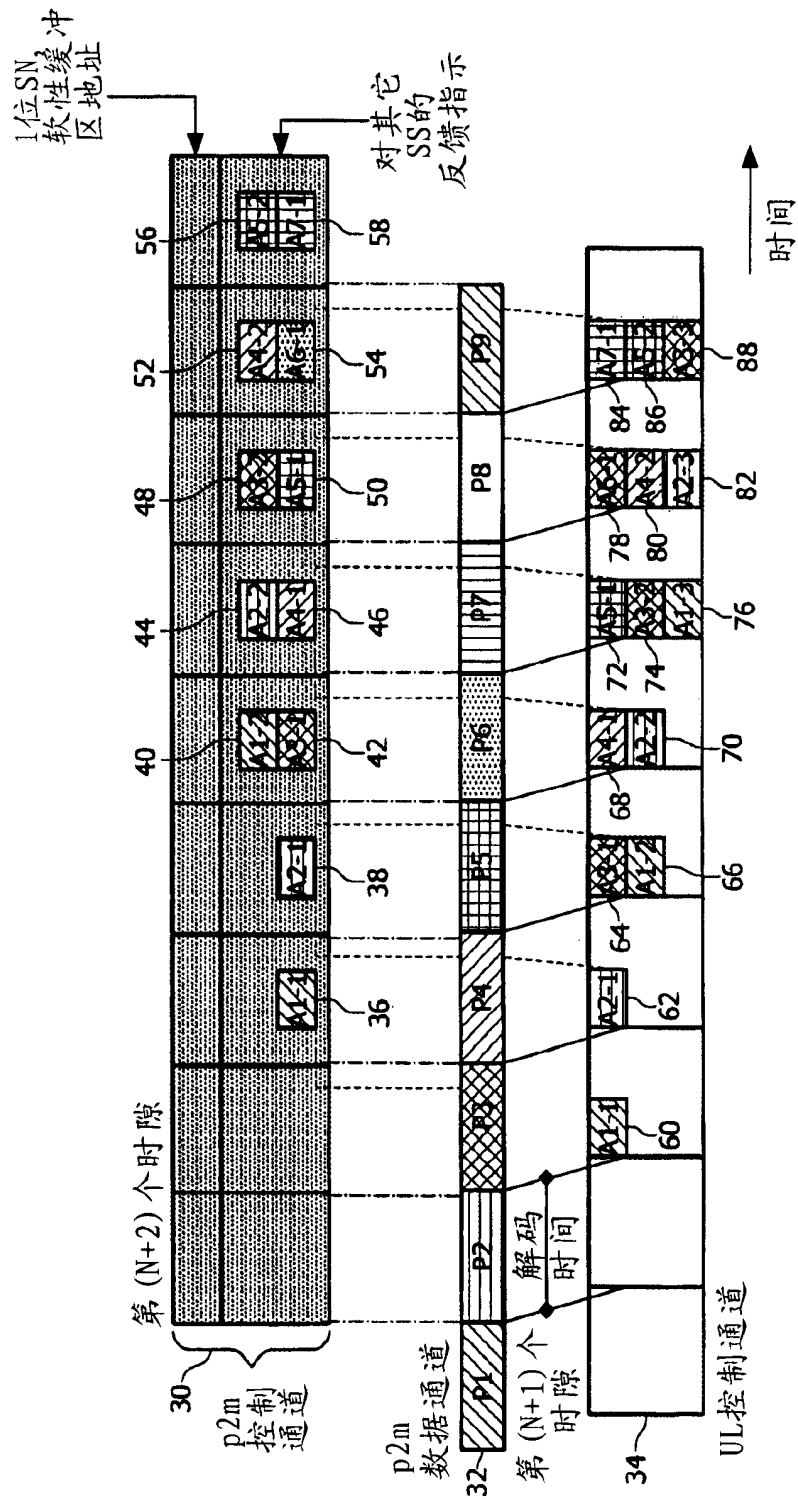


图 2

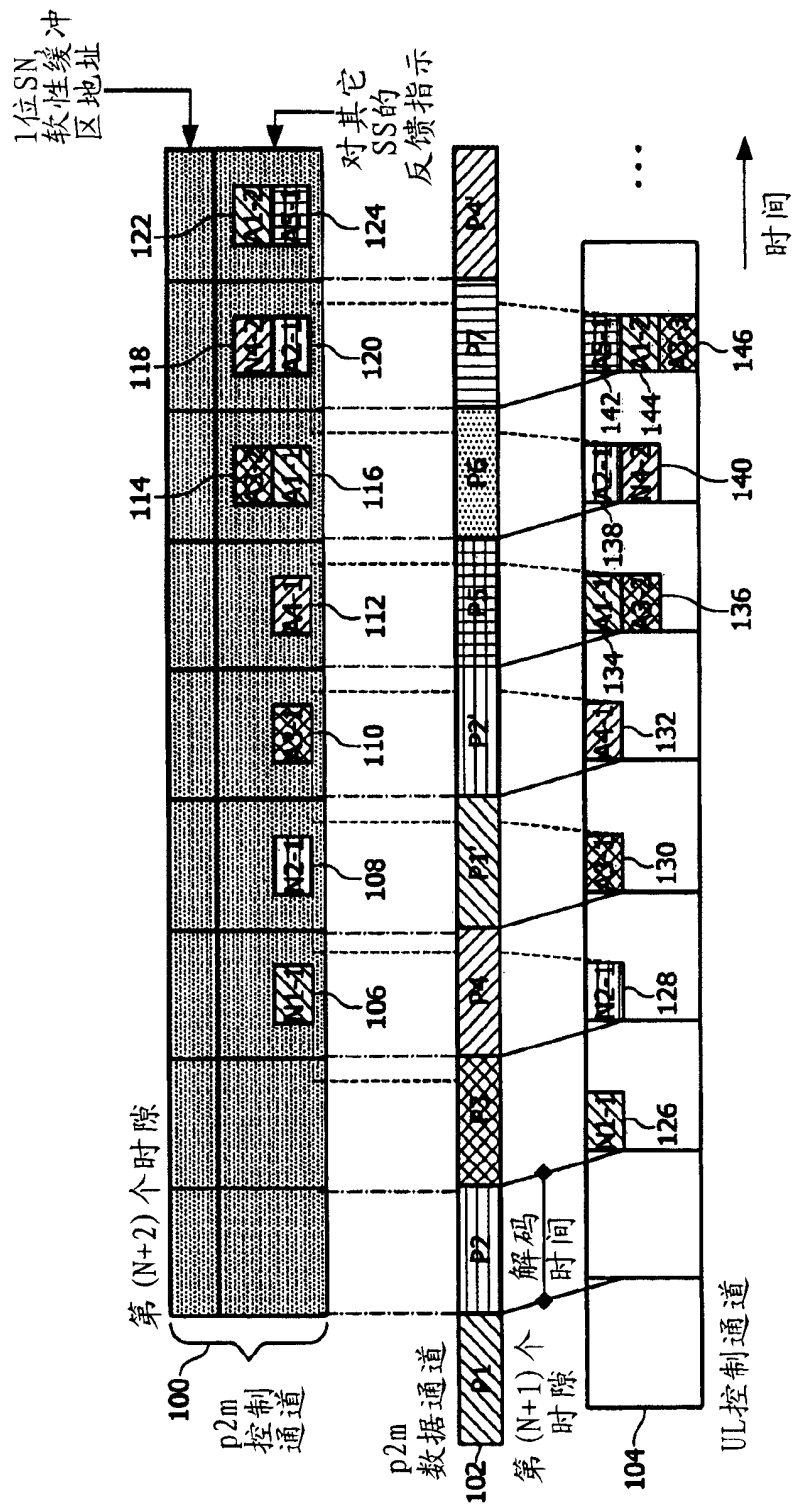


图 3

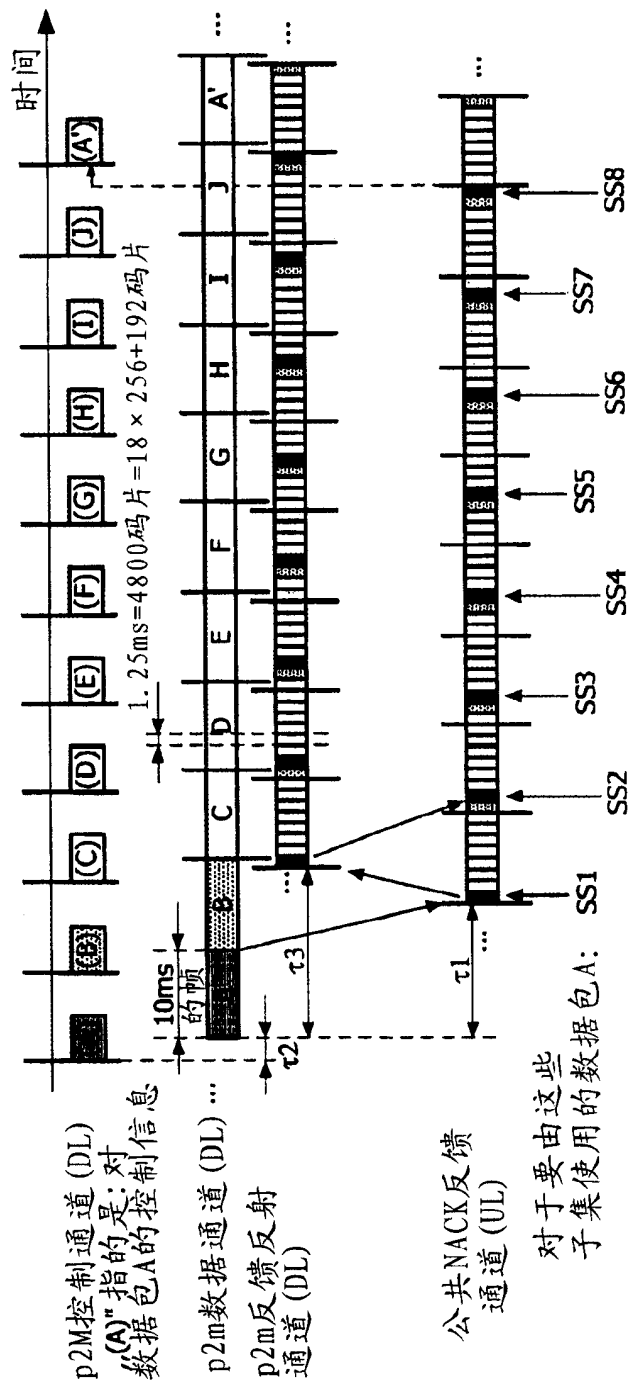


图 4