PROFIBUS 规范—标准部分
第四部分：数据链路层协议规范

PROFIBUS Specification—Normative Parts
Part4: Data Link Layer Protocol Specification

第四部分 数据链路层协议规范

目录 页码

1 **范围**..... 3
2 **引用标准**..... 3
3 **概论**..... 3
4 **介质存取方式和传输协议（数据链路层，FDL）**..... 3
4．1 传输步骤和 FDL 控制器..... 3
4．1.1. 令牌步骤..... 4
4．1.1.1 令牌传递..... 4
4．1.1.2 站的增加和拆除..... 5
4．1.1.3 逻辑令牌环的（重）初始化..... 5
4．1.1.4 令牌轮转时间..... 6
4．1.1.5 报文优先权..... 7
4．1.2 非循环的请求或发送／请求模式..... 7
4．1.3 循环的发送／请求模式..... 7
4．1.4 请求所有站（活动表）的 FDL 状态..... 8
4．1.5 FDL 控制器的状态..... 8
4．1.6 FDL 初始化..... 12
4．1.7 定时器操作.....13
4．2 循环和系统反应时间.....17
4．2.1 令牌循环时间.....17
4．2．2 报文循环时间.....18
4．2．3 系统反应时间.....18
4．3 出错控制步骤.....19
4．4 定时器和计数器.....19
4．5 帧结构.....20
4.5.1 帧字符（UART 字符）..... 20
4.5.2 位同步.....21
4．6 帧格式.....21
4．6.1 无数据字段的固定长度的帧.....21
4．6．2 有数据字段的固定长度的帧.....22
4．6．3 有可变数据字段长度的帧.....23
4．6．4 令牌帧.....24
4.7 长度、地址、控制和校验八位位组.....24
4.7.1 长度八位位组（LE,LEr）.....24
4.7.2 地址八位位组（DA/SA）..... 24
4.7.2.1 地址校验.....26
4．7．2．2 链路服务存取点（LSAP）.....26
4.7.3 控制八位位组（FC）.....26
4.7.4 校验八位位组（FCS）..... 30
4.7.5 数据字段（DATA_UNIT）..... 31
4．8 传输步骤.....32

1　范围（见第二部分）

2　引用标准（见第二部分）

3　概论（见第二部分）

4　介质存取方式和传输协议（数据链路层，FDL）

PROFIBUS 系统采用由混合介质存取方式实现的控制介质存取：对应于令牌传递原理的分散方式是以对应于主－从原理的集中方式为基础的。介质存取控制可以被每一个主站（主动站）使用。从站（被动站）的作用是随时地听从于介质存取，即它们不能独立地发送，只是在有请求时才发送。

通信总是由获得介质存取权（即令牌）的主站发起。令牌在一个逻辑环中从一个主站传递给另一个主站。这样，当一个主站可以存取介质时，令牌传递立即终止。令牌传递控制由每一个主站进行管理，因为每个主站知道它的前者（它前面的站，PS），即令牌是从它那里接收来的，而且知道它的后继者（下一个站，NS），即令牌将传递给它，还知道它自己的地址（即本站，TS）。在运行参数第一次初始化后，每个主站确定它的 PS 和 NS 地址，然后根据 4.1.1.2 中描述的算法动态地运转。

如果逻辑环仅由一个主站和若干从站组成，那么这是一个纯主－从系统。

在系统中，将处理以下的出错情况、异常和运行状态：

1)多个令牌
2)丢失令牌
3)在令牌传递中出错
4)重复的站地址
5)发送器／接收器有故障的站
6)在运行期间增加和拆除站
7)主站和从站的任意组合

4.1. 传输步骤和 FDL 控制器

报文的交换以循环方式进行。一个报文循环包括一个主站的主动帧（请求或发送／请求帧）和相关的主站或从站的应答或回答帧。用户数据可以在主动帧（发送）中和回答帧（回答）中传输。应答帧不包含任何用户数据（帧的格式见 4.6）。

只有对令牌传输和无应答的数据传输（例，广播报文）才可中断一个完整的报文循环。在这两种运行方式中都不存在应答。在广播报文中，一个主站（发起方）用全局地址（最高站地址，所有地址位均为二进制数“1”）同时寻址所有其他的站。

除持有令牌的站（发起方）外，所有的站一般应监听所有的请求。仅当它们被寻址时才应答或回答。应答或回答应该在一个预定的时间，即时隙时间（Slot time）内到达，否则如果这不是“第一次请求”的话（见 4.7.3，FCB）发起站将重复此请求。在一个等待周期，即空闲时间（Idle Time）截止之前，发起方将不发出重试或新的请求（见 4.1.7）。

在预定的重试次数之后，如果应答者不应答或不回答（见 4.1.6），则它被标志为“不运行的”。如果应答者是“不运行的”，则下一个不成功的请求将不再重试。

传输运行方式规定报文循环的时间顺序。分四种类型：

1).令牌处理

2).非循环的请求或发送／请求操作

3).循环的发送／请求操作，轮询

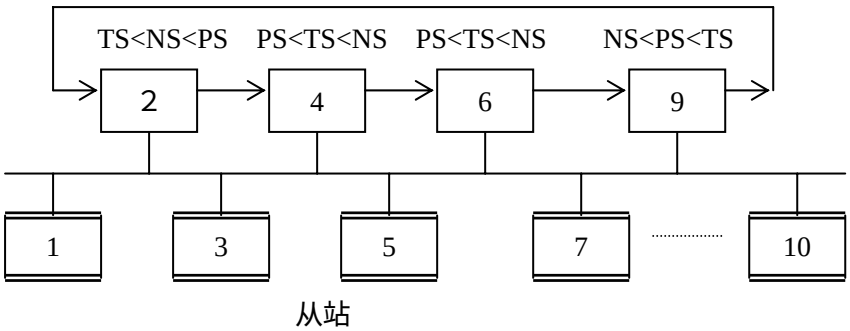
4).站的登记

4.1.1 令牌步骤

4.1.1.1 令牌传递

按站地址的升序用令牌帧将令牌从一个主站传送到另一个主站（见 4.6.4)。有一个站例外，为了封闭逻辑令牌环，具有最高地址的站要传送令牌给具有最低地址的站（见图 1.）

有令牌传递方向的主站逻辑令牌环



其中，TS：本站；PS：前一个站；NS：下一个站

图 1. 逻辑令牌传递环

令牌接收：

如果一个主站（TS）在主动站表（LAS）中登记为前一个站（PS）的主站所寻址，并从 PS 那里接收到一个令牌帧，则此主站就拥有了令牌并可以执行报文循环。在加电之后，由处于“Listen_Token”(见 4.1.5）状况下的主站生成 LAS，此后根据令牌帧的接收情况，如有必要修改和校正 LAS。

如果令牌的发送者未被登记为 PS，则被寻址者将认为是一个错误且不接收此令牌。但此 PS 的后继的重试被接收并引起令牌的接收，则令牌的接收者将认为现在的逻辑环已修改了。在它的 LAS 中用一个新的站代替了原先登记的 PS.

令牌传输：

某主站在完成了它的报文循环，包括可能的 GAP 站表（GAPL，见 4.1.1.2）的维护之后，它就用传递令牌帧的方法传递令牌给它的后继者（NS)。它的收发器功能被同步监视检查（见 4.1.5，“Pass_Token”状态)。

如果在传送令牌帧之后及在时隙时间（见 4.1.7）内同步时间截止后，令牌发送者接收到一个有效的帧，即无任何错误的合理的帧头，则它认为它的 NS 拥有了令牌并执行报文循环。如果令牌的发送者接收到一个无效的帧，它认为另一个主站正在传输。在这两种情况下，它停止令牌传送监视并休眠，即它进入“Active_Idle”状态（见 4.1.5)。

如果令牌发送者在时隙时间内未辨认出任何总线活动，它重复令牌帧并等待另一个时隙时间。如果在第二个时隙时间它辨认出总线活动，此后它休眠。否则，它重复令牌帧给它

的 NS 直到最后一次。如果第二次重试后，它在时隙时间内辨认出总线活动，则它休眠。

如果在第二次重试后，还没有总线活动，则令牌发送者将令牌传送给再下一个主站。它继续重复这个过程直到它从它的 LAS 中找到一个后继者。如果它不成功，则令牌发送者认为在逻辑令牌环中它是唯一的一个，并且在无报文循环请求时，它保持此令牌或传输令牌给它自己。如果它在后面的站登录中又找到一个 NS，则它再试送此令牌。

4.1.1.2 站的增加和撤除

在任何时刻可以在传输介质上连接或撤除主站和从站。在逻辑令牌环中的每一个主站负责增加新站和撤除现有的站，它们的地址被安置在从本站地址（TS）到下一站（NS）之间的范围内。这个地址范围称作 GAP，并体现在 GAP（GAPL）中。最高站地址（HSA，见第三部分，Set/Read Value FDL，变量）和 127 之间的地址范围除外，此范围不属于 GAP。

在由 GAP 更新时间（T_{GUD}）给定的时间区段内，为了变更有关主站和从站，逻辑令牌环中的每一个主站周期性地检查它的地址范围（所有的 GAP 地址）。此任务用“Request FDL Status”主动帧（见表 3a，b7=1，code-No 9：Format 4.6.1A）检查每次令牌接收的一个地址来实现。

在接收令牌时，如果仍有传输时间可利用（见 4.1.1.4），那么在所有排列的报文循环已经被处理后，GAP 维护立即开始。否则在高优先权报文循环被执行后接收下一个或后继的令牌时，GAP 维护立即开始。在实现时，应留心 GAP 维护和低优先权报文循环不可彼此中断。

按升序检查 GAP 地址，超过 HSA 的 GAP 除外，也就是说，HSA 和地址 0 不能用作主站的地址。按此情形，在发现 HSA 之后，则检查过程在地址 0 处继续。如果一个站的肯定应答是“未准备好”或“从站”状态（见表 3a，b7＝0，Code-No 0，no SC，和 Fig.18），则它相应地在 GAPL 中作标记并检查下一个地址。如果一个站的回答是“准备进入逻辑令牌环”状态，则令牌持有者更改它的 GAP 或 GAPL 并传递令牌给此新的 NS。现在已被纳入逻辑令牌环的这个站就建立了它的 LAS（主动站表），当它处在“Listen_Token”状态时，它就可以确定它的 GAP 范围或 GAPL 和它的 NS。

如果一个站的回答是“在逻辑令牌环中的主站”，则当前的令牌持有者不改变它的 GAP，并传递令牌给 LAS 中的 NS。这样“跳过”(jumped over)的主站自己将从总线上退下休眠，并因为没有正确的状态报告而进入“Listen_Token”状态。在这种状态下，它产生一个新的 LAS 并保留这种状态直到它被它的前者（PS）传输一个“Request FDL Status”再次寻址为止。

曾登记在 GAPL 中且对重复的“Request FDL Status”不应答的站被从 GAPL 中除去，并登记为未使用的站地址。对至今尚未被使用的站地址将不再重复寻址。

4.1.1.3 逻辑令牌环的（重）初始化

初始化是更新 LAS 和 GAPL 的最初的特殊情形。如果一个处在“Listen_Token”状态下的主站加电（PON）后，遇到超时时间（time_out），即在 T_{TO} 时间内（见 4.1.7）无总线活动，它将申请令牌（“Claim_Tiken”状态），获得令牌（“take it”）并开始初始化。

当休眠的 PROFIBUS 系统被起动时，则具有最低站地址的主站开始初始化。用传递两个对它自己寻址的令牌帧（DA=SA=TS），它通告任何其他主站（正登记一个 NS 进入 LAS）现在在逻辑令牌环中只有它一个站。然后，为了登记其他的站，它按地址增加序列对每个站传递一个“ Request FDL Status ”帧。如果一个站的回答是“ 主站未准备好 ”或“ 从站 ”，则它被登入 GAPL。以“ 准备进入逻辑令牌环 ”回答的第一个主站在 LAS 中被登记为 NS，并关闭此令牌持有者的 GAP 范围。然后此令牌持有者传递令牌给它的 NS。

在令牌丢失后，重新初始化是必要的。在这种情形下，不需要休眠总线初始化过程，因为 LAS 和 GAPL 已经在主站中存在了。超时时间首先在具有最低地址的主站中终止。它获取令牌并开始执行常规的报文循环或传递令牌给它的 NS。

4.1.1.4 令牌轮转时间

一个主站接收到令牌后，就开始令牌轮转时间（Token Rotation time）的测量。整个时间测量周期终止于下一次令牌接收时，并形成实际令牌轮转时间 T_{RR}（Real Rotation Time)。同时，一个新的下一个轮转时间的测量开始。T_{RR} 对执行低优先权报文循环是很重要的。

为了保证应用现场所需要的系统响应时间，应该确定在逻辑令牌环中令牌的目标轮转时间 T_{TR}。

系统响应时间定义为一个主站的两个连续的高优先权报文循环间的最大时间段（最坏的情况下），在总线负载最大时在 FDL 接口（见第三部分，4）中测定它。

与实际轮转时间无关，每个主站每次接收令牌都可以执行一个高优先权的报文循环。

为了执行低优先权报文循环，在运行时 T_{RR} 应小于 T_{TR}，否则该站将保留低优先权报文循环并在下一次或随后的令牌接收时传输这些报文。

一个系统的最小目标轮转时间取决于主站的数量、令牌循环时间（T_{TC}）和高优先权报文循环的持续时间（high T_{MC})。预确定的目标轮转时间 T_{TR} 还应该包括处理低优先权报文循环的足够的时间和可能的重试所需的安全性余量。

为了使目标轮转时间尽可能短，在与应用层 7（APP）的连接中推荐：声明将很少出现的重要事件（见第三部分，4.1.3.1）作为高优先权的报文循环，并严格限制其长度（如，对于 DATA_UNIT，应≤20 个字节，见 4.5)。

如果包括 4.2（公式（21）和（22））中定义的循环时间且考虑可能的重试时间，则初始化所必需的运行参数“ 目标轮转时间 T_{TR} ”（见 4.1.7）按如下公式计算：

$$\min T_{TR}=na\cdot(T_{TC}+\text{high } T_{MC})+K\cdot \text{ low } T_{MC}+mt\cdot \text{RET } T_{MC} \qquad (1)$$

说明：

na　　主站个数

k　　每次令牌轮转低优先权报文循环预估数

T_{TC}　　令牌循环时间

T_{MC}　　报文循环时间，取决于报文长度（见 4.2.2）

mt　　每次令牌轮转报文重试循环数

RET T_{MC} 报文重试循环时间

第一项中包含每次令牌轮转时每个主站的一个高优先权报文循环。这样，对所有总线负载确保了高优先权报文循环（不含重试循环）的最大反应时间。第二项包含每次令牌轮转时低优先权报文循环的预估数。第三项用作为可能重试的安全性余量。

4.1.1.5 报文优先权

在报文循环的服务类型中，FDL 接口（应用层）的用户可以有两种优先权选择：“低”和“高”。优先权用服务请求传送给 FDL。

当一个主站接收令牌时，它总是首先执行所有有效的高优先权报文循环，然后执行低优先权报文循环。如果在令牌接收时实际令牌轮转时间 T_{RR} 等于或大于目标令牌轮转时间 T_{TR}，则仅执行一个高优先权报文循环，包括在错误情况下的重试。然后立刻将令牌传递给 NS。

通常在令牌接收或第一个高优先权报文循环之后，将考虑以下的情况：只有在执行初期 T_{RR} 小于 T_{TR} 时高优先权或低优先权报文循环才可以被执行，因此，此时令牌持有时间 $T_{TH}=T_{TR}-T_{RR}$ 仍然是有效的。一旦高或低优先权报文循环开始，它总是被完成，包括任何需要的重试，即使在执行期间 T_{TR} 达到或超过 T_{RR} 的值也如此。由此而自动产生的令牌持有时间 T_{TH} 的延长，使得在下一次令牌接收时缩短报文循环传输时间。

4.1.2 非循环请求或发送／请求方式

在非循环请求或发送／请求方式下，单个报文循环偶尔地执行。在令牌接收时应本地用户的请求，主站 FDL 控制器起动这种方式。如果有若干个请求，则此运行方式可以继续，直到最大允许的令牌轮转时间期满为止。

4.1.3 循环发送／请求方式

在轮询（Polling）时主站按照预先确定的顺序即轮询表（Poll List）循环地寻址有“Send and Request Data Low” 请求（见表 3a）的各站。轮询表由本地 FDL 用户传送给 FDL 控制器。所有被轮询的从站和主站都登记在此轮询表中。在轮询期间甚至经过重试都不回答的那些站被标记为“不运行”(non_operational)。在此后的请求循环中对这些站只作试探性的请求而不重试，在这个过程中，如果一些站作出回答，则它们被标记为“运行”（Operational)。

令牌接收后，只有在所有请求高优先权报文循环执行完毕后，才开始处理轮询表（轮询循环)。

如有需要，轮询处理将让后于某些附加的低优先权报文循环，如非循环请求或发送／请求方式、站登记注册（活动表）和 GAP 维护。

每个完整的轮询循环后，依次执行已请求的低优先权报文循环。这些报文循环执行的顺序遵照如下的规则：

如果轮询循环在令牌持有时间 T_{TH} 内完成了，即还有有效的令牌持有时间，则已请求的低优先权报文循环尽可能快地在剩余的令牌持有时间内依次执行。新的轮询循环开始于下次令牌接收，它获得的令牌持有时间对低优先权报文循环是可用的。

如果在轮询循环结束时没有可用的令牌持有时间了，则已请求的低优先权报文循环尽可能快地在下次令牌接收时处理，此令牌有可用的令牌持有时间来处理低优先权报文循环。此后，如上所述的一个新的轮询开始。

如果一个轮询循环要占用若干个令牌持有时间，则将轮询表分段处理，但不插入已请求的低优先权报文循环。仅在完整的轮询循环结束时执行低优先权报文循环（如上所述）。

让后于轮询之后的这些低优先权报文循环按它们到达的先后次序执行。由此，对 GAP 维护而言，在轮询循环之间最多有一个 GAPL 的地址被检查（如 4.1.1.2 中描述）。

轮询循环时间，即最大的站延迟时间，取决于报文循环延迟时间（见 4.2）、令牌轮转时间、轮询表的长度和让后的低优先权报文循环。由于轮询表中少数个别站的多次进入，这些站的请求优先权可能会增加，如此将缩短它们的响应时间。

4.1.4 请求所有站（活动表）的 FDL 状态

如果本地用户通过管理（FMA 1/2）请求一张活动表，则 FDL 控制器进入这种运行方式。在执行任何预先请求的低优先权报文循环后，在令牌接收时开始这种方式。在轮询期间，这种方式在轮询循环之间执行，循环地使用“Request FDL Status”（见表 3a，b7=1，Code-No 9）。按照给定的 FDL 地址范围（DA=0 到 126，见 4.7.2）每个可能的站都被寻址一次，登记在 LAS 中的主站除外。回答正确的站，即它的回答是肯定的站（见表 3a，b7=0，Code-No 0，no SC），和 LAS 中的主站作为现存的主站或从站登入活动表（见 4.7.3，站类型）。活动表的结构形式如下：

表 1．活动表

入口	名　称
1	活动表长度＝3 到 2n+i
2	站 K 的 FDL 地址（DA）
3	站类型和 FDL 状态 K
4	站 k+l 的 DA
5	站类型和 FDL 状态 k+l
.	……
.	……
.	……
I	站 n 的 DA
i+l	站类型和 FDL 状态 n
K：第一个活动的站；n≤127;i≤254	

4.1.5 FDL 控制器的状态

一个主站的 FDL 控制器（以下称 FDL）用 10 个 FDL 状态描述并在这些状态间转换。一个从站有两个状态。

图 2.概要地展示出主站（状态 0 到 9）和从站（状态 0 和 10）的组合的 FDL 状态图。

Offline

在通电后，FMS 1/2 服务“Reset FDL”（见第三部分，5.2.3.1）后或某种错误情况被发现后，将立即进入“Offline”状态。在通电后，每个站执行自检验。这种内部自检验依赖于自身的检验工具，不影响其他的站，正因为如此，自检过程在本规范中不作规定。

在通电过程完成后，FDL 保留在“offline”状态直到所有需要的运行参数（见 4.1.6）

已被初始化为止。然后 FDL 只与传输介质连接，但自身没有传输。

Passive_Idle

在它的参数初始化后，此从站的 FDL 将进入“ Passive_Idle ”状态并监听着总线。如果接收到寻址此站的一个可能的主动帧（发送／请求帧），则 FDL 将应答或按要求作回答，对带全局地址（广播报文，见 4.7.2）的帧和寻址自己的令牌帧除外。令牌帧被废弃。

在 FMA 1/2 服务“ Reset FDL ”发生时，如果发现一个致命的错误（如，不间断的传输），则 FDL 重新进入“ offline ”状态。

Listen_Token

在它的运行参数初始化后，如果它已准备好进入逻辑令牌环的话，此主站的 FDL 将进入“ Listen_Token ”状态。在此状态下，为了辨别已经在逻辑令牌环中的主站，此主站的 FDL 将监视着总线。为了这样的目的，将分析令牌帧，并且用包含在令牌帧中的站地址产生主动站表（LAS）。在监听了两个完整相同的令牌轮转后，FDL 将保留在“ Listen_Token ”状态直到由它的前者（PS）传送的“ Request FDL Status ”寻址到它为止。此时它将用“ 准备进入逻辑令牌环 ”作回答，并且在接收到寻址它的下一个令牌帧时，它将进入“ Active_Idle ”状态。在 LAS 生成期间，对任何“ Request FDL Status ”不予应答或用“ 未准备好 ”回答。在“ Listen_Token ”状态下，所有其他帧均不予处理，即它们既不应答也不回答。

在登记主站时，如果 FDL 检查出它自己的地址被作为两个令牌帧中的源地址（SA），则它认为具有相同地址的另一个主站已经存在于逻辑令牌环中，然后 FDL 将重新进入“ offline ”状态并向管理（FMA 1/2）报告此事件。

如果在整个 T_{TO}（Time_out）期限内 FDL 发现无总线活动，则此主站的 FDL 将认为逻辑令牌环的重初始化或重建是必要的。此 FDL 试图申请令牌并重初始化逻辑令牌环。

Active_Idle

一旦离开“ List_Token”状态，此主站的 FDL 将进入“ Active_Idle ”状态，并监听着总线但无活动。如果它接收到一个寻址它自己的近乎可取的主动帧，需要时它将应答或回答。在接收到一个寻址它自己的令牌帧后，如果此主站想保留在逻辑令牌环中的话，它将进入“ Use_Token ”状态，否则它重新进入“ Listen_Token ”状态。如果在连续接收的两个令牌帧中都有 SA=TS，即出现错误，也进入“ Listen_Token ”状态。

如果此 FDL 发现它不是主动地被从逻辑令牌环中去掉，它也将进入“ Listen_Token ”状态，并将此情况（Out_of_ring）报告给管理（FMA1/2）。

如果此 FDL 发现在超时时间（time_out）期间无总线活动，它将认为必须恢复逻辑令牌环。此 FDL 试图申请令牌并（重新）初始化逻辑令牌环(“ Claim_Token ”状态)。

Claim_Token

在“ Active_Idle ”状态后，FDL 将进入“ Claim_Token ”状态，当它的 T_{TO} 时间期满时，则进入“ Listen_Token ”状态。在“ claim_Token ”状态下，它将重初始化逻辑令牌环或开始初始化。当重初始化时，站状态表（LAS 和 GAPL）仍然是有效的，则立即进入“ Use_Token ”状态。

当初始化时，最初的令牌将对自己的 FDL 寻址两次，即 NS=TS，也就是说在“ Pass_Token ”状态。为了在其他主站的 LAS 中产生一个登入项，这样做是必要的。令牌传输后，将在“ Await_Status_Respones ”状态中用“ Request FDL Status ”请求后续站地址的方式建立自己的 GAPL 和 NS。

Use_Token

在接收一个令牌后或重初始化后，FDL 将进入“Use_Token”状态。在此状态中 FDL 可以执行高优先权和低优先权报文循环。

在进入此状态时，将从令牌轮转计时器中读出 T_{RR}（实际轮转时间），且此计时器将重新开始。总是允许一个高优先权报文循环。以后的高优先权或低优先权报文循环，或一般低优先权报文循环的执行，只有在执行的瞬间 $T_{RR}\angle T_{TR}$（目标轮转时间）时才可以。

每次传输主动帧后，FDL 将进入“Await_Data_Response”状态并起动时隙计时器（见 4.4）。前面传输的帧一旦被用户确认，它就返回到“Use_Token”状态。

如果在“Use_Token”状态开始时无高优先权报文循环被执行，或者在一个高优先权或低优先权报文循环完成后，FDL 将进入“Check_Access_Time”状态。

Await_Data_Response

在传输一个主动帧之后，FDL 进入此状态。FDL 为了接收应答或回答帧而等待一个时隙时间。

在 SDN 服务（没有应答要求的发送数据）的情况下，不等待应答。此时，为了处理可能的后继请求，FDL 重进入“Use_Token”状态。在有应答或回答要求的请求情况下，FDL 将等待下列事件之一：

a)提交给请求发起方的一个有效的应答帧或回答帧。

b)任何其他的有效帧（如，令牌帧或主动帧）

c)无效帧（开始字节、结束字节、长度字节，FCS 字节错误；开始位、停止位、奇偶校验位错误或 Slip 错误）或时隙时间（Slot time）期满（见 4.1.7）。

在接收并处理了一个应答帧或回答帧后，FDL 将再进入“Use_Token”状态，以便处理可能的后继服务请求。

其他有效帧的接收表明产生了一个错误，则 FDL 将进入“Active_Idle”状态，并丢弃所接收的帧。

如果接收到一个无效的帧或时隙时间期满，则 FDL 将重试主动帧的传输。如果在重试（多次）之后，接收到无效的应答或回答，则 FDL 通知相应的用户并再进入“Use_Token”状态。在出错的情况下，对此站的后继请求不再重复，直到执行一个正确的报文循环（发送／请求数据）为止。

Check_Access_Time

在此状态下，用计算差 T_{TR}-T_{RR} 的方法来计算有效的令牌持有时间。只有在仍然有有效的令牌持有时间时，FDL 才可以再进入“Use_Token”状态，否则 FDL 将进入“Pass_Token”状态。

Pass_Token

在“Pass_Token”状态下，FDL 将试图传送令牌给逻辑令牌环中的下一个站（NS）。当传输令牌帧时，FDL 将用同步监视的方法检查收发器的工作是否正确。如果它不能接收它自己的令牌帧，则说明在发送通道或接收通道存在着致命的错误。FDL 将停止它在逻辑令牌环中的活动，并进入“offline”状态，同时通知管理（FMA 1/2）。

如果 FDL 接收到它自己的有缺陷的令牌帧，这可能是由于暂时有缺陷的发送器或接收器引起的，或者是由于总线问题引起的。这种错误情形不导致在开始时刻就停止活动，而是

如同正确地接收了令牌帧后那样 FDL 将进入“ Check_Token_Pass ”状态。仅仅在令牌帧被重传输（由于 NS 无反应）后且监视结果为不正确时,FDL 才停止它在逻辑令牌环中的活动，进入“ Listen_Token ”状态并通知管理（FMA 1/2）。

当 GAP 更新时间已经期满，但仍有可用的令牌持有时间 T_{TH}时，在传送令牌之前，如有必要 FDL 将试图记录一个可能的新站在 GAP 中，以便将它包括在逻辑令牌环中。为此目的，FDL 传输一个“ Request FDL Status ”并进入“ Await_Status_Response ”状态。然后，如果一个新主站的应答是它要求包括在逻辑令牌环中，则 FDL 将传送令牌给此站。在令牌被成功地传送后，则它自身的 GAP 将缩短到这个新主站。

如果状态请求的回答是一个新的从站或不要求进入逻辑令牌环的主站，则该站被登入 GAPL。如果一个现存的站不回答，甚至在重试后仍不回答，则此站将被从 GAPL 中删除，即标记它为未使用的地址。

如果在 GAP 维护期间没有新的主站回答，则 FDL 将传送令牌给它的初始的 NS 并进入“ Check_Token_Pass ”状态。仅当知道无后继者，即在此刻 FDL 是总线上唯一活动的站时，它将传送令牌给它自己，然后再进入“ Use_Token ”状态。

Check_Token_Pass

在“ Check_Token_Pass ”状态下，FDL 为了等待它已经传送令牌给它的那个站的响应而等待一个时隙时间，这个等待时间用于令牌帧接收之间的延时和确保传输被寻址站的响应。

如果 FDL 在时隙时间内发现一个有效帧首，则 FDL 认为令牌传送是成功的。将处理此帧，如同它在“ Active_Idle ”状态中被接收一样，即 FDL 将进入此状态。

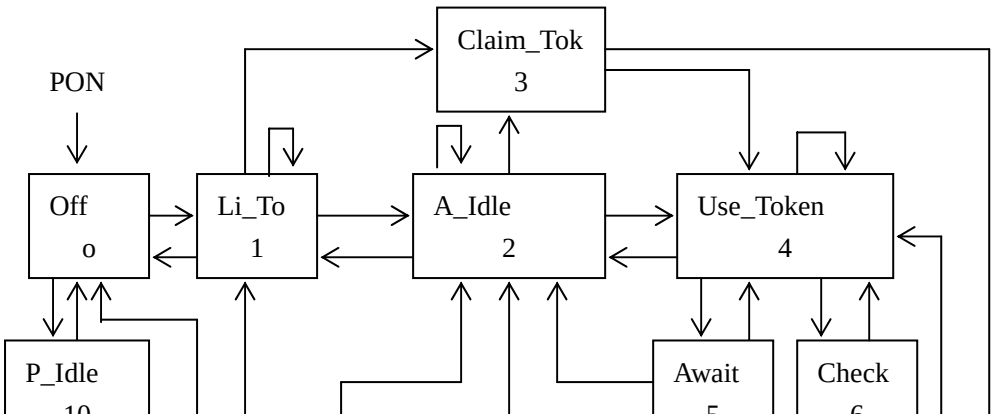
如果在时隙时间内发现一个无效的帧，则 FDL 认为另一个站是活动的，因此也进入“ Active_Idle ”状态。

如果在一个时隙时间内 FDL 未接收到任何帧，则 FDL 将再进入“ Pass_Token ”状态，其反应如同 4.1.1.1 中的描述。

Await_Status_Response

在初始化或 GAP 维护期间指出无后继者后，FDL 从“ Pass_Token ”状态进入此状态。在此状态下，FDL 为了获得一个应答帧而等待一个时时隙时间。如果无任何帧被接收或接收了一个有缺陷的帧，则 FDL 再进入“ Pass_Token ”状态，以便重复请求或者传送令牌给它自己或它的后继者。

如果 FDL 接收到任何其他帧而不是应答帧（这指出可能有多个令牌存在），则 FDL 进入“ Active_Idle ”状态。



注释：PON：Poweron/Reset FDL

0：offline	5：Await_Data_Respones
1：Listen_Token	6：Check_Access_Time
2：Active_Idle	7：Pass_Token
3：Claim_Token	8：Check_Token_Pass
4：Use_Token	9：Await_Status_Response
	10：Passive_Idle

图 2．FDL 状态图

4.1.6 FDL 初始化

在通电（PON）后，主站和从站的 FDL 控制器将进入“offline”状态。在此状态中，FDL 控制器不接收从总线来的任何信号（帧）也不向总线传送任何信号（帧）。

如果为了正确的协议处理已经设定了运行参数（FDL 变量）（见第三部分，5.2.3，设定 FDL 值），FDL 控制器仅能从“offline”状态进入“Passive_Idle”状态或“Listen_Token”状态。下列运行参数将由管理（FMA 1/2）提供：

表 2．运行参数

编 号	名 称
1	站地址 TS
2	数据发送速率（波特率：kbit/s）

3	单介质／冗余介质有效
4	硬件和软件版本
5	时隙时间 T_{SL}
6	最小站延迟时间 min T_{SDR}
7*)	最大站延迟时间 Max T_{SDR}
8*)	发送器失败／中继器切换时间 T_{QUI}
9*)	建立时间 T_{SET}
10*)	目标轮转时间 T_{TR}
11*)	GAP 修正因子 G
12*)	主站进入／离开逻辑环
13*)	最高站地址（HSA）
14*)	最大重试次数（max_retry_limit）
*)仅对主站适用	

4.1.7 定时器操作

如下的时间 T 按位（bit）计量。因此，以秒（S）为单位的时间 t 将被分为位时间 t_{BIT}。

位时间（Bit Time）t_{BIT}：

传输 1 位时所耗用的时间是位时间 t_{BIT}.它等于传输速率的倒数值：

t_{BIT}=1／传输速率（bit/s）　　(2)

同步时间(Syn Time)T_{SYN}：

同步时间 T_{SYN}是每个站在可以接收一个主动帧（请求或发送／请求帧）或令牌帧的开头之前应该从传输介质接收到空闲（idle）状态（idle=二进数“1”）所需要的最小时间段。同步时间等于：

T_{SYN}=33 bit　　(3)

同步间隔时间(Syn Interval Time)T_{SYNI}

同步间隔时间 T_{SYNI} 用于监控两个连续的同步时间或两个接收器同步之间最大允许的时间间隔。这个时间由两个完整的报文循环组成，每个报文循环包括两个最大长度的帧和相关的同步时间。在其中某一个同步时间中，允许传输的扰动。

T_{SYNI}=2×（2×（33 bit+255×11 bit））+33 bit=11385 bit　　(4)

站延迟时间(Station Delay Time)T_{SDR}：

站延迟时间 T_{SDR}是传输或接收一个帧的最后一位到传输或接收后一个帧的第一位（相对于传输介质，即包括线接收器和发送器）所耗用的时间。定义如下三种站延迟：

1).发起方（传输主动帧或令牌帧的站）的站延迟：

$\mathbf{T_{SDI}} = t_{SDI}/t_{BIT}$　　(5)

2).响应方（应答或回答的站）的最小站延迟：

$\mathbf{min\ T_{SDR}} = \min t_{SDR}/\mathbf{t}_{BIT}$　　(6)

3).回答方的最大站延时：

$$\mathbf{max\ T_{SDR}} = \max t_{SDR}/t_{BIT} \qquad (7)$$

当传输的 NRZ 信号进入不同的信号编码时，关闭发送器（在发起方）后，如果发送器失效时间大于 T_{SDR}，应将此失效时间考虑进去。在静止时间 T_{QUI} 内，将禁止帧的传输和接收。当使用自控制中继器时，也应将它的 T_{QUI} 考虑进去。对于 T_{QUI}：

$$\mathbf{T_{QUI}} < \min T_{SDR} \qquad (8)$$

为了满足条件（8），延长 T_{SDR} 是必要的。

准备时间(Ready Time)T_{RDY}：

一个主站在传送了一个请求后，在准备时间 T_{RDY} 内，将准备接收一个应答或回答。准备时间定义如下：

$$\mathbf{T_{RDY}} < \min T_{SDR} \qquad (9)$$

为了满足这个条件，延长 T_{SDR} 是必要的。

当传输的NRZ信号进入不同的信号编码时,在关闭发送器时的静止时间也应考虑进去。在这个时间之前，将不启动接收器：

$$\mathbf{T_{QUI}} < T_{RDY} \qquad (10)$$

为了满足这项条件，相应地延长 T_{RDY} 和 T_{SDR} 是必要的。

安全余量(Safety Margin) T_{SM}：

如下的时间段被定义为安全余量 T_{SM}：

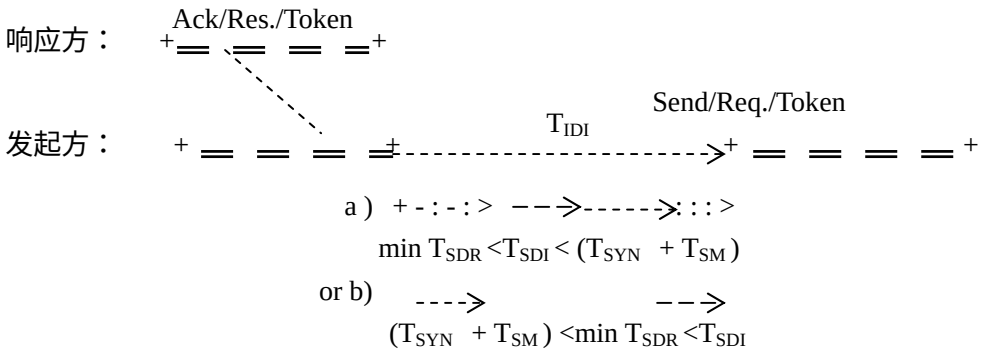
$$\mathbf{T_{SM}} = 2\ bit + 2\times T_{SET} + T_{QUI} \qquad (11)$$

T_{SET} 是建立(set_up)时间，这个期限是从一个事件发生（例如，中断：最后一个字节发送或同步时间期满）直到必要的响应被执行（例如，开始同步时间或启动接收器）为止：

$$T_{SET} = t_{SET}/t_{BIT} \qquad (12)$$

空闲时间(Idle Time)T_{ID}：

空闲时间 T_{ID} 是在发起方上的限期时间，即在接收一个帧的最后一位（在总线接收器上测量到的）后（在传输介质上 idle 等于二进数“1”），直到一个新帧的第一位在介质（包括线发送器）上被传输所经过的时间。空闲时间也是传输一个无需应答帧的最后一位和传输下个帧的第一位之间的限期时间。此空闲时间至少是同步时间加安全余量 T_{SM}（见图 3.和图 4.情形 a)）。在高传输速率（见图 3.和图 4.情形 b）和 c)）时，同步时间非常短，因此站延迟变为重要的，且将考虑进去。有两种不同的空闲时间。在一个应答、回答或令牌帧之后，空闲时间定义如下：



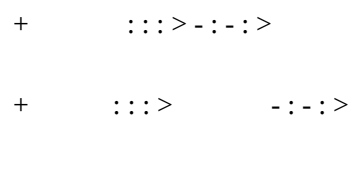
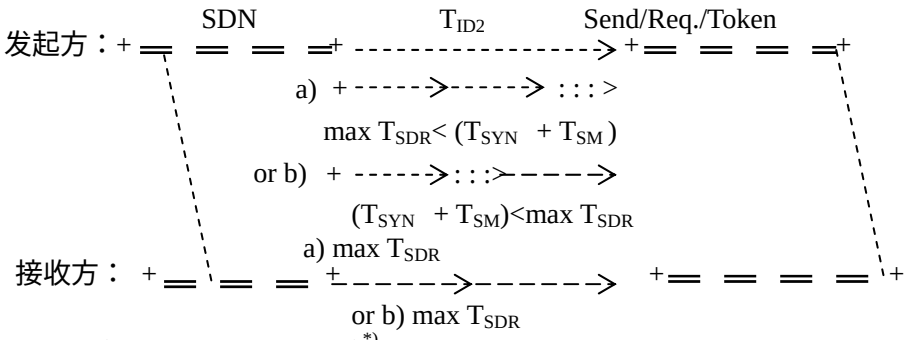


图 3. 空闲时间 T_{ID1}

因为系统的动态性，定义参数 min T_{SDR} 是最短值，但必须选择它大于准备时间 T_{RDY}。如果在 T_{SET} 值的范围内，不能达到必要的延迟时间，则 min T_{SDR} 应该更大一些。

在一个不需应答的主动帧（无应答要求的发送数据，SDN）之后，此空闲时间定义为：



$$\mathbf{T_{ID2}} = \max\left(T_{SYN} + T_{SM}, \max T_{SDR}\right)^{*)} \qquad (14)$$

*)这二个值中的最大者

图 4. 空闲时间 T_{ID2}

传输延迟时间(Transmission Delay Time)T_{TD}：

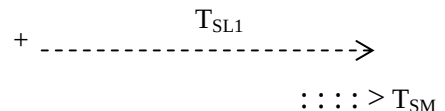
传输延迟时间是当一个帧被传输时在发送器和接收器之间的传输介质上经过的最大时间。如果必要，中继器的延迟时间应考虑进去。传输延迟时间定义如下：

$$\mathbf{T_{TD}} = t_{TD}/t_{BIT} \qquad (15)$$

例如在没有中继器，线长度为 200m，t_{TD} 约为 1μS，波特率为 500Kbit/S 时，T_{TD}=0.5 bit。

时隙时间（Slot Time）T_{SL}：

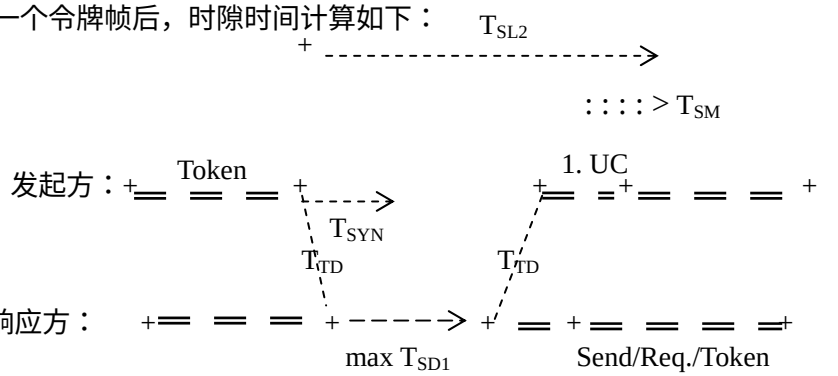
时隙时间 T_{SL} 是发起方在传输了主动帧（包括线发送器）的最后一位之后等待接收立即应答或回答的第一个帧字符（见 4.5.1，UART 字符，1 UC=11 bits）所需要的最大时间。



此外，T_{SL} 是发起方在传输了一个令牌帧后等待令牌接收器的第一个帧字符所需要的最大时间。理论上有两种不同的时隙时间。在一个主动帧（请求或发送／请求）后，时隙时间计算如下：

图 5. 时隙时间 T_{SL1}

在一个令牌帧后，时隙时间计算如下：



$$\mathbf{T_{SL2}} == 2 \times T_{TD} + \max T_{ID1} + 11\ \text{bit} + T_{SM} \quad (17)$$

图 6. 时隙时间 T_{SL2}

为了简化实现，在系统中使用这两个时隙时间中的较长的一个。这样做不会影响系统响应时间，如此，时隙时间是一个纯监控时间。

$$\mathbf{T_{SL}} = \max (T_{SL1}, T_{SL2})^{*)} \quad (18)$$

*)选择这两个值中的较大者

超时时间（Time_out）T_{TO}：

超时时间 T_{TO} 用于监视主站和从站的总线活动性和空闲时间。监视开始于 PON 之后，此时立即处在“ Listen_Token ”或“ Passive_Idli ”状态，或开始于接收到一个帧的最后一位之后。监视结束于接收到后继帧的第一位之后。如果空闲时间达到 T_{TO}，则认为总线不活动（错误，如丢失令牌）。超时时间被定义如下：

$$\mathbf{T_{TO}} = 6 \times T_{SL} + 2 \times n \times T_{SL} \quad (19)$$

对于主站：n=站地址（0 到 126）

对于从站：n=130，不依赖于它的站地址。

第一项保证在两个帧之间最大可能的空闲时间有足够的差。第二项确保在一个错误发生后，在同一时刻，不是所有主站申请令牌。

GAP 更新时间(GAP Update Time)T_{GUD}：

GAP 更新时间 T_{GUD} 用于主站初始的 GAP 维护。在 GAPL 第一次生成后，更新 GAP 映象在每个区段 T_{GUD} 后被周期性的初始化。如果在正常的报文循环后仍有可用的令牌持有时间，则初始化在下一次可能的令牌接收时发生，或初始化在后一个令牌持有期间发生。GAP 更新时间是目标轮转时间 T_{TR} 的倍数，定义如下：

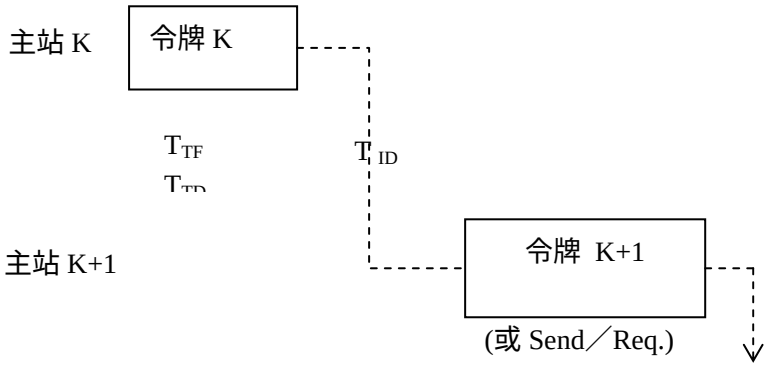
$$\mathbf{T_{GUD}} = G \times T_{TR} \qquad 1 \le G \le 100 \qquad (20)$$

T_{TR} 是预定义的目标轮转时间（见 4.1.1.4）。

4.2 循环和系统响应时间

4.2.1 令牌循环时间(Token Cycle Time)

在多主站的系统中，总线基本负载是由介质存取控制（令牌帧）而产生的总线负载而不是由正常报文循环而产生的总线负载，它由令牌循环 TC 决定。每个令牌轮转的全部基本负载等于 na（主站个数）个令牌循环。令牌循环时间 T_{TC} 由令牌帧时间 T_{TF}，传输延时时间 T_{TD} 和空闲时间 T_{ID} 组成。T_{ID} 等于站延迟时间 T_{SD} 或同步时间 T_{SYN}。T_{TC} 用位来计算：



令牌循环时间 T_{TC}

$$\mathbf{T_{TC}} = T_{TF} + T_{TD} + T_{ID} \qquad (21)$$

图 7. 令牌循环

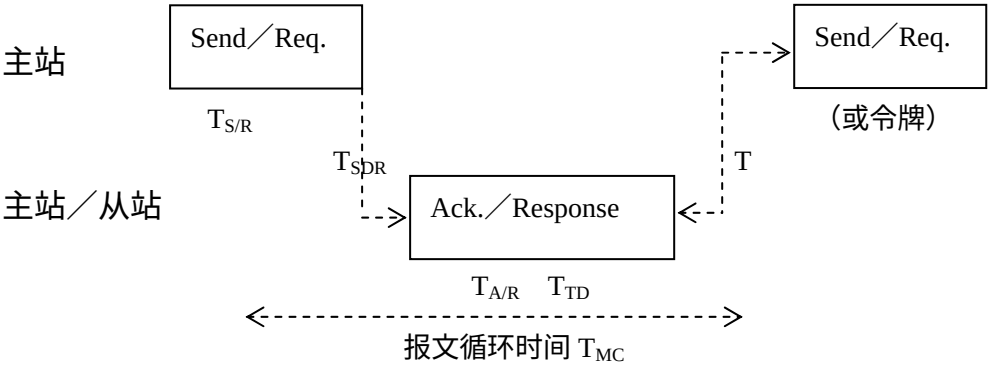
令牌帧时间 T_{TF} 由帧字符 UC（UART 字符）的个数决定。一个帧字符由 11 个位组成（见 4.5.1），因此令牌帧总共由 33 位组成。传输延迟时间取决于总线长度（不带中继器时，约 5 毫微秒／米），事实上它总是小于其他时间。空闲时间 T_{ID} 是在两个令牌帧之间花费的时间，它包括令牌接收器的站延迟间 T_{SDI}，如果同步时间 T_{SYN} 与 T_{SM} 之和大于 T_{SDI} 时，则 T_{ID} 是 $T_{SYN}+T_{SM}$（见 4.1.7）。这主要发生在低传输速率时（<100 kbit/s）。

4.2.2 报文循环时间(Message Cycle Time)

一个报文循环 MC 由主动帧（请求或发送／请求帧）和回答帧（应答或回答帧）组成。循环时间由帧传输时间、传输延迟时间和站延迟时间组成。

站延迟时间 T_{SDR} 是在请求与应答／回答之间消耗的时间，这个时间对编码请求帧和组装应答／回答帧是必须的。它取决于在此站的协议实现，且实质上它总是大于传输延迟时间。

空闲时间 T_{ID} 是在应答／回答与新的请求之间耗费的时间，它也包括站延迟时间 T_{SDI}（见 4.1.7）。然而，如果 $T_{SYN}+T_{SM}>T_{SDI}$，则 T_{ID} 应使用 $T_{SYN}+T_{SM}$。



$$\mathbf{T_{MC}} = T_{S/R} + T_{SDR} + T_{A/R} + T_{ID} + 2\times T_{TD} \qquad (22)$$

图 8. 报文循环

在传输速率<100 kbit/s 时，帧的编码和评估可以部分地与它们的接收并行。这样，站延迟时间显著地缩短。

帧传输时间（$T_{S/R}$，$T_{A/R}$）取决于帧字符（UC）个数。它们按下列公式计算：

$T_{S/R}$=a×11 bit，a 是发送／请求帧中的 UC 字符个数。

$T_{A/R}$=b×11 bit，b 是应答／回答帧中的 UC 字符个数。

例，对请求帧 a=6 时，

$T_{S/R}$=6×11 =66 Bit

对回答帧（50 个 8 位位组 DATA_UNIT）b=59 时，

$T_{A/R}$=59×11=649 bit

4.2.3 系统反应时间(System Reaction Times)

在系统中，报文速率 R_{SYS} 等于每秒可能的报文循环数：

$$\mathbf{R_{SYS}} = 1 / t_{MC}\text{；} \qquad t_{MC}=T_{MC}\cdot t_{BIT} \qquad (23)$$

在具有一个主站，n 个从站（主从系统）的系统中，在纯轮询方式下的最大系统响应时间 T_{SR} 用报文循环时间和从站数来计算。如果考虑报文重试的话，则 T_{SR} 按下列公式计算：

$$\mathbf{T_{SR}} = np\times T_{MC} + mp\times RET\ T_{MC} \qquad (24)$$

其中，np　从站个数

mp　每个轮询循环中报文重试循环次数

RET T_{MC} 报文重试循环时间

在具有若干个主站和从站的系统中，最大系统反应时间等于目标轮转时间：

$\mathbf{T_{SR}} = T_{TR}$（见 4.1.1.4）　　(25)

4.3 出错控制步骤

总线协议出错，如帧出错、超时运行出错、奇偶校验出错和传输协议出错，如有缺陷的开始定界符、帧检查字节和结束定界符、无效的帧长度、响应次数等，都引起如下的站反

应：

被某站不正确地接受的一个主动帧（请求，发送／请求或令牌），将不被处理、应答或回答。在此时隙时间期满后，发起方将重试此请求。如果应答或回答有错误，则还将重试此请求。仅在接收到一个有效回答或重试（多次）不成功（见 4. 1.6，运行参数）后，则发起方才算完成了此请求。这就意味着“发送／请求”一直保持到回答方确认为止。

它正确接收到的应答或回答或重试表明是不成功的。同样地，仅当接收到一个新的有不同帧计数位的请求或另一个站被寻址（见 4.7.3,FCB）时，回答方将终止“请求”或“发送／请求”。

在循环或非循环方式下，如果一个站在重试（多次）之后不应答或不回答，则它被标记为“不运行的”。在处理后继的请求时，发起方传输请求给此站，但不重试（多次），直到此站正确应答或回答为止。在得到肯定回答后，发起方再标记此站为“运行的”。在处理下一次请求时，发起方对此站继续最初的操作方式。

4.4 定时器和计数器

为了测量令牌轮转时间和实现监控定时器，如下的定时器是必须的：

令牌轮转定时器（Rotation Timer），空闲定时器（Idle Timer），时隙定时器（Slot Timer），超时时间定时器（Time_Out Timer），同步间隔定时器（Syn Interval Timer）和 GAP 更新定时器（Update Timer）。

令牌轮转定时器：当一个主站接收到令牌时，此定时器即装入目标轮转时间 T_{TR} 并按位时间递减。当此站再接收到令牌时，此定时器值（剩余时间或令牌持有时间 T_{TH}）被读出，且此定时器再装入 T_{TR}。实际轮转时间 T_{RR} 为 T_{TR}-T_{TH}。如果在 T_{RR}<T_{TR} 的情况下，可以处理低优先权报文循环。

空闲定时器：此定时器监视空闲状态（二进制“1”），在总线上紧接着是同步时间。在每个请求前面的同步时间对保证接收器的同步是必要的。在传输或接收了一个帧的最后一位之后，从站的空闲定时器和不带令牌的主站的空闲定时器用 T_{SYN} 装入，然后按位时间递减。在此定时器期满后，接收器被立刻起动。带令牌的主站的空闲定时器根据数据传输服务用 T_{ID1} 或 T_{ID2}（见 4.1.7）装入。仅当空闲定时器期满后，一个新的请求或令牌帧才可被传输。当信号电平是二进制“0”时，空闲定时器总是被再装入。

时隙定时器：主站中的时隙定时器在一个请求或令牌传送后监视接收站在预先规定的时间 T_{SL}（时隙时间）内是响应或是变成活动的。一个帧的最后一位传输后，此定时器装入 T_{SL}，然后当接收器被起动后立即按位时间递减。如果在一个帧的第一位被接收前此定时器期满，则一个错误发生了。然后开始一个重试或一个新的报文循环。

超时定时器：此定时器监视在主站和从站上总线的活动性。在传输或接收到一个帧的最后一位后，定时器用几倍的 T_{SL} 装入，然后按位时间递减（见 4.1.7），直至接收一个新的帧为止。

如果定时器期满，则出现了致命的错误。对主站而言，这样的错误致使主站重新初始化。从站和主站的 FMS 1/2 用户接受一个超时通知（见第三部分，4.2.3.3）。

同步间隔定时器：主站和从站使用此定时器监视传输介质在 T_{SYNI} 时间内是否产生接收器同步（T_{SYN}，空闲状态，idle=二进制“1”）。每次接收器被同步，此定时器装入 T_{SYNI}（见 4.1.7）。从一个帧的开头（第一个开始位），此定时器按位时间递减直到出现一个新 T_{SYN}。如果此定时器期满，则在传输介质上发生一个错误，例如始终在“0”(Stuck at “0”)或恒定在“0”/“1”边缘。因此通知 FMA 1/2 用户（见第三部分，4.2.3.3）。

GAP 更新定时器：仅主站需要此定时器。它的期满指出 GAP 维护的时刻。在一个完整的 GAP 检查后（这可能要经过若干个令牌轮转（分段；见节 4.1.1.2)），此定时器装入目标轮转时间 T_{TR}（见 4.1.7）的倍数。

当主站进入“ Listen_Token ”状态时，空闲定时器装入 T_{SYN}，超时定时器装入 T_{TO}，同步间隔定时器装入 T_{SYNI}，其他的定时器被清零。当从站进入“ Passive_Idle ”状态时，超时定时器装入 T_{TO}，同步间隔定时器装入 T_{SYNI}。

为了安装和维护，下列成对定义的计数器（FDL 变量）是可选的：

对主站：

· 为传输帧用的计数器（Frame_Sent_Count，对请求帧)。对 SDN 服务和 FDL 状态除外。

· 为传输帧重试用的计数器（Retry_Count)。

对从站和主站：

· 为接收有效开始定界符用的计数器（SD_Count)。

· 为接收无效开始定界符用的计数器（SD_error_Count)。

当站进入“ Listen_Token ”或“ Passive_Idle ”状态时，这些计数器被清零并起动。如果一个计数器达到它的最大值（见第三部分，5.2.3.2“ 附加 FDL 变量 ”表)，则此计数器和相关的比较计数器即停止计数。当清零一个计数器时，其相关的比较计数器也被清零，然后它们再起动。FMA 1/2 用户用设定／读取值 FMA 1/2 服务（第三部分，4.2）存取这些计数器。

对于站而言，多个计数器（统计）是允许的（可选，见第八部分)。

4.5 帧结构

4.5.1 帧字符（UART 字符）

每个帧由若干个帧字符（即 UART 字符）组成。UART 字符（UC）是为了实现异步传输的起停字符，其结构如下：

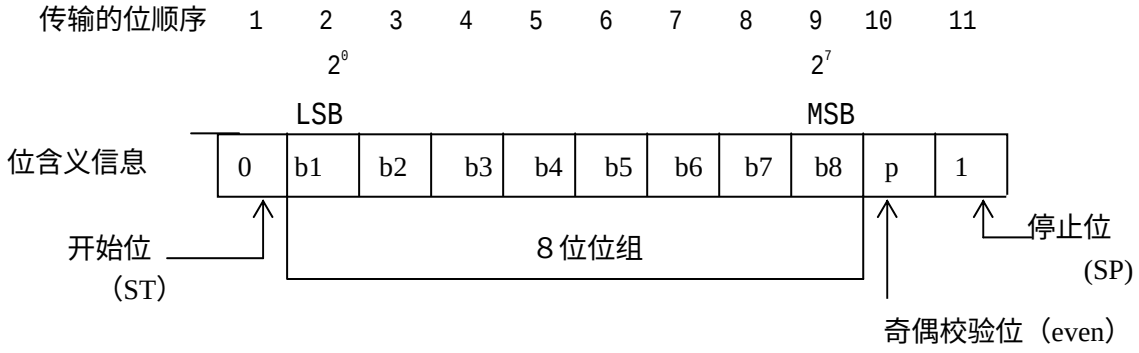


图 9. UART 字符

UART 字符表达法基于如下标准：ISO 1177，ISO 2022.

传输规则

每个 UART 字符由 11 个位组成：一个开始位（ST)，它总是为二进制“ 0 ”；8 个信息位（I)，它们可以是二进制“ 0 ”或“ 1 ”；一个奇偶校验位（P)，它是二进制“ 0 ”或“ 1 ”和一个停止位（Sp)，它总是为二进制“ 1 ”。

4.5.2 位同步

接收器的位同步总是从开始位下降沿开始，即从二进制“ 1 ”转换为二进制“ 0 ”时。开始位和后继的各位在一个位时间内被扫描。在此位时间内，开始位应为二进制“ 0 ”，否则

同步失败并被停止。UART 字符的同步终止于处于二进制“ 1 ”的停止位。如果停止位被二进制“ 0 ”代替了，则发出同步错或 UART 字符错并报告，且等待下一个开始位的前沿（上升沿）。

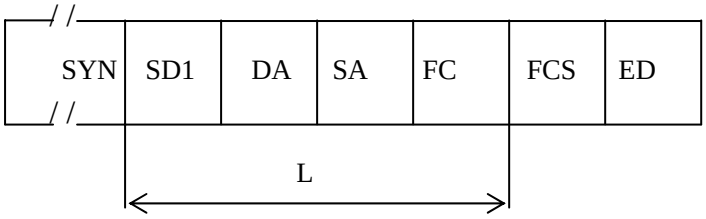
对传输和接收而言，标称传输速率的最大误差允许±0.3%（见第二部分 4.1.1，数据传输速率）。

4.6 帧格式

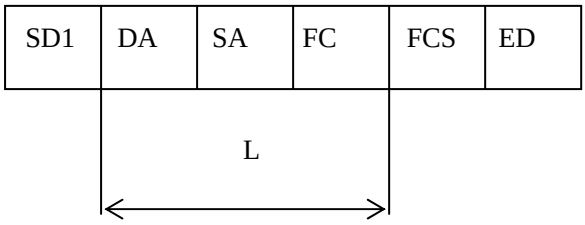
以下条目中的图不展示顺序（请求→应答或回答），但相同类型的帧格式（Hd=4，带／不带数据字段的固定长度和可变长度），如主动帧，允许跟随不同的应答或回答帧（见 4.8）。

4.6.1 无数据字段的固定长度的帧

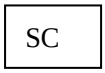
A).请求帧的格式：



B).应答帧的格式：



C).短应答帧的格式：



其中：SYN　同步时间，最小 33 个线空闲位
SD1　开始定界符，值：10H
DA　目的地址
SA　源地址
FC　帧控制
FCS　帧检查顺序
ED　结束定界符，值：16H
L　信息字段长度，固定的八位位组个数：L=3
SC　单一字符，值：E5H

图 10. 无数据字段的固定长度的帧

传输规则

1. 线空闲状态相当于信号电平为二进制“ 1 ”。
2. 每个主动帧之前应该至少有 33 个线空闲位（同步时间）。
3. 在帧的 UART 字符之间不允许空闲状态。
4. 接收器检查：

   每个 UART 字符：开始位，停止位和奇偶校验位（even）；每个帧：起始定界符，DA,SA,FCS 和结束定界符及在主动帧情况下的 SYN 时间。如果这些检查失败，则

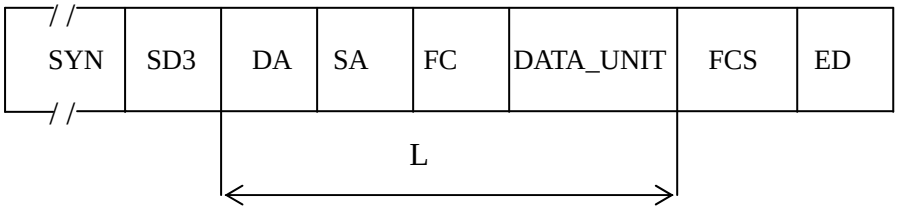
整个帧应废弃。

SC 和 SD1（以及 SD2 和 SD3，见 4.6.2.和 4.6.3）具有海明距离 Hd=4 并保证传输安全（见 IEC 870-5-1），即单字符 SC 好像是一个有 Hd=4 的帧。

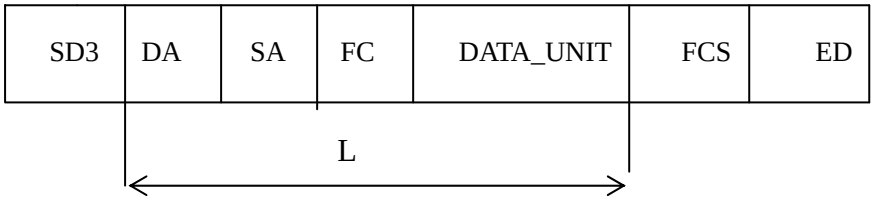
对仅需应答的请求（有应答要求的发送数据），SC 是一个允许的肯定应答。对需回答的请求（有回答要求的发送并请求数据），如果无数据提供，则 SC 是一个允许的否定应答（见表 3a, b7=0,.Code-No 9）。

4.6.2 有数据字段的固定长度的帧

A).发送／请求帧的格式：



B).回答帧的格式：



其中，SYN　　同步时间，最小 33 个线空闲位

SD3　　开始定界符，值：A2H

DA　　目的地址

SA　　源地址

FC　　帧控制

DATA_UNIT　数据字段，固定长度（L-3）＝8 个八位位组

FCS　　帧检查顺序

ED　　结束定界符，值：16H

L　　信息字段长度，固定的八位位组的个数：L=11

图 11. 有数据字段的固定长度的帧

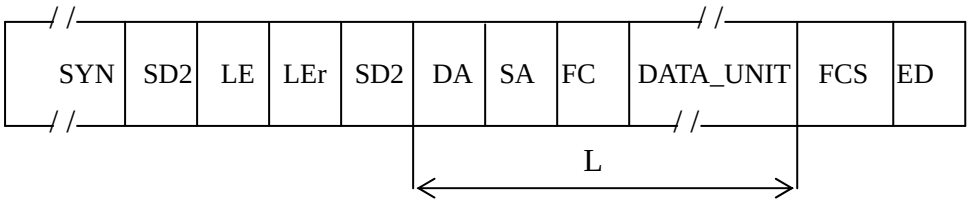
传输规则

传输规则与不带数据字段的固定长度帧的传输规则相同（见 4.6.1）。

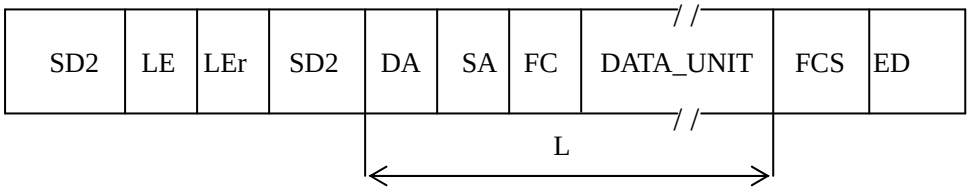
4.6.3 有可变数据字段长度的帧

对可变的数据八位位组数，此长度也应在帧中传输。长度信息两次包含在帧开始的固定的帧首部中。如此，它用 Hd=4 保护并防止丢失。

A).发送／请求帧的格式：



B).回答帧的格式：



其中，SYN　　同步时间，最小 33 个线空闲位
SD2　　开始定界符，值：68H
LE　　八位位组长度，允许值：4 到 249
LEr　　重复的八位位组长度
DA　　目的地址
SA　　源地址
FC　　帧控制
DATA_UNIT　数据字段，可变长度（L-3），最大 246 个八位位组
FCS　　帧检查顺序
ED　　结束定界符，值：16H
L　　信息字段长度，可变的八位位组数：L=4 到 249

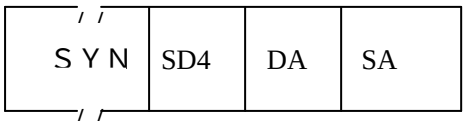
图 12. 有可变数据字段长度的帧

传输规则

传输规则与不带数据字段的固定长度帧的传输规则相同（见 4.6.1）。

对规则 4 附加规定：LE 应相等于 LEr；信息八位位组数应从目的地址（DA）开始计算到帧检查顺序（FCS）为止（不含 FCS），而且此结果应与 LE 作比较。

4.6.4　令牌帧



其中，SYN　　同步时间，最小 33 个线空闲位
SD4　　开始分界符，值：DCH
DA　　目的地址
SA　　源地址

图 13. 令牌帧

传输规则

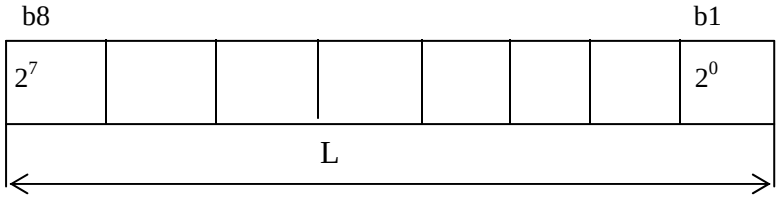
1. 线空闲状态相当于信号电平为二进制“ 1 ”
2. 每个令牌帧之前应该至少有 33 个线空闲位（同步时间）
3. 在帧的 UART 字符之间不允许空闲状态
4. 接收器检查：

   每个 UART 字符：开始位，停止位和奇偶校验位（even）；每个帧：同步时间，开始定界符和 DA/SA。如果此检查失败，则整个帧应废弃。

4.7 长度，地址，控制和检验八位位组

4.7.1 长度八位位组（LE,LEr）

两个等值的长度八位位组位于可变格式的帧首部，它包括在帧实体中的信息字节数。它们包含：DA,SA,FC 和 DATA_UNIT。此值复盖范围 4 到 249，所以在帧的 DATA_UNIT（见 4.7.5）中最大允许传输 246 个字节。值小于 4 是不允许的，因为一个帧至少应包含 DA,SA,FC 和一个数据字节。最长的帧包含 255 个字节。

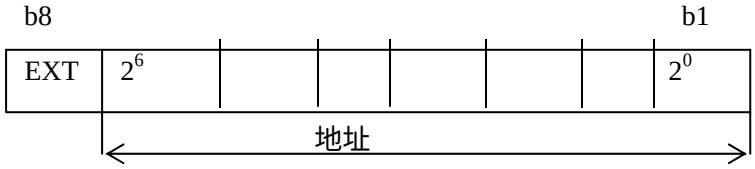


L = 4 到 249

图 14. 长度八位位组编码

4.7.2 地址八位位组（DA/SA）

在帧首部（主动、应答和回答帧）的这两个地址八位位组包含目的站（DA）地址和源站（SA）地址。对令牌帧，在开始定界符后面仅包含这两个地址八位位组。



DA = 0 到 127；SA = 0 到 126

图 15. 地址八位位组编码

地址 127（b1 到 b7＝1）作为广播和群播通信的全局地址（帧对所有的站或用服务存取点选择的一组站；仅在无应答要求的发送数据 SDN 时允许）。

这样，127 个站地址（0 到 126）可提供给从站和主站，其中主站占有的地址最好不超过 32 个。对于时间要求不精确的应用，可选地允许最多到 127 个主站。当只需要一个主站时，则最多有 126 个地址可以提供给从站。

主动帧的地址字节将在应答帧或回答帧中发送返回，即应答帧或回答帧的 SA 包含主动帧的目的地址，而 DA 包含主动帧的源站地址。

地址扩展（EXT）：

在有 DATA_UNIT 的帧中，EXT 位（扩展）指示目的和／或源地址扩展（DAE,SAE），它在 DATA_UNIT 中紧跟在 FC 字节之后。它区分存取地址（链服务存取点，LSAP，见 4.7.2.2）和区域／段地址。两种地址类型也可能同时发生，因此每个地址扩展还包含一个 EXT 位（见图 17，b^8 位）。

主动帧的地址扩展将在回答帧中镜象返回。

EXT=0：在 DATA_UNIT 中无地址扩展

EXT=1：在 DATA_UNIT 中有地址扩展

EXT=1

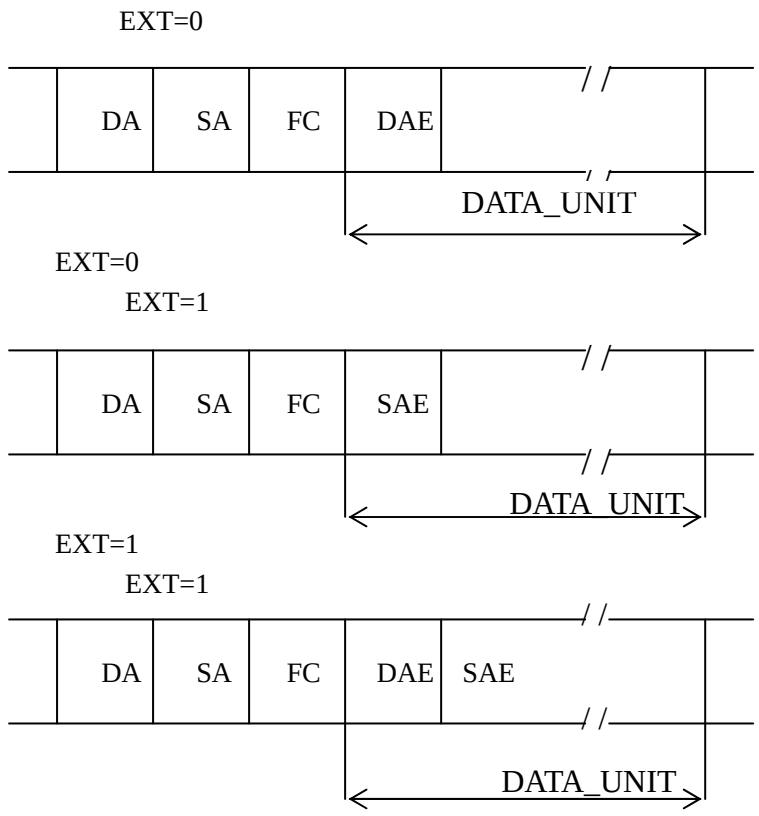
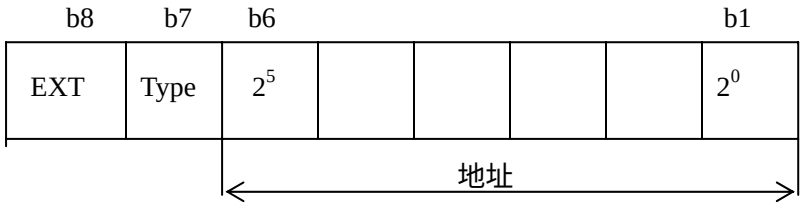


图 16. 在帧中的 DAE/SAE 八位位组



b7 指示类型：

0　6 位链服务存取点（LSAP）：DAE=0 到 63；SAE=0 到 62

1　6 位区域／段地址，对于用网桥实现的分层总线系统必须确定值范围。

b8（EXT）指示附加的地址扩展：

0　无附加的地址扩展字节

1　一个附加的地址扩展字节以相同的结构紧跟之后，如下的次序是有效的：
第一个字节：带 b7=1,b8=1 的区域／段地址
第二个字节：带 b7=0,b8=0 的 LSAP

图 17. 地址扩展八位位组

4.7.2.1　地址校验

接收器检查帧中的目的地址信息。用 TS 按如下规则寻址它自己：

· 在此帧中不存在区域／段地址（DA[b8=0]或 DAE[b7=0]），它仅检查此 DA 的有效性。

· 在此帧中存在区域／段地址（DAE[b7=1]），它将检查此 DA 和 DAE 的有效性。接收器的 TS 不包括区域／段地址，于是帧计数不寻址此接收器。

4.7.2.2　链路服务存取点（LSAP）

在 FDL 用户－FDL 接口（见第五部分）上，一个数据传输服务（或若干个）通过一个链服务存取点（LSAP）来处理。在同一时间，允许在主站和从站中有若干个 LSAP。在此情况

下，相关的 LSAP 将与报文一道传输。

对 LSAP 的传输可提供地址扩展 DAE 和 SAE。源服务存取点（SSAP）表示本地用户到此 FDL 的存取地址，它在 SAE 字节中被传输。目的服务存取点（DSAP）表示远程用户到此 FDL 的一个或多个存取地址，它在 DAE 字节中被传输。SSAP 值从 0 到 62，而 DSAP 值可从 0 到 63 间选取，DSAP 值 63（DAE b1 到 b6=1）表示全局存取地址。此 DSAP 仅对发送数据服务“ SDA ”和“ SDN ”允许（见第三部分，4）。

如果由于帧有效性原因，此 LSAP 的传输被省略了，则此数据传输服务通过缺省 LSAP（Default LSAP）被处理。在这种情况下，所有主动帧未带 SAE 而传输。所有被正确接收的不带 DAE 的应答帧或回答帧返回给此缺省 LSAP。在 FDL 用户－FDL 接口（见第三部分，4.1）上，此缺省 LSAP 是必须的且用值 NIL 寻址。

4.7.3 控制八位位组（FC）

在帧头部的控制八位位组指出帧的类型，如主动帧（请求帧，发送／请求帧），应答帧或回答帧。此外，控制八位位组包含功能和防止报文丢失和增多的控制信息或带有 FDL 状态的站类型。

<table>
<tr><th>b8</th><th>b7</th><th>b6</th><th>b5</th><th colspan="2">b4 b1</th></tr>
<tr><td rowspan="2">Res</td><td>1
Frame
0</td><td>FCB</td><td>FCV</td><td colspan="2">2^3 2^0
Function</td></tr>
<tr><td colspan="2">Stn-Type</td><td colspan="2"></td></tr>
</table>

Res:保留（发送方将被设置为二进制“ 0 ”，接收方不必解释）

Frame：帧类型： 1 请求帧，发送／请求帧

0 应答帧，回答帧

b7=1：

FCB 帧计数位：0/1，交替

FCV 帧计数位有效：

0 FCB 的交替功能无效

1 FCB 的交替功能有效

b7=0：

Stn-Type：站类型和 FDL 状态

b6 b5 位位置

0 0 从站

0 1 未准备进入逻辑令牌环的主站

1 0 准备进入逻辑令牌环的主站

1 1 已在逻辑令牌环中的主站

Function：见表 3a.

图 18．FC 八位位组编码

表 3a. 传输功能码

码号	功　　能	格式所在条目
	帧类型 b7=1	
0.1.2	保留	
3	有应答要求的发送数据（低）	4.6.2/3A
4	无应答要求的发送数据（低）	……

5	有应答要求的发送数据（高）	……
6	无应答要求的发送数据（高）	……
7	保留（请求诊断数据）	
8	保留	
9	有回答要求的请求 FDL 状态	4.6.1A
10.11	保留	
12	发送并请求数据（低）	4.6.1/2/3A
13	发送并请求数据（高）	……
14	有回答要求的请求标识	4.6.1A
15	有回答要求的请求 LSAP 状态（Code No 14 和 15:FMA 1/2）	4.6.1./3A
	帧类型 b7=0	
0	应答肯定 （OK）	4. 6. 1. B*)
1	应答否定，FDL/FMA 1/2 用户错（UE）	4.6.1.B
2	应答否定，发送数据无源（且无回答 FDL 数据） （RR）	……
3	应答否定，无服务被激活 （RS）	……
4 到 7	保留	
8	回答 FDL/FMA 1/2 数据（低） （且发送数据 OK） （DL）	4.6.2.B, 4.6.3 B
9	应答否定，无回答 FDL/FMA 1/2 数据，（且发送数据 OK） （NR）	4.6.1 B*)
10	回答 FDL 数据（高） （且发送数据 OK） （DH）	4.6.2 B,4.6.3 B
11	保留	
12	回答 FDL 数据（低），发送数据无源 （RDL）	4.6.2B, 4.6.3B
13	回答 FDL 数据（高），发送数据无源 （RDH）	4.6.2B, 4.6.3B
14,15	保留	

b4 b1
编码号 0=0 0 0 0
编码号 15=1 1 1 1
( ) 服务原语中参数 L/M_Status 的值（见第三部分，4，1，3，及 4，2，3）
*) 帧等效于短应答 SC=E5H，例外如果 FDL 状态请求，无 SC

帧计数位

帧计数位 FCB（b6）用于防止响应方（responder）上信息的重复和发起方（initiator）上信息的丢失。但是，“ 无应答要求的发送 ”（SDN），“ 请求 FDL 状态 ”，“ 请求标识 ”和“ 请求 LSAP 状态 ” 不属此列。

为了管理可靠的顺序，发起方将为每一个响应方带一个 FCB。当一个主动帧（请求或发送／请求帧）被第一次或再次传送给现行标记为 “ 不运行 ” 的响应方时，则相关的 FCB 将明确地被设置。发起方用一个带 FCV=0 和 FCB=1 的主动帧来完成此项工作。响应方将这样的帧归类为第一报文循环并将 FCB=1 与发起方的地址（SA 和可选的 SAE [b7=1]）（见表 3b）一起存储。发起方不重复响应此报文循环。

如果响应方支持区域／段编址且请求帧包含有等同于自身的区域／段地址（DAE[b7=1]）的源区域／段地址（SAE[b7=1]），则响应方将一起存储 SAE[b7=1]和 SA。

在对同一响应方的后继主动帧中，发起方将设定 FCV=1 并将每个新的主动帧置入 FCB。当接收一个用 FCV=1 寻址到它自己的主动帧时，响应方将评估 FCB。在与相同发起方（相同的 SA 和可选的 SAE[b7=1]）的先前的主动帧比较中，更改的 FCB 被认为是先前报文循环的正确完成的确认。如果此主动帧来源于不同的发起方（不同的 SA 或不同的 SAE[b7=1]），则不评估此 FCB。在这两种情况下，响应方将存储此 FCB 和源地址（SA 和可选的 SAE[b7=1]）直到它接收到一个寻址到它自已的新帧为止。

如果一个应答帧或回答帧被丢失或有错误，则在重试时 FCB 将不被发起方改变；这就指出先前的报文循环有错误。如果响应方接收了一个具有 FCV=1 和与同一发起方（相同的 SA 和可选相同的 SAE[b7=1]）的前一个主动帧中相同的 FCB 时，将执行重试。结果此响应方将再传输处在准备状态的应答帧或回答帧。

响应方为了可能的重试，将保持准备好的先前的应答或回答帧，直到它得到上述的确认，或接收到一个带有变更地址（SA 或 DA 或可选的 SAE[b7=1]，或 DAE[b7=1]）的 Hd4-faultless 帧，或一个不需应答的发送数据帧（SDN），或令牌帧为止。

对于“不需应答发送数据”、“请求 FDL 状态”、“请求标识”和“请求 LSAP 状态”而言，FCV 和 FCB 都等于 0，故响应器对 FCB 不作分析。

表 3b. 在响应方中的 FCB，FCV

b6 FCB	b5 FCV	条 件	含 义	作 用

0　　0	DA=TS/127	不需应答的请求请求 FDL 状态／标识／LSAP-状态	上次应答或删除回答
0/1　0/1	DA≠TS	对其他响应方请求	上次应答或可被删除回答
1　　0	DA=TS	第一个请求	FCBM=1 SAM=SA*) 上次应答或删除回答
0/1　1	DA=TS SA=SAM FCB≠FCBM	新的请求	上次应答或删除回答 FCBM：=FCB 有应答或为重试准备回答
0/1　1	DA=TS SA=SAM FCB=FCBM	请求重试	FCBM=FCB 重复应答或回答和保持准备就绪
0/1　1	DA=TS SA≠SAM	新的发起方	FCBM：=FCB SAM：=SA*) 有应答或为重试准备回答
—　—	令牌帧	—	上次应答或回答可被删除。
	FCBM 存储的 FCB SAM　存储的 SA		

4.7.4　校验八位位组（FCS）

对海明距离 4 而言，检验八位位组 FCS 是需要的，在一个帧中它总是紧接在结束定界符之前。它的结构如下：

b8							b1
2^7							2^0

图 19. FCS 八位位组编码

在无数据字段的固定长度的帧（见 4.6.1）中，此校验八位位组将由计算 DA，SA 和 FC 的算术和获得，这里不包括起始和终止定界符，也不考虑进位。

在有数据字段的固定长度的帧（见 4.6.2）中和在有可变数据字段长度（见 4.6.3）的帧中，此校验八位位组将附加包含 DATA_UNIT。

4.7.5 数据字段（DATA_UNIT）

数据字段由一个字段地址字段和 FDL/FMA 1/2 用户的用户数据组成。地址字段包括 0 到最多 4 个地址扩展字节（见 4.7.2）。不带地址扩展的用户数据最多包括 246 字节。为数据

传输服务（见第三部分，4.1）的用户数据的定义和说明在本规范的第六部分中描述。

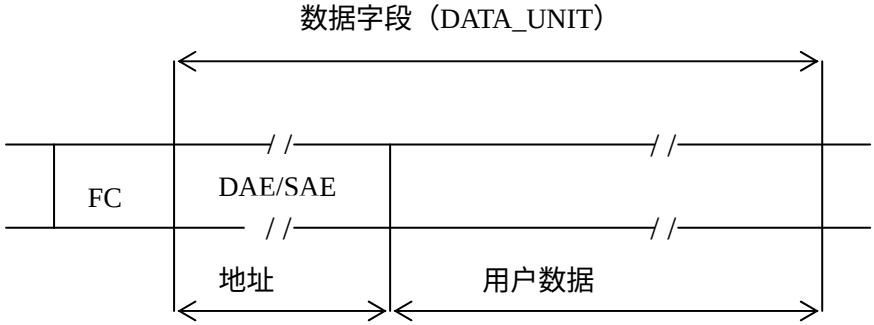
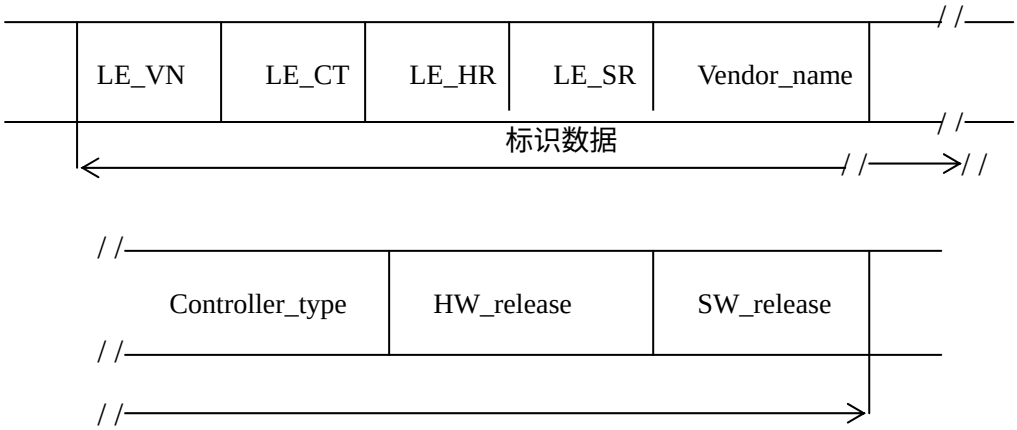


图 20. 数据字段

对远程管理服务“请求标识”和“请求 LSAP 状态”（见第三部分，4.2）定义下列用户数据：

标识用户数据：

标识用户数据包括站的 Ident_List。此表中有制造商名（Vendor_name），PROFIBUS 控制器类型（Controller_type）和硬、软件版本（Hw/Sw_release）。它最多由 200 字节组成：



LE_VN，LE_CT，LE_HR，LE_SR：

其中，每个一个八位位组。相应的数据字段长度（按八位位组）；

二元编码，含义如图 19。

Vendor_name，VN：

制造商名，用 ASCII 字符串（IS0 7 位码，b8=0）

Controller_type，CT：

硬件控制器类型，用 ASCII 字符串（ISO 7 位码，b8=0）

Hw_rebease，HR：

控制器的硬件版本，用 ASCII 字符串（ISO 7 位码，b8=0）

SW_release， SR：

控制器的软件版本，用 ASCII 字符串（ISO 7 位码，b8=0）

图 21. 标识用户数据

LSAP 状态用户数据

LSAP 状态用户数据包含在远程站上服务存取点的配置并有如下的字节：

	b8	b5 b4 b1
字节 1	Access	
	Address-Extension	
	Role_in_service	Service_type
	— ” —	
字节 6	Role_in_service	Service_type

Access:

b8 b1 <---位位置

0 1 1 1 1 1 1 1 =All

EXT 0 0 0 0 0 0 0)

to >0 到 126（FDL 地址，站地址）

EXT 1 1 1 1 1 1 0)

EXT = 0: 地址扩展无效

EX T= 1: 地址扩展有效

Address Extension:

b8=0,b7=1, b1 to b6: 区域/段地址

(Significance:see Fig.17)

Service_type:

b4 b1 <---位位置

0 0 0 0 发送数据需应答(SDA)

0 0 0 1 发送数据无需应答(SDN)

0 0 1 1 发送和请求数据需回答(SRD)

0 1 0 1 循环发送和请求数据需回答(CSRD)

Rolc_in_service:

b8 b5 <---位位置

0 0 0 0 发起方

0 0 0 1 响应方

0 0 1 0 二者

0 0 1 1 服务未激活

注：对 Service_type SRD 和 CSRD 而言，Role_in_servic 对于响应方是相同的。

图 22. LSAP 状态用户数据

4.8 传输步骤

下面描述允许的帧顺序（报文循环）。不包括错误顺序、广播／群播报文和无回答要求的发送数据。

短应答（E5H）肯定（ACK）或否定（无回答数据）

或

SD1	DA	SA	FC	FCS	ED

或回答帧：

SD3	DA	SA	FC	DATA_UNIT	FCS	ED

或

SD2	LE	LEr	SD2	DA	SA	FC	DATA_UNI	FCS	ED

可变长度

图 23. 固定长度不带数据的发送／请求帧

SYN	SD4	DA	SA

令牌

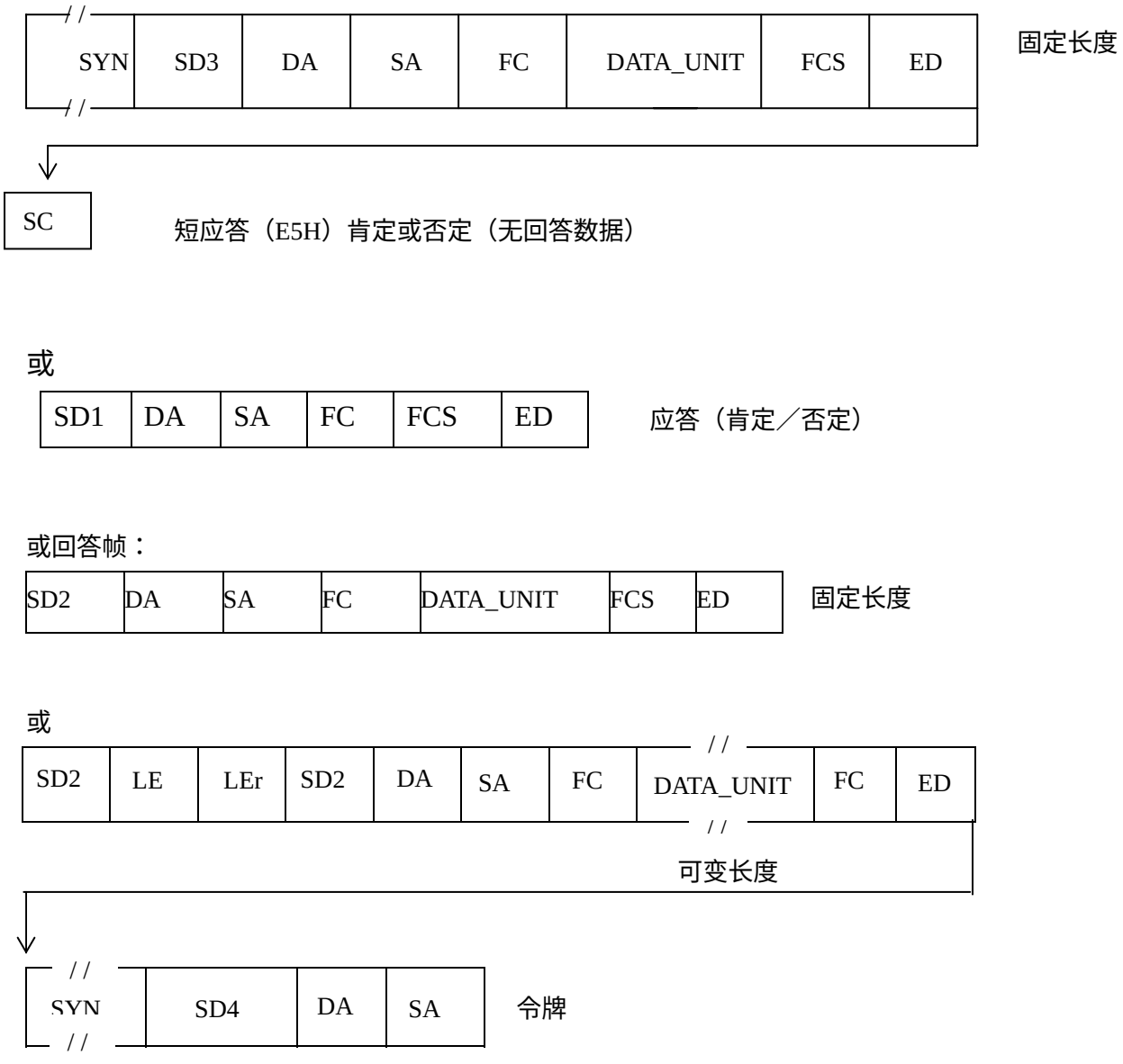


图 24. 令牌帧和固定长度、带数据、包含地址扩展的发送／请求帧

或

SD1	DA	SA	FC	FCS	ED

或回答帧：

DS3	DA	SA	FC	DATA_UNIT	FCS	ED

或

可变长度

图 25.可变数据字段长度的发送／请求带帧